

INDICE

PREFAZIONE	I
CAPITOLO 1: LA TECNOLOGIA UWB	
1.1 Caratteristiche dell'UWB	1
1.1 .1 INTRODUZIONE AI SISTEMI UWB	1
1.1 .2 TIME HOPPING CON IMPULSE RADIO	2
1.1 .3 ELABORAZIONE DEL SEGNALE RICEVUTO	5
1.1 .4 PRESTAZIONI DEL SISTEMA IN CASO DI ACCESSO MULTIPLO	10
1.1 .5 RISULTATI E CONCLUSIONI	13
1.2 Architetture di rete che utilizzano l'UWB	14
1.2 .1 PEER-TO-PEER IMPULSE RADIO NETWORK	14
1.2 .1.1 <i>Introduzione</i>	14
1.2 .1.2 <i>Modello di sistema</i>	15
1.2 .1.3 <i>Controllo di potenza</i>	18
1.2 .1.4 <i>Variazione del bit rate</i>	20
1.2 .1.5 <i>Risultati e conclusioni</i>	21
1.2 .2 NUOVA IMPULSE RADIO NETWORK PER COMUNICAZIONI WIRELESS TATTICO-MILITARI	25
1.2 .2.1 <i>Introduzione</i>	25
1.2 .2.2 <i>Metodologia full-duplex</i>	26
1.2 .2.3 <i>Descrizione dei sistemi confrontati</i>	30
1.2 .2.4 <i>Sustained Link Network (SLN)</i>	32
1.2 .2.5 <i>Modello di sistema</i>	33
1.2 .2.6 <i>Risultati e conclusioni</i>	34
1.2 .3 RETE WIRELESS "WHYLESS.COM"	35
1.2 .3.1 <i>Elementi di rete e modello architetturale</i>	35
1.2 .3.2 <i>Ruolo e qualità di servizio del livello MAC</i>	37
1.2 .3.3 <i>Classi di servizio del livello MAC</i>	38
1.2 .3.4 <i>Parametri MAC</i>	39
1.3 Tecniche di riconfigurazione del bit rate di una trasmissione UWB.....	40
CAPITOLO 2: TECNICHE DI ALLOCAZIONE DELLE RISORSE	
2.1 Tecniche centralizzate.....	45
2.1 .1 INTRODUZIONE	45
2.1 .2 FAFS : UN NUOVO PROTOCOLLO PER WIRELESS ATM	46
2.1 .3 ALGORITMO DI ALLOCAZIONE DELLA RISORSA PER SORGENTI A BIT RATE VARIABILE IN RETI WIRELESS ATM	49
2.2 Tecniche distribuite.....	52
2.2 .1 PROTOCOLLO DISTRIBUITO DI NEGOZIAZIONE DELLA RISORSA (DRNP)	52
2.2 .1.1 <i>Introduzione</i>	52
2.2 .1.2 <i>Modello di rete</i>	53
2.2 .1.3 <i>Descrizione del DRNP</i>	56
2.2 .1.4 <i>Prestazioni e conclusioni</i>	61

CAPITOLO 3: REALIZZAZIONE DI UN PROTOCOLLO PER L'ALLOCAZIONE DISTRIBUITA DELLE RISORSE IN AMBIENTE UWB

3.1 Descrizione del sistema considerato.....	63
3.1.1 INTRODUZIONE.....	63
3.1.2 VALUTAZIONE DELL'INTERFERENZA DI UN NODO	63
3.1.3 LIMITI IMPOSTI DALLA REGOLAMENTAZIONE.....	65
3.1.4 DIMENSIONAMENTO DEL CLUSTER UWB	70
3.1.5 DESCRIZIONE DEI CANALI UTILIZZATI.....	72
3.2 Descrizione del protocollo	74
3.2.1 INTRODUZIONE	74
3.2.2 VALUTAZIONE DELLA POTENZA DI TRASMISSIONE	75
3.2.3 <u>CASO 1</u> : RISPETTO DEI LIMITI DI POTENZA IMPOSTI	79
3.2.4 <u>CASO 2</u> : SUPERAMENTO DEL LIMITE IMPOSTO SULLA POTENZA USCENTE DAL NODO	81
3.2.5 <u>CASO 3</u> : SUPERAMENTO DEL LIMITE DI POTENZA IMPOSTO DALLE CONNESSIONI NEL CLUSTER DEL TRASMETTITORE.....	85
3.2.6 <u>CASO 4</u> : SUPERAMENTO DEL LIMITE IMPOSTO DALLE CONNESSIONI NEL CLUSTER DEL TRASMETTITORE E DALLA POTENZA USCENTE DAL NODO	90
3.2.7 TENTATIVO DI INSTAURAZIONE DELLA CONNESSIONE AD UNA POTENZA PIÙ BASSA DI QUELLA NECESSARIA (EMERGENZA AL RICEVITORE)	91
3.2.8 PROBLEMA DELLA STIMA DELL'INTERFERENZA PER TRASMISSIONI NON CONTINUE	101
3.2.9 PROBLEMI DEI SET UP CONCORRENTI.....	103
3.2.10 TENTATIVO DI AUMENTO DEL BIT RATE DA PARTE DI UNA CONNESSIONE BE.....	107
3.2.11 PROCEDURE DI ALLARME	111
3.2.12 RIEPILOGO E DESCRIZIONE DEI SEGNALI UTILIZZATI NEL PROTOCOLLO	115

CAPITOLO 4: SIMULAZIONE DEL PROTOCOLLO REALIZZATO

4.1 Descrizione del simulatore	118
4.1.1 INTRODUZIONE	118
4.1.2 ASSUNZIONI DELLA SIMULAZIONE	119
4.1.3 DESCRIZIONE GENERALE DEL PROGRAMMA DI SIMULAZIONE.....	121
4.2 Risultati e conclusioni	123
4.2.1 RISULTATI DELLA SIMULAZIONE	123
4.2.2 CONSIDERAZIONI SULLE PRESTAZIONI DEL SISTEMA CAUSATE DALL'INTERFERENZA	133
4.2.3 CONCLUSIONI	137
BIBLIOGRAFIA	138

PREFAZIONE

La tendenza attuale delle telecomunicazioni di tipo mobile è quella di ricercare soluzioni che siano il meno legate ad infrastrutture fisse, realizzando topologie di rete in cui la comunicazione fra terminali sia di tipo “alla pari” dove tutte le entità coinvolte gestiscono in modo distribuito le risorse a disposizione. Questa tendenza si differenzia in maniera profonda con le attuali reti wireless (GSM,GPRS,UMTS, ecc.) dove le comunicazioni fra terminali vengono gestite in modo gerarchico; infatti la stazione radio-base ha un ruolo fondamentale rispetto ai singoli terminali in quanto una qualsiasi comunicazione nella rete non può prescindere dalla sua presenza. È evidente che in un’architettura di tale genere, definibile come “single hop”, la stazione radio-base detiene il ruolo di controllore centralizzato ed un suo eventuale guasto determinerebbe il blocco di una parte della rete.

In architetture di tipo “alla pari” invece tutti i terminali hanno gli stessi compiti e si coordinano fra loro per permettere qualsiasi comunicazione nella rete. Oltre ai vantaggi di tipo tecnico che una rete distribuita può determinare è da sottolineare l’aspetto economico-sociale che questa nuova filosofia di rete può portare: infatti l’assenza di infrastrutture fisse elimina la dipendenza di ogni utente dagli operatori di rete, poiché lo stesso terminale può svolgere funzioni di commutazione per una comunicazione che non lo riguarda direttamente (multihop).

Inoltre la caratteristica delle reti future, oltre a quelle di consentire alte velocità di trasferimento, è di fornire differenti qualità di servizio in modo da integrare comunicazione dati, voce e immagini (multimedialità).

Fra i progetti di ricerca indirizzati verso questi obiettivi si inserisce quello di “Whyless.com” che intende realizzare tali caratteristiche sfruttando le enormi potenzialità che la tecnica di trasmissione Ultra-Wide Band (UWB) dello strato fisico mette a disposizione. Questa, concepita quasi mezzo secolo fa ma utilizzata fino adesso solo in ambiente militare, utilizza i principi della modulazione di posizione PPM

permettendo la gestione dell'accesso multiplo attraverso la tecnica TH-CDMA. Le caratteristiche di tale tecnica sono molteplici e le più importanti da sfruttare per tale progetto sono la bassissima densità spettrale di potenza del segnale emesso, l'ampiezza di banda dell'ordine dei 2 GHz, l'immunità al fading da cammini multipli e la possibilità di coesistere con altri sistemi.

Il presente lavoro è orientato alla progettazione e alla realizzazione di un protocollo per la gestione distribuita della risorsa, quindi legato inesorabilmente al controllo dell'accesso al mezzo (MAC), che rispetti le linee guida del progetto "Whyless.com". A tale scopo nel capitolo 1 vengono descritte le caratteristiche del sistema radio UWB con le relative prestazioni; inoltre è fornita una descrizione della topologia e delle prestazioni di alcune reti di tipo militari che utilizzano tale tecnica e sono presentate le caratteristiche del progetto di rete "Whyless.com" che utilizzerà l'UWB. Infine sono confrontate le possibili tecniche che possono essere utilizzate per aumentare la velocità di trasmissione in una comunicazione UWB.

Nel capitolo 2 invece vengono affrontate le tecniche di gestione della risorsa, analizzando prima alcuni protocolli di tipo centralizzati utilizzati in reti wireless ATM e poi descrivendo un protocollo distribuito in cui la risorsa viene negoziata fra i vari utenti in una rete ad hoc wireless LAN.

Nel capitolo 3 prendendo spunto da quanto analizzato in precedenza, si forniscono le caratteristiche del sistema considerato ed in seguito si dà la descrizione del protocollo realizzato in base alle ipotesi fatte nella prima parte.

Nell'ultimo capitolo si fornisce prima una breve descrizione del programma che simula il protocollo realizzato e poi si analizzano i risultati che si sono ottenuti, fornendo le possibili direzioni di sviluppo del progetto.

CAPITOLO 1

L'ULTRA-WIDEBAND (UWB) NEI SISTEMI DI COMUNICAZIONE

1.1 CARATTERISTICHE DELL'UWB

1.1.1 Introduzione ai sistemi UWB

Il termine wideband nel campo dei sistemi di comunicazione può assumere significati diversi anche se in genere si intende l'impiego di una larga banda di modulazione tale da permettere un alto bit rate di trasmissione. Nella ultra-wideband il segnale trasmesso occupa una banda estremamente larga anche in assenza di traslazione della frequenza e questo permette che la potenza trasmessa venga sparsa su una banda più larga, spread spectrum (SS), riducendo lo spettro di densità.

Questo metodo permette di avere un segnale che è più nascosto, è fortemente immune agli effetti delle interferenze e ha un'ottima risoluzione temporale.

Un'altra caratteristica di questo sistema è quella di non utilizzare una portante sinusoidale per portare il segnale a bande di frequenza dove la propagazione è migliore, ma per la trasmissione utilizza il time-hopping (TH), con un segnale in banda base composto da impulsi (monocicli) di durata inferiore al nanosecondo e proprio per questo il campo delle frequenze va da pochi Hz a qualche gigahertz.

L'altra caratteristica importante è che gli impulsi radio, operando alle più basse frequenze possibili, pur supportando una trasmissione a banda larga, hanno la possibilità di penetrare materiali che risulterebbero opachi alle alte frequenze.

Inoltre, usando segnali con bande dell'ordine del gigahertz, si ha che i cammini multipli hanno una risoluzione dell'ordine del nanosecondo o meno cioè, per cammini che hanno differenze di lunghezza dell'ordine di alcune decine di centimetri. Questo permette di

avere un fading da cammini multipli ridotto anche in ambiente indoor e quindi, insieme alla capacità di penetrazione degli impulsi radio, consente di ottenere dei sistemi radiomobili ad alta qualità anche in ambienti indoor. Quindi, nella progettazione di un collegamento radio, la scarsità di fading da cammini multipli permette di ridurre il margine da assegnare a questo tipo di attenuazione. Quindi consente di utilizzare trasmissioni a bassa potenza, abbassando ulteriormente lo spettro di densità di potenza del segnale trasmesso e ottenendo che gli impulsi radio non interferiscano con altri sistemi radio a banda stretta operanti alle stesse frequenze. In questo modo si ottiene la caratteristica più determinante per lo sviluppo dei sistemi UWB e cioè la *coesistenza* con altri sistemi.

La chiave fondamentale dell'utilizzo del TH-SS sugli impulsi radio, sta nell'alta capacità di risoluzione dei cammini multipli e nella disponibilità di implementare e generare segnali UWB in modo relativamente poco complesso. Le tecniche di generazione di tali segnali, sono note da più di 30 anni nell'ambiente radar, come "*baseband carrierless short pulse*".

Nel nostro caso ci occuperemo di un formato di modulazione che può essere utilizzato con le attuali tecnologie, sotto la condizione di un ideale canale ad accesso multiplo.

1.1.2 Time hopping con impulse radio

Un tipico formato di TH con impulsi radio, nel quale il k-esimo trasmettitore emette il segnale $s_{tr}^{(k)}(t^{(k)})$, è dato da:

$$s_{tr}^{(k)}(t^{(k)}) = \sum_{j=-\infty}^{+\infty} w_{tr}(t^{(k)} - jTf - c_j^{(k)}Tc - d_j^{(k)}) \quad (1)$$

dove $t^{(k)}$ è l'istante di tempo di clock del trasmettitore, $w_{tr}(t)$ rappresenta la forma d'onda trasmessa (monociclo), che inizia all'istante 0 del clock del trasmettitore. Come si vede da (1), il segnale emesso dal k-esimo utente consiste in un gran numero di monocicli traslati ogni volta di quantità differenti, in modo che il j-esimo impulso inizia all'istante $jTf + c_j^{(k)}Tc + d_j^{(k)}$.

Le componenti di traslazione hanno il seguente significato:

- 1) *treno di impulsi uniformemente spazati* : un treno di impulsi di forma

$$\sum_{j=-\infty}^{+\infty} w_{tr}(t^{(k)} - jTf)$$

consiste in una serie di monocicli spazati in tempo di Tf (tempo di frame o di ripetizione dell'impulso) che possono andare da 100 a 1000 volte la larghezza del monociclo, avendo quindi un duty cycle bassissimo. Nel caso di accesso multiplo, i segnali composti da impulsi uniformemente spazati, sono vulnerabili alle occasionali *collisioni catastrofiche*, nel quale un gran numero di impulsi dei due segnali sono ricevuti simultaneamente, come succede nei sistemi ALOHA.

- 2) *Random/pseudorandom time-hopping* : per eliminare le collisioni catastrofiche nell'accesso multiplo, ogni collegamento (indicato con k) usa un diverso insieme di traslazione degli impulsi $\{c_j^{(k)}\}$ chiamata sequenza o codice di TH. Questa sequenza di traslazioni sono pseudorandom con periodo Np, con ogni elemento della sequenza che è un valore intero $0 \leq c_j^{(k)} \leq Nh$. Per cui la sequenza di TH fornisce un'ulteriore traslazione ad ogni impulso di $c_j^{(k)}Tc$ secondi, ottenendo quindi dei valori discreti compresi fra 0 e NhTc secondi. Poiché la sequenza pseudorandom ha periodo Np, la forma d'onda $\sum_{j=-\infty}^{+\infty} w_{tr}(t^{(k)} - jTf - c_j^{(k)}Tc)$ ha un periodo Tp= NpTf ed una densità spettrale con linee spaziate non più ogni 1/Tf ma la spaziatura diminuisce a 1/Tp (fig.1.2a). Considerando come monociclo ricevuto all'uscita dell'antenna quello proposto in [1],

$$w_{rec}(t + 0.35) = \left[1 - 4\pi\left(\frac{t}{\tau_m}\right)^2 \right] \exp\left[-2\pi\left(\frac{t}{\tau_m}\right)^2 \right] \quad \text{con } \tau_m = 0.2877ns$$

e disegnato in fig.1.1(a), con spettro di densità di potenza (PSD) disegnato in fig.1.1(b), allora il PSD del segnale ricevuto nel caso di codice pseudorandom, risulta avere delle linee di spettro più dense ed un valore massimo più basso al crescere di Np e con Nh costante (fig.1.2b e fig.1.2c)[18].

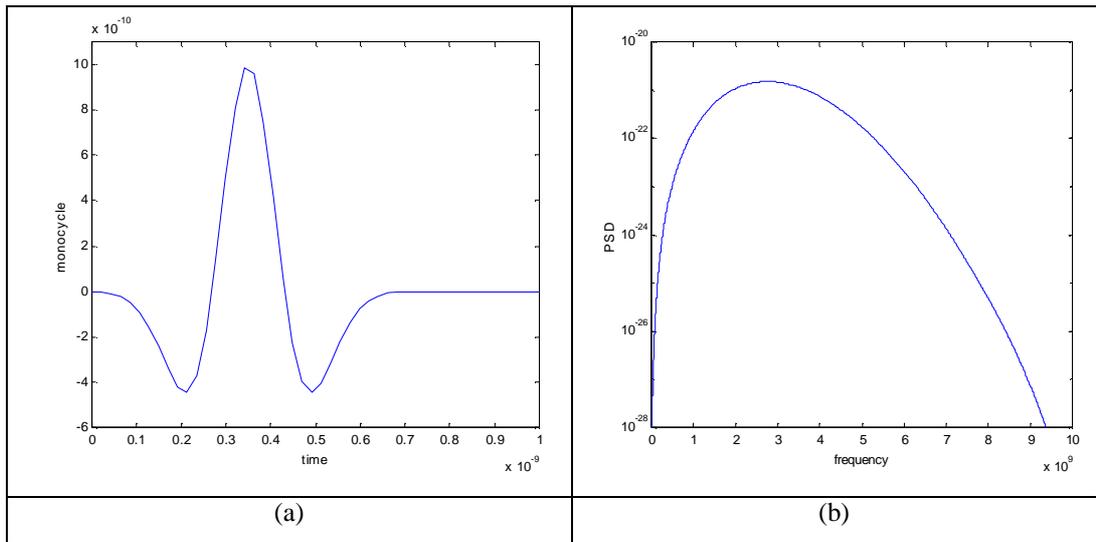


Fig.1. 1 (a) monociclo $w_{rec}(t)$; (b) PSD del monociclo.

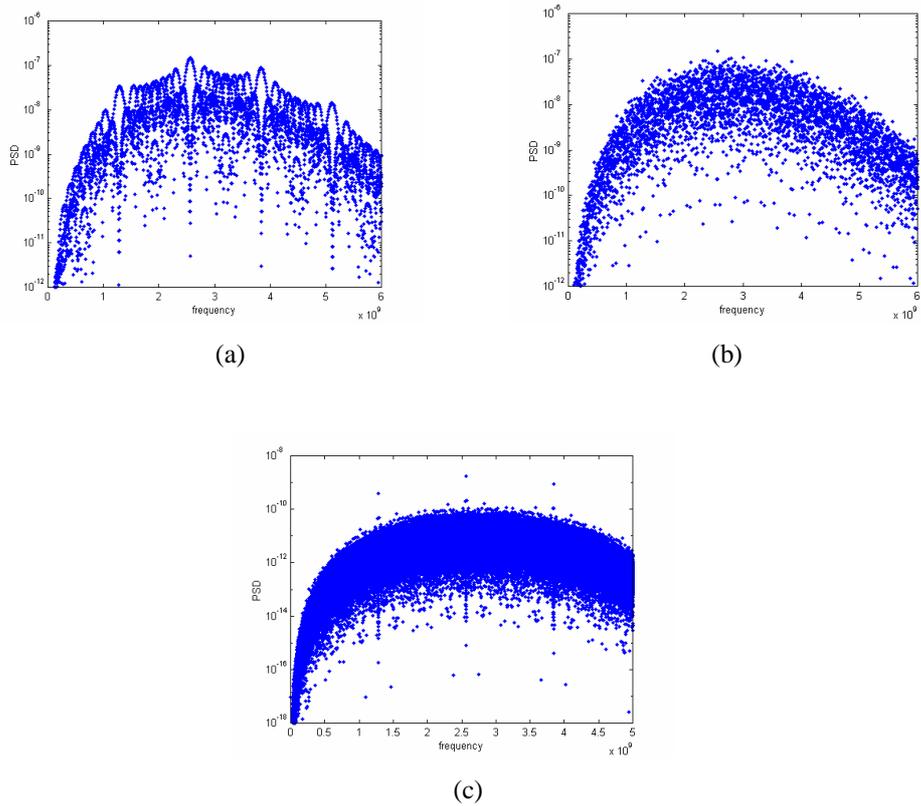


Fig.1.2

- (a) PSD di un codice pseudorandom con $N_p = N_h = 7$;
- (b) PSD di un codice pseudorandom con $N_p = 7$ e $N_h = 100$;
- (c) PSD di un codice pseudorandom con $N_p = 128$ e $N_h = 100$;

Quindi, in base alla scelta del rapporto NhT_c/T_f , si ha che cambia la possibilità di avere collisioni fra impulsi; in particolare, con valori di $NhT_c/T_f \ll 1$ la collisione rimane un evento significativo mentre, con $NhT_c/T_f \approx 1$ ed un buon codice di time-hopping, l'interferenza dovuta all'accesso multiplo può essere modellizzata come un processo gaussiano.

- 3) *Modulazione* : la sequenza $\{d_j^{(k)}\}_{j=-\infty}^{+\infty}$ del trasmettitore k , è un flusso di simboli binari (0 o 1) che in qualche modo porta informazione. In particolare questo è un sistema di modulazione che utilizza N_s monocicli per simbolo, per cui il simbolo modulato cambia solo ogni N_s impulsi. In questo metodo di modulazione, assumendo che il simbolo da trasmettere sia il singolo bit, se il suo valore è 0, nessuna traslazione temporale è aggiunta sui monocicli modulati, mentre se il bit è 1, allora si aggiunge ad ognuno una traslazione pari a δ . Per cui in questo formato di modulazione un singolo bit ha durata $T_b = N_s \cdot T_f$. Per un fissato valore di T_f allora il bit rate della trasmissione R_b determina il numero N_s di monocicli che sono modulati dal singolo bit:

$$R_s = R_b = \frac{1}{T_b} = \frac{1}{N_s T_f} \text{ s}^{-1}$$

1.1.3 Elaborazione del segnale ricevuto

Quando N_u trasmettitori sono attivi nel sistema insieme al trasmettitore utile, allora il segnale ricevuto $r(t)$ può essere modellizzato come :

$$r(t) = \sum_{k=1}^{N_u} A_k s_{rec}^{(k)}(t - \tau_k) + n(t)$$

nel quale A_k rappresenta l'attenuazione dovuta alla propagazione del segnale ricevuto dal k -esimo trasmettitore, τ_k rappresenta l'asincronismo fra il tempo di clock del trasmettitore k ed il ricevitore e $n(t)$ rappresenta l'interferenza diversa da quella dovuta

alle trasmissioni di monocicli (per esempio il rumore termico del ricevitore) presente all'ingresso del correlatore.

Assumendo che il ricevitore è interessato a determinare le informazioni inviate dal trasmettitore 1, allora se solo questo segnale è presente si ha:

$$r(t) = A_1 s_{rec}^{(1)}(t - \tau_1) + n(t)$$

quando il ricevitore ha ottenuto la perfetta sincronizzazione con il segnale trasmesso da 1 (con l'acquisizione dalla sequenza di sincronizzazione del valore τ_1 o per la periodicità del codice di time-hopping del valore $(\tau_1 \bmod Tf)$) allora può determinare gli intervalli di tempo contenenti la forma d'onda del bit trasmesso. In particolare il ricevitore ottimo effettua una correlazione, nell'intervallo di tempo $T_s = N_s \cdot Tf$, del segnale ricevuto $r(t)$ con un segnale standard $v(t)$ ed in base al risultato ottenuto si sceglie se il bit ricevuto è 0 oppure 1. Questo corrisponde a decidere fra 2 ipotesi H_0 ed H_1 , dove:

$$H_d : r(t) = A_1 \sum_{j=0}^{N_s} w_{rec}(t - \tau_1 - jTf - c_j^{(1)}Tc - \delta d) + n_{tot}(t)$$

dove $n_{tot}(t)$ è la forma d'onda che rappresenta il rumore e l'interferenza:

$$n_{tot}(t) = \underbrace{\sum_{K=2}^{N_u} A_k s_{rec}^{(k)}(t - \tau_k)}_{\text{rumore da accesso multiplo}} + \underbrace{n(t)}_{\text{rumore ricevitore, ecc.}}$$

Per cui il correlatore del ricevitore si può ridurre ad una regola di decisione:

$$\text{decide per } 0 \Leftrightarrow \sum_{j=0}^{Ns-1} \int_{\tau_1+jTf}^{\tau_1+(j+1)Tf} r(t) \cdot v(t - \tau_1 - jTf - c_j^{(1)}Tc) \cdot dt > 0$$

valore su cui decide il ricevitore
uscita del correlatore fra il monociclo ed il segnale standard

dove $v(t) = w_{rec}(t) - w_{rec}(t - \delta)$ è il segnale standard di confronto:

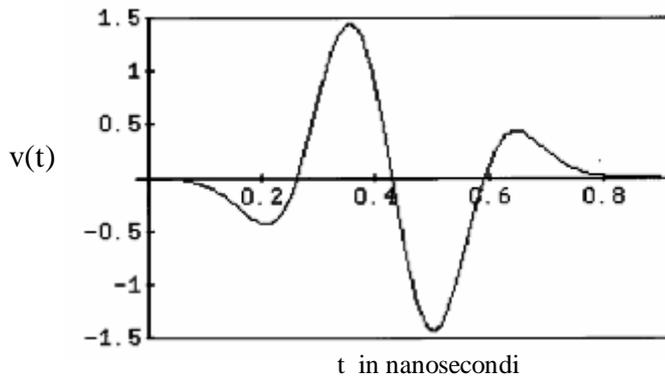


Fig.1.3. Segnale standard di confronto $v(t)$ per il segnale di fig.1.1. Dove il parametro δ è scelto essere pari a 0.156 ns. Poiché $v(t)$ è la differenza di due monocicli traslati di δ il segnale standard si estende approssimativamente di δ in più della larghezza del monociclo (circa 0.86 ns)

per cui il ricevitore, somma le Ns correlazioni fatte fra il segnale ricevuto $r(t)$ con il segnale standard, ed in base al valore ottenuto decide se il bit è 0 oppure 1:

$$s_{rec}(t) \longrightarrow \int_{Tb} v(t) dt \longrightarrow \int_{Tb} v(t) \cdot s_{rec}(t) dt = \begin{cases} + mp & \text{se } b_i = 0 \\ - mp & \text{se } b_i = 1 \end{cases} \quad (2)$$

Fig.1.4. Segnale ricevuto che viene moltiplicato con il segnale standard di confronto $v(t)$ e poi integrato sul periodo di bit (pulse train integrator)

Questo decisore risulta essere ottimo quando il rumore da accesso multiplo è gaussiano, e ciò si verifica quando il numero di utenti è grande ed il loro effetto combinato può essere approssimato ad un processo aleatorio gaussiano. Sotto questa approssimazione, il rumore totale $n_{tot}(t)$ è un processo aleatorio gaussiano e bianco ed il ricevitore può essere considerato ottimo. Un possibile diagramma a blocchi del ricevitore è mostrato nella seguente figura[1]:

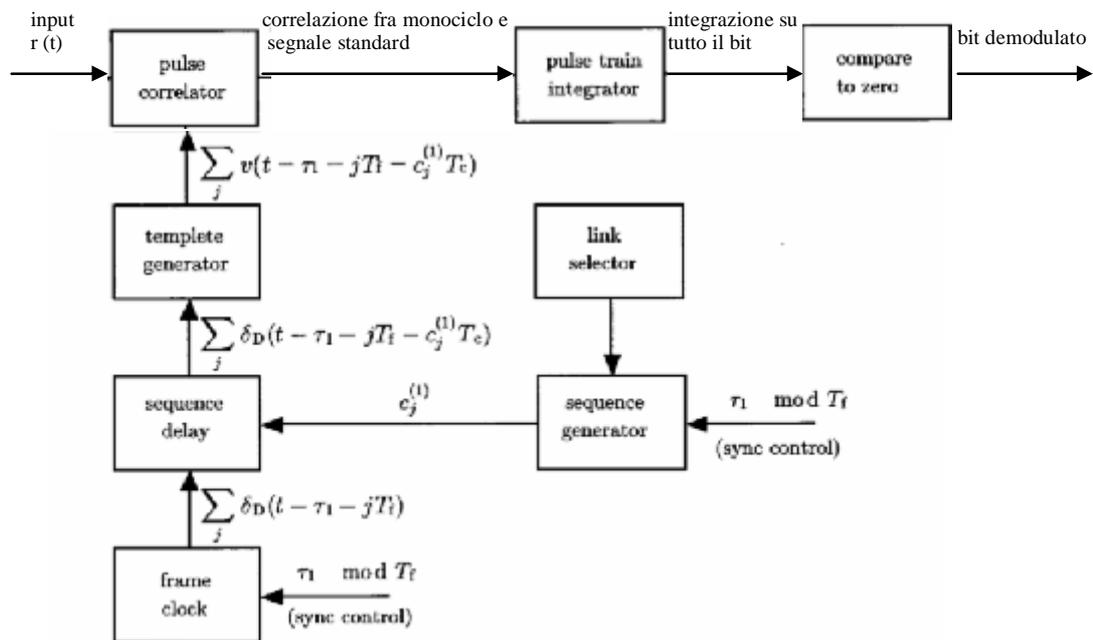


Fig.1.5. Diagramma a blocchi del ricevitore del segnale dell'utente 1. Gli impulsi di clock sono indicati dalla funzione di Dirac $\delta_D(\cdot)$.

Per comprendere meglio come funziona la modulazione, la ricezione ed i problemi di collisione che si hanno nell'accesso multiplo, si può prendere in considerazione un semplice esempio chiarificatore. Ipotizzando di avere i seguenti parametri di trasmissioni:

$$C1 = 123 \quad C2 = 132$$

$$\delta \leq T_c \quad \tau_m \leq \frac{T_c}{2}$$

$$Nh = 3 \quad T_c = \frac{T_f}{Nh} \quad T_f = \frac{T_b}{Ns}$$

C1 e C2 sono i codici di time-hopping dei 2 utenti

si ha che in caso di segnali sincroni, la collisione di un monociclo può avvenire se le due trasmissioni hanno la stessa cifra di codice di time-hopping, mentre per avere collisioni sull'intero bit, si deve avere che le due trasmissioni abbiano lo stesso codice di time-hopping. Nel caso di fig.1.6a si ha che le due trasmissioni hanno la prima cifra

di codice uguale ($C_1^1 = C_2^1$) e lo stesso valore di bit ($b_1=0, b_2=0$) e si verifica che la collisione è costruttiva, poiché questa “aiuta” il decisore, infatti si ottiene $mp=3+1=4$ valori di area ($s(t) \cdot v(t)$), cioè un valore superiore rispetto a quello che si sarebbe avuto senza la trasmissione interferente ($mp=3$); mentre nel caso di fig.1.6b, in cui il bit trasmesso è opposto ($b_1=0, b_2=1$), la collisione è distruttiva infatti si ottiene $mp=3-1=2$, che è un valore inferiore a quello che si sarebbe ottenuto senza l’interferente. Comunque in entrambi i casi la collisione non fa perdere l’informazione del bit ($b_1=0$), poiché anche nel caso di collisione distruttiva si ha sempre un valore di mp più grande della soglia di decisione ($=0$).

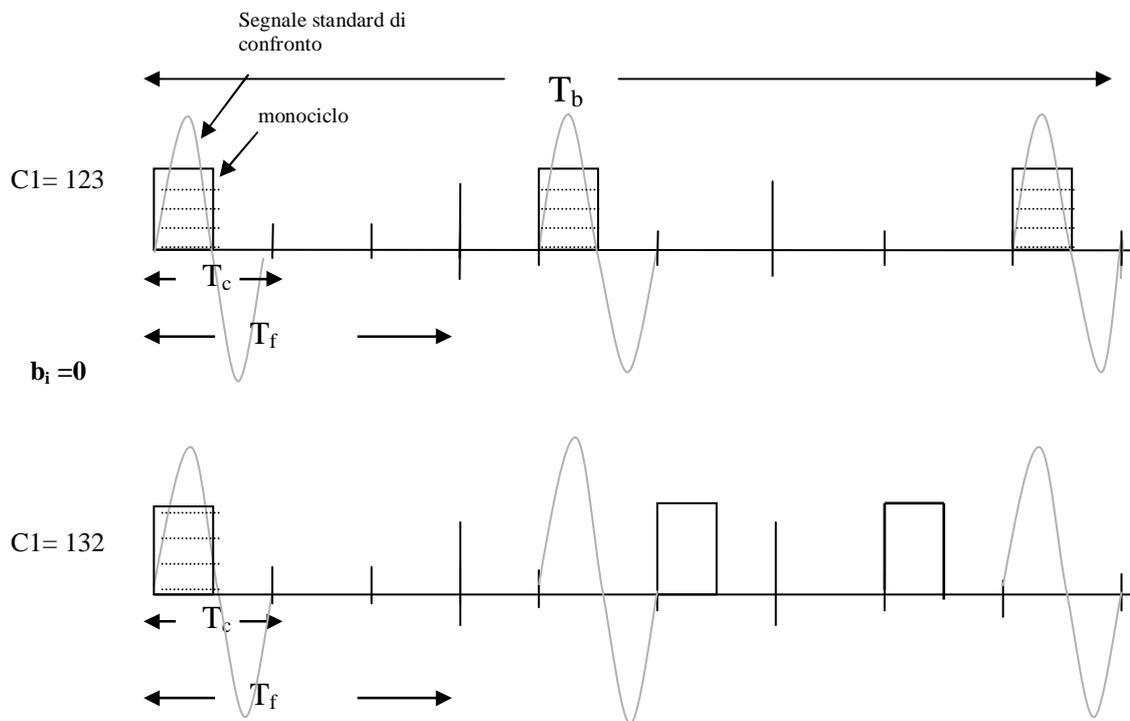


Fig.1.6(a). Collisione costruttiva di un monociclo

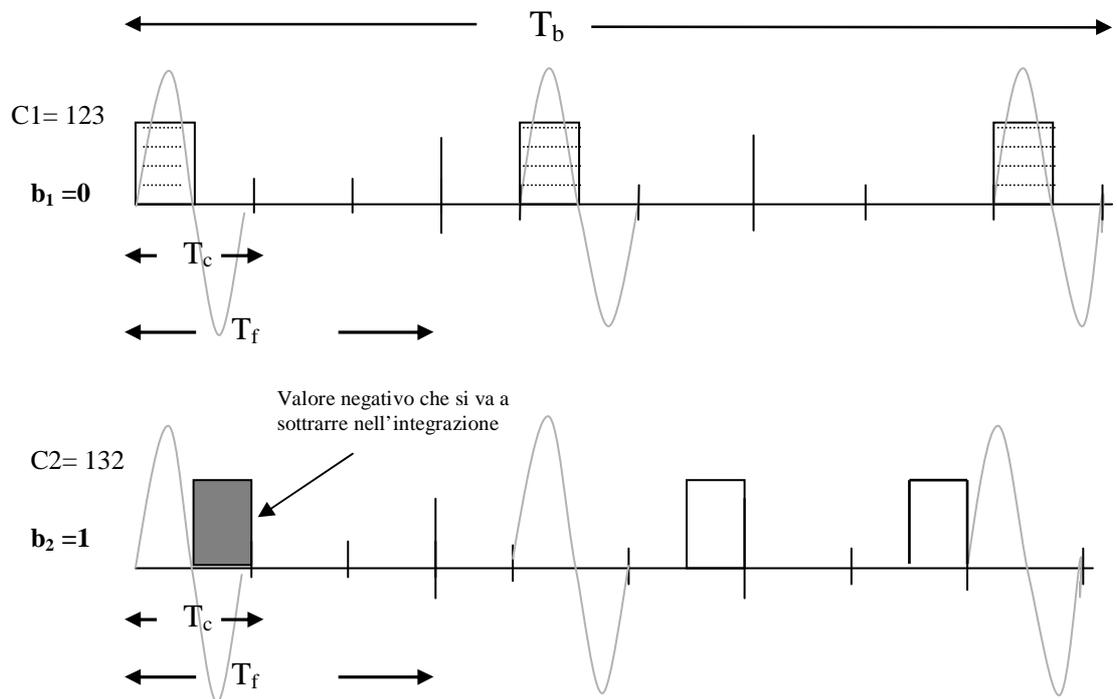


Fig.1.6(b). Collisione distruttiva di un monociclo

1.1.4 Prestazioni del sistema in caso di accesso multiplo

Il rapporto segnale-rumore all'uscita del ricevitore può essere definito come:

$$SNR_{out}(Nu) = \frac{m^2}{E\{|n_d|^2\}} \quad \text{con} \quad n_d = \sum_{k=2}^{Nu} A_k \cdot n_k + n_{rec}$$

dove: n_k si dimostra essere [1] una variabile aleatorie a valor medio nullo e rappresenta il rumore dovuto all'accesso multiplo causato dal k-esimo trasmettitore; n_{rec} rappresenta il rumore del ricevitore e quello dovuto ad altre sorgenti interferenti diverse da trasmissioni UWB.

Si dimostra ancora in [1] che:

$$m = Ns \cdot A_1 \cdot mp$$

dove:

$$mp = \int_{-\infty}^{+\infty} w_{rec}(t) \cdot v(t) \cdot dt$$

e quindi si può scrivere che :

$$E\{|n_d|^2\} = \sigma_{rec}^2 + Ns \cdot \sigma_a^2 \cdot \sum_{k=2}^{Nu} A_k^2$$

dove: σ_{rec}^2 è la varianza del rumore del ricevitore all'uscita dell'integratore del treno di impulsi di fig.1.5;

σ_a^2 è la varianza del rumore da accesso multiplo:

$$\sigma_a^2 = \frac{1}{Tf} \cdot \int_{-\infty}^{+\infty} \left[\int_{-\infty}^{+\infty} w_{rec}(t-s) \cdot v(t) \cdot dt \right]^2 ds$$

Quando solo il trasmettitore utile sta trasmettendo ($Nu=1$), allora il rapporto segnale-interferenze per il singolo utente è dato da:

$$SNR_{out}(1) = \frac{(Ns \cdot A_1 \cdot mp)^2}{\sigma_{rec}^2} \quad (3)$$

per cui $SNR_{out}(1)$ è quello che si può osservare per il singolo collegamento. Questo valore convoglia tutti i fattori di scala che si hanno nel rumore del ricevitore e nelle interferenze dovute a trasmettitori diversi da UWB.

Per completare il calcolo di $SNR_{out}(Nu)$ si fanno le seguenti assunzioni:

- a) Gli elementi del codice di time-hopping, $c_j^{(k)}$ con $j = 1, \dots, N_p$ e $k = 2, \dots, N_u$, sono indipendenti e uniformemente distribuiti nell'intervallo $[0, N_h)$, ed il calcolo è fatto sul rapporto segnale-rumore mediato rispetto al codice.
- b) L'asincronismo della trasmissione determina che le differenze fra due tempi di trasmissione $\tau_k - \tau_1$, con $K = 2, \dots, N_u$, sono indipendenti, con $(\tau_k - \tau_1) \bmod T_f$ uniformemente distribuito nell'intervallo $[0, T_f)$.
- c) Per garantire che nessuna variabile del codice di time-hopping capiti più di una volta nel tempo di bit, si assume $N_s < N_p$.
- d) Si assume che il monociclo ricevuto soddisfi la seguente relazione:

$$\int_{-\infty}^{+\infty} w(t) \cdot dt = 0$$

Quando la forma d'onda $w(t)$ è mediata sui tempi di traslazione, che per la b) sono uniformemente distribuiti, allora per la d) si ottiene la condizione $E\{n_{tot}(t)\} = 0$.

In base a queste considerazioni si ottiene [2] che:

$$SNR_{out}(Nu) = \frac{1}{\frac{1}{SNR_{out}(1)} + \frac{1}{N_s} \cdot \frac{\sigma_a^2}{mp^2} \cdot \sum_{K=2}^{Nu} \left(\frac{A_k}{A_1}\right)^2}$$

che può essere riscritto utilizzando la (3) come:

$$SNR_{out}(Nu) = \frac{(N_s \cdot A_1 \cdot mp)^2}{\sigma_{rec}^2 + N_s \cdot \sigma_a^2 \cdot \sum_{K=2}^{Nu} A_k^2}$$

questo permette di risalire alla probabilità di errore quando si usa la regola di decisione (2), che può essere vista come quella applicata ad un sistema *B-PSK* [3] :

$$P_{error}(Nu) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \sqrt{SNR_{out}(Nu) \cdot \sin^2\left(\frac{\pi}{2}\right)}$$

1.1.5 Risultati e conclusioni

In base alle scelte dei parametri fatte in [2], dove si assume che il rapporto segnale-rumore (senza rumore da accesso multiplo) è fissato in modo tale che $P_{\text{err}}(1) = 10^{-3}$ e nel quale si utilizza il perfetto controllo di potenza al ricevitore ($A_k = A_1$, per tutti gli A_k), si ottengono le seguenti prestazioni:

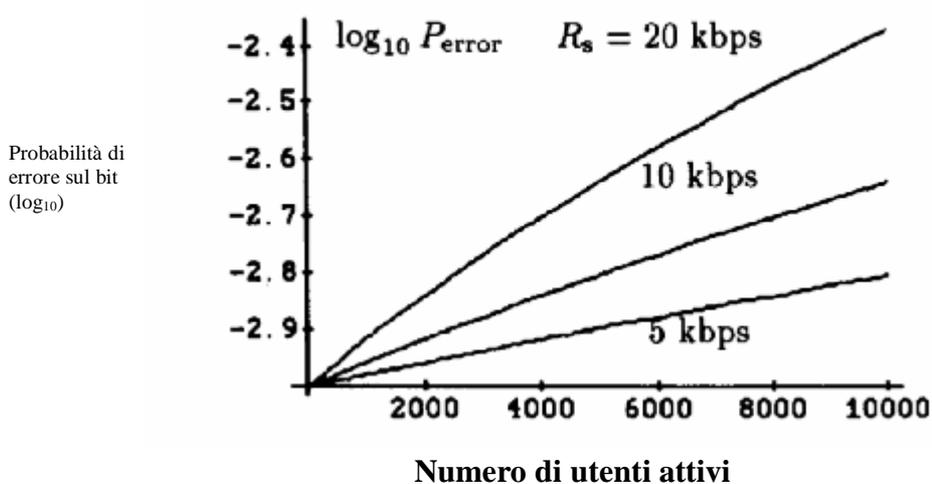


Fig.1.7. Probabilità di errore del bit (\log_{10}) come funzione del numero contemporaneo di utenti attivi (N_u) sotto condizioni di perfetto controllo di potenza. Il rapporto segnale-rumore è fissato a $S_{\text{out}}(1)=9.55=9.8 \text{ dB}$, corrispondente ad una $P_{\text{error}}=10^{-3}$. Le curve sono parametrizzate rispetto al bit rate delle trasmissioni (R_s), assumendo un tempo di frame (T_f) di 100 ns.

Il sistema usato è abbastanza simile a quello impiegato nel Code-Division Multiple Access (CDMA), infatti sono entrambi basati sul fatto che utilizzano ricevitori a correlazione sui singoli canali per estrarre, dal segnale ricevuto, la forma d'onda del bit. Rispetto al CDMA, si ha il vantaggio di non avere un eccessivo problema di NEAR-FAR, infatti in questo caso si ha tale problema solo quando un monociclo più forte, collide con un monociclo più debole. Dal punto di vista della modulazione, il più grande vantaggio è dovuto all'eccellente risoluzione in tempo del segnale grazie alla breve durata del monociclo; infatti in questo modo il problema dei differenti ritardi dovuta alla propagazione dei cammini multipli, può essere risolto in modo relativamente semplice,

progettando appropriati ricevitori e processando il segnale ricevuto per contrastare l'effetto di degradazione delle prestazioni dovuto ai cammini multipli.

1.2 ARCHITETTURE DI RETE CHE UTILIZZANO L'UWB

1.2.1 Peer-to-peer impulse radio network

1.2.1.1 Introduzione

L'architettura di rete di tipo peer-to-peer qui considerata, permette l'integrazione di voce, video e dati in una rete wireless basata su impulse radio. Questa utilizza un sistema che combina la variazione del bit rate ed un algoritmo di controllo locale di potenza. Tale architettura è motivata dalle caratteristiche future delle comunicazioni wireless di tipo militare che richiedono lo sviluppo di una rete di tipo integrato in campi di battaglia, la non utilizzazione di punti fissi (per es. le stazioni base), la bassa probabilità di intercettazione e scoperta delle forze nemiche (segretezza delle comunicazioni), alta sopravvivenza (non essendoci punti fissi che possono guastarsi o essere abbattuti) e rapida riconfigurazione. A questo scopo il controllo di potenza della rete ha una gerarchia limitata e le informazioni d'utente sono trasferite non attraverso l'utilizzo di entità dello strato superiore (come per es. le stazioni base), ma attraverso dirette connessioni fra entità alla pari. Tali connessioni esistono per tutta la durata della chiamata e sono mantenute anche durante i periodi di silenzio con un basso bit rate in modo da diminuire la riacquisizione dei parametri della comunicazione all'inizio di ogni pacchetto. Il controllo di potenza e le tecniche di variazione del bit rate, sono utilizzate per minimizzare la frazione di tempo durante il quale la potenza aggregata supera una data soglia, consentendo anche un miglioramento nella segretezza del sistema. Un'ulteriore riduzione di tale potenza è ottenuta utilizzando le informazioni disponibili nel set-up della connessione per assegnare la potenza necessaria inizialmente alla comunicazione ed aggiustando poi il valore grazie all'utilizzo di uno schema di controllo di potenza ad anello aperto supportato anche da uno ad anello chiuso.

L'aggiustamento dovuto al sistema ad anello aperto è ottenuto dalla variazione del bit rate di trasmissione. Il sistema impulse radio utilizzato è quello descritto in [1] e [2], basato sull'assunzione di identico bit rate di trasmissione ed identica potenza ricevuta da tutti gli utenti (perfetto controllo di potenza). In questo sistema sono sfruttate altre potenzialità dell'impulse radio, come la variazione del bit rate attraverso il cambiamento del numero di impulsi usati per modulare il singolo bit:

$$R_b = \frac{1}{N_s \cdot T_f}$$

Nei sistemi spread-spectrum di questo tipo (time-hopping CDMA), le prestazioni di ogni collegamento sono limitate dal valore dell'interferenza da multiutente nel sistema; allo scopo di minimizzare tale valore, in modo da migliorare la segretezza delle comunicazioni e rispettare le qualità di servizio in termini di limitazione del bit error rate (BER) dei collegamenti, si utilizza un algoritmo distribuito di controllo di potenza dove sono richieste le sole informazioni locali per operare indipendentemente su ogni collegamento e dove ogni trasmettitore adatta il rate in base alle proprie richieste di traffico. In questo sistema inoltre non si prendono in considerazione problemi di routing che si suppongono risolti a livelli superiori.

1.2 .1.2 Modello di sistema

Nella rete peer-to-peer qui considerata, le connessioni dirette esistono tra due soli utenti, per cui il collegamento è di tipo *single-hop*. Il segnale di acquisizione ed i bit di sincronizzazione, sono forniti una sola volta durante il set-up della connessione ed il collegamento è mantenuto per tutta la durata della connessione. In un sistema multiutente, il problema delle collisioni fra gli impulsi interferenti più forti e quello desiderato più debole ha un grosso impatto sulla robustezza del segnale, anche se tale comportamento, rispetto all'effetto *near-far* osservato in altri sistemi CDMA, ha un effetto minore:

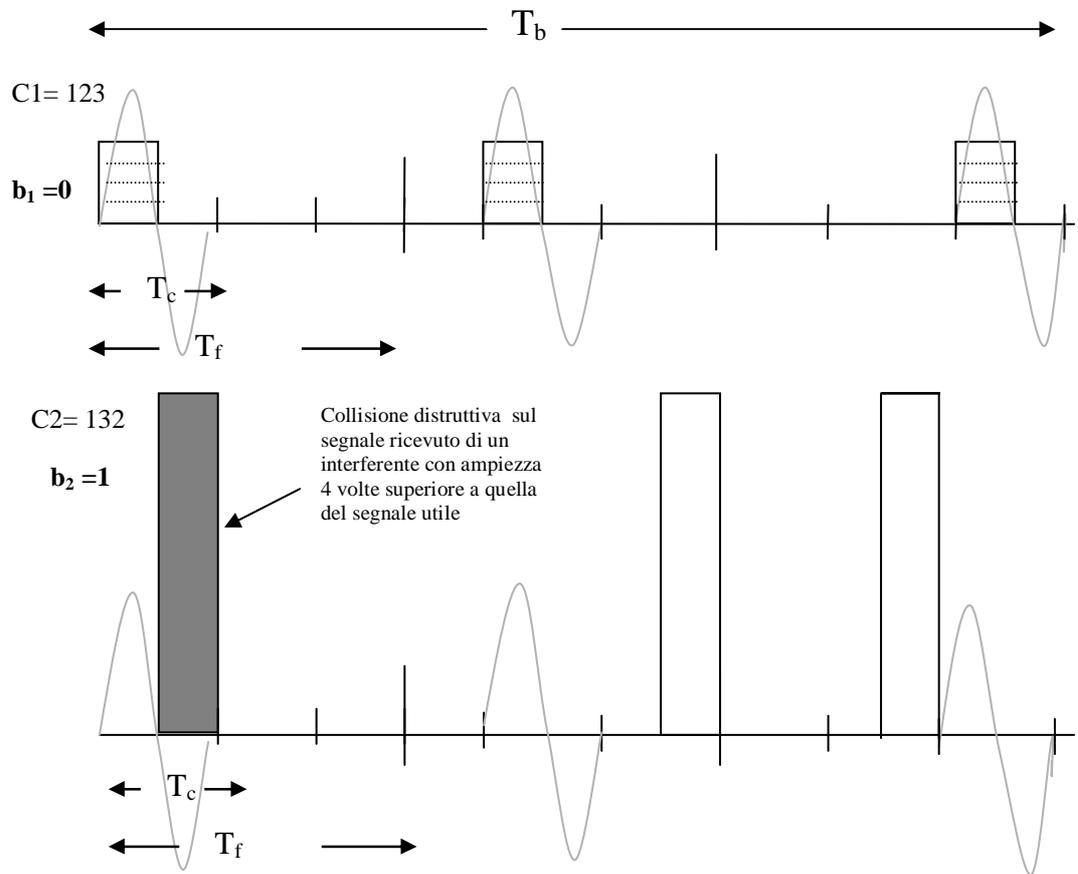


Fig.1.8 Collisione distruttiva nel caso di assenza di controllo di potenza sul segnale ricevuto.

Come si vede dalla fig.1.8, nel caso di collisione distruttiva in assenza di controllo di potenza sul segnale ricevuto, c'è possibilità che l'informazione del bit venga persa, al contrario di quanto accadeva nel caso di controllo di potenza (vedi par1.1.3): infatti se l'interferente è molto forte (in fig.1.8 è 4 volte l'ampiezza del monociclo utile) allora all'uscita dell'integratore si ottiene un valore di $mp=3-4=-1$ e quindi al di sotto della soglia di decisione e quindi il ricevitore deciderà, sbagliando, per $b_1=1$.

Come sistema di impulse radio è usato quello descritto in [1] e [2] anche se viene data una versione modificata dell' $SNR_{OUT}(Nu)$, inoltre si suppone che con qualche tecnica si riesca a multiplexare in tempo il flusso di impulsi ricevuti e trasmessi, realizzando così una trasmissione *full-duplex*. Inoltre si assume che in ricezione il segnale standard di confronto abbia la stessa traslazione di fase del segnale ricevuto, in modo da avere un

ideale “despreading” e demodulazione del bit. Per quanto riguarda l’arrivo in ricezione degli impulsi interferenti, si considerano indipendenti ed uniformemente distribuiti nell’intervallo $[0, Tf)$. Infine viene calcolato [4] il valore della potenza del rumore termico o varianza (σ_{rec}) in ogni intervallo di bit all’uscita del correlatore:

$$\sigma_{rec}^2 = \frac{No}{2} \cdot \sum_{n=0}^{Ns-1} \int_{-\infty}^{+\infty} v(t - nTf) \cdot v(t - nTf) \cdot dt = No \cdot mp \cdot Ns$$

dove No è la densità spettrale di potenza del rumore termico.

Il rapporto segnale-interferenze all’uscita del correlatore (SINR), che è dato dal rapporto fra la potenza del segnale e quella dell’interferenza (la quale include sia l’interferenza da multiutente che quella del rumore), viene scritta in maniera leggermente differente da [1] e [2], in particolare è stata modificata per includere l’ampiezza degli impulsi ed il guadagno di canale del collegamento. Il pedice i indica l’ i -esimo collegamento, mentre i pedici α e β sono usati per distinguere le due unità di comunicazione che formano il collegamento:

$$SINR_{i\beta}(t) = \frac{[A_{i\alpha}(t) Ns_{i\alpha}(t) mp]^2 g_{i\beta i\alpha}(t)}{\sigma_{rec}^2 + Ns_{i\alpha}(t) \sigma_a^2 \sum_{j=1, i \neq j}^N [A_{j\alpha}^2(t) g_{i\beta j\alpha}(t) + A_{j\beta}^2(t) g_{i\beta j\beta}(t)]} \quad (4)$$

dove:

i_α = unità trasmittente;

i_β = unità ricevente;

$SINR_{i\beta}$ = è il rapporto segnale-interferenze (S/I) all’unità ricevente β del collegamento i -esimo;

$A_{i\alpha}$ = ampiezza dell’impulso trasmesso dall’unità i_α ;

g_{uv} = guadagno di canale fra l’unità trasmittente v e l’unità ricevente u , con

$g_{uv} \propto d_{uv}^{-\zeta}$ dove d_{uv} è la distanza tra le due unità del collegamento e ζ è l’esponente del path loss;

Nl = numero di collegamenti nel sistema;

come si vede dalla (4) il $SINR_i$ aumenta all'aumentare di Ns_i e che il bit rate di trasmissione può essere controllato variando Ns_i (vedi par.1.1.2). In questo modo è possibile ridurre la potenza trasmessa, aumentando il guadagno di processo (Ns_i) e quindi diminuendo il bit rate ma lasciando inalterato il $SINR_i$.

1.2 .1.3 Controllo di potenza

Come accennato in precedenza, la riduzione del livello di potenza al minimo valore richiesto, per mantenere la qualità desiderata su un collegamento, è necessaria per ridurre l'interferenza da multiutente nel sistema e migliorare così la segretezza del sistema (permettendo anche un consumo inferiore della batteria). Per tenere conto delle variazioni di distanza del ricevitore, dell'interferenza e dello "shadowing" (o fading lento), come anche del fatto che altri utenti entrano ed escono dal sistema, si usa un controllo di potenza a ciclo chiuso affiancato da un variatore di potenza trasmessa ad anello aperto, che agisce istantaneamente sul bit rate. L'informazione di ritorno, per poter applicare tale controllo, può essere trasmessa sul collegamento inverso sia come pacchetto separato oppure messa insieme ai pacchetti dati ogni t_k secondi. Inoltre ogni unità di comunicazione può ottenere tali informazioni solo dall'unità a lei connessa e perciò c'è bisogno di un algoritmo distribuito del controllo di potenza; per cui l'aggiustamento di potenza dell'i-esimo unità trasmittente per la k-esima iterazione è data da:

$$P_{i\alpha}(t + t_k) = \frac{\gamma_i}{SINR_{i\beta}(t)} \cdot P_{i\alpha}(t)$$

dove γ_i è il S/I desiderato per la qualità dell'i-esimo collegamento, $P_{i\alpha}(t)$ e $P_{i\alpha}(t + t_k)$ sono le potenze di trasmissione dell'unità α all'istante t e $t+t_k$ e $SINR_{i\beta}(t)$ è il S/I misurato dall'unità ricevente β . Perciò l'informazione di ritorno consiste nel rapporto $\gamma_i/SINR_{i\beta}(t)$; lo stesso algoritmo è usato per il controllo di potenza sul collegamento inverso dove β è il trasmettitore ed α è il ricevitore. Le potenze di trasmissione sono variate attraverso la modifica dell'ampiezza del monociclo in base ad una relazione di

proporzionalità $P_{i\alpha}(t) \propto A_{i\alpha}^2(t)$. Al set up della connessione si suppone che $P_{i\alpha}(0)$ è il valore iniziale di potenza e $A_{i\alpha}(0)$ la corrispondente ampiezza iniziale dell'impulso. Assegnando il massimo valore di potenza P_{MAX} (che corrisponde alla massima ampiezza dell'impulso) come valore iniziale, si ottiene una rapida acquisizione dell'informazione ma aumenta l'interferenza da multiutente del sistema, con effetti negativi sull'S/I dei collegamenti esistenti e sulla segretezza del sistema. Se si conosce la distanza fra due utenti, per esempio attraverso il Global Position System (GPS), ed è disponibile durante il set up dagli strati più alti attraverso un canale di controllo, il livello di interferenza degli altri utenti, allora la potenza iniziale può essere assegnata in modo tale da minimizzare l'interferenza da multiutente ed assicurare ancora una rapida acquisizione. Assumendo che gli utenti mobili siano stazionari per tutta la durata della simulazione, allora si ha:

$$SINR_{i\beta}(0) = \frac{[A_{i\alpha}(0) \ mp]^2 \ Ns_{i\alpha}(0) \ g_{i\beta i\alpha}}{\sigma_a^2 \sum_{j=1, i \neq j}^{Nl} [A_{j\alpha}^2(0) \ g_{i\beta j\alpha} + A_{j\beta}^2(0) \ g_{i\beta j\beta}] \ No \ mp}$$

chiamando l'interferenza da multiutente all'unità β del collegamento i -esimo all'istante $t=0$:

$$I_{i\beta}(0) = \sigma_a^2 \sum_{j=1, i \neq j}^{Nl} [A_{j\alpha}^2(0) \ g_{i\beta j\alpha} + A_{j\beta}^2(0) \ g_{i\beta j\beta}]$$

allora si ottiene:

$$A_{i\alpha}(0) = \sqrt{\frac{\eta [I_{i\beta}(0) + No \ mp]}{mp^2 \ Ns_{i\alpha}(0) \ g_{i\beta i\alpha}}} = \sqrt{\frac{\eta [I_{i\beta}(0) + No \ mp] \ R_{i\alpha} \ Tf}{mp^2 \ g_{i\beta i\alpha}}} \quad (5)$$

dove η è il valore di soglia S/I richiesto per ottenere l'acquisizione dei dati.

1.2.1.4 Variazione del bit rate

Per ridurre l'overhead di riacquisizione delle informazioni necessarie per il set up, i collegamenti presenti nel sistema vengono mantenuti attivi durante i periodi di silenzio delle comunicazioni, trasmettendo a basso bit rate solo informazioni di sincronizzazione e di controllo per la potenza. Come modello di traffico a burst si usa l'Interrupted Bernoulli Process (IBP) [4], che è una catena di Markov con due stati come mostrato in fig.1.9:

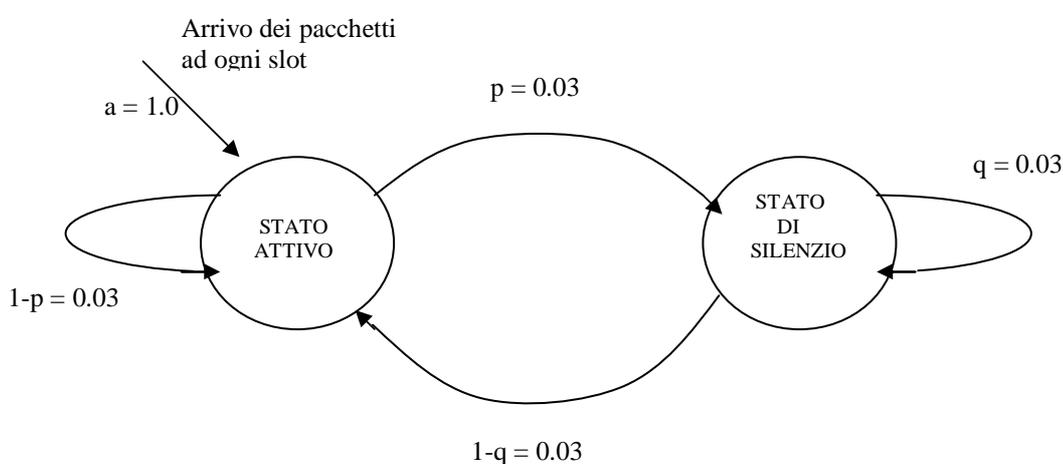


Fig.1.9. Modello IBP usato per generare traffico a burst

Quando una sorgente è in stato attivo, i pacchetti arrivano al corrispondente trasmettitore al rate di picco \hat{R} . Durante i periodi di silenzio non arrivano pacchetti al trasmettitore. In questo sistema il trasmettitore usa due differenti bit rates che dipendono dalla richiesta di traffico. Il livello alto di bit rate (H_T) deve essere più alto al rate medio (\bar{R}) per evitare eccessivi ritardi, così $\bar{R} \leq H_T \leq \hat{R}$. Il livello basso di bit rate (L_T) è il minimo bit rate richiesto per trasferire le informazioni di controllo durante i periodi di silenzio e per mantenere la connessione. Come visto in precedenza, quando il rate R_i Della connessione i -esima aumenta, il S/I al ricevitore può scendere sotto il livello di soglia necessario per mantenere il collegamento provocando il fallimento della connessione. Allo stesso tempo il livello di potenza deve essere ridotto quando una diminuzione del rate porta ad un incremento del S/I sopra il valore desiderato. Poiché l'informazione della variazione del bit rate per un dato collegamento è disponibile al

trasmettitore, è possibile aggiungere un controllore del livello di potenza ad anello aperto per compensare le fluttuazioni dell'S/I dovute alle variazioni istantanee del bit rate. Quando $N_{s_{i\alpha}}(t + \tau) \neq N_{s_{i\alpha}}(t)$, l'ampiezza $A_{i\alpha}(t)$ dell'unità trasmittente i_α è modificata in modo tale che $SINR_{i\beta}(t + \tau) = SINR_{i\beta}(t)$ (dove τ è infinitamente piccolo). Per cui si ottiene che l'aggiustamento dell'ampiezza è dato da :

$$A_{i\alpha}(t + \tau) = \sqrt{\frac{N_{s_{i\alpha}}(t)}{N_{s_{i\alpha}}(t + \tau)}} \cdot A_{i\alpha}(t)$$

1.2.1.5 Risultati e conclusioni

Nella simulazione del sistema viene assunto che tutti gli utenti sono stazionari per tutta la durata. Il SINR ad ogni ricevitore è calcolato usando la (4) ed è utilizzato un limite di potenza massimo (P_{max}) a causa delle limitazioni fisiche dei sistemi. Gli effetti dell'attenuazione di tipo Rayleigh è trascurata vista la larga banda del sistema (risoluzione in tempo dei cammini multipli). La topologia della rete è scelta posizionando in modo casuale gli utenti che sono caratterizzati dalla tripletta (s,d,NI), dove s è la lunghezza del lato dell'area quadrata dove gli utenti mobili sono disposti, d è la lunghezza del collegamento ed NI il numero di connessioni nel sistema ed esistono solo fra due utenti; per cui $Nu=2*NI$ è il numero di utenti nel sistema. I parametri della simulazione del sistema impulse radio sono:

$$f_c = 2 \text{ GHz}, Tf = 100 \text{ ns}, \delta = 0.194 \times 10^{-9};$$

si ottiene con le formule della sezione 2.1.2 di questo paragrafo:

$$mp = 2.7724 \times 10^{-10}, \sigma_a^2 = 1.7467 \times 10^{-22}, \sigma_{rec}^2 = 1.14832 \times 10^{-30} \times Ns;$$

infine si sceglie un esponente di path loss $\zeta = 4$, un ritardo di ritorno delle informazioni $t_k = 0.1 \text{ s}$ e un S/I di soglia $\gamma = 12 \text{ dB}$.

I risultati che sono mostrati paragonano il livello di potenza totale in condizioni di stabilità fra le reti cellulari e quelle peer-to-peer dopo la convergenza dell'algoritmo di controllo di potenza; in particolare le chiamate sono modellizzate con arrivi poissoniani mentre per la durata delle chiamate si usa un modello esponenziale decrescente ed il bit rate di trasmissione è costante per tutta la durata della connessione. Inoltre per

paragonare le due architetture di rete si considerano collegamenti half-duplex per la rete peer-to-peer e solo l'uplink nella rete cellulare in cui il ricevitore è al centro della cella ed il trasmettitore si trova su una circonferenza di raggio uguale alla lunghezza del collegamento d. Infine entrambi i sistemi sono simulati per differenti lunghezze di collegamento con 20 collegamenti attivi ed un bit rate di 100 Kbps per tutti gli utenti:

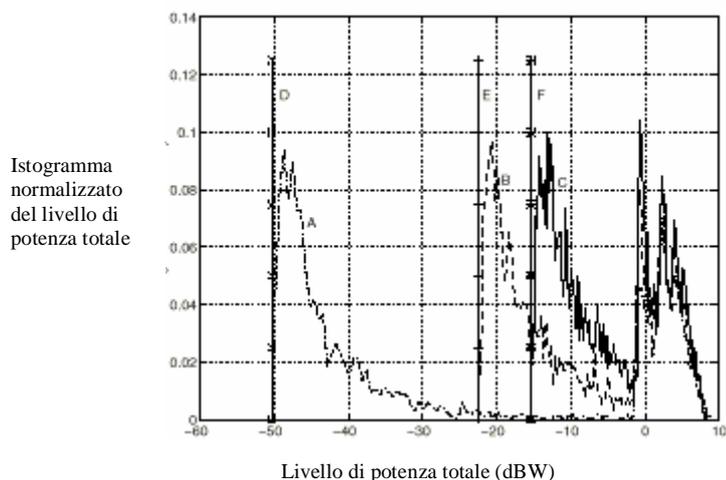


Fig.1.10. Istogramma normalizzato del livello totale di potenza trasmessa in condizioni di stabilità per peer-to-peer e sistema cellulare per diverse lunghezze di collegamento

La fig. 1.10 mostra l'istogramma normalizzato del livello di potenza in condizioni di stabilità per delle topologie generate in modo casuale in una rete peer-to-peer: A,B,C sono generate utilizzando rispettivamente le triplette (200m,100m,20), (1000m,500m,20) e (1500m,750m,20), mentre D,E,F rappresentano le corrispondenti prestazioni per il sistema cellulare. Si può notare che nel peer-to-peer è richiesta una più alta potenza totale di trasmissione, però presenta dei picchi più bassi e quindi una segretezza migliore. Inoltre nei sistemi cellulari l'algoritmo per il controllo di potenza sull'up-link utilizzato per ottenere il desiderato livello di S/I è utilizzato per ogni connessione e la potenza ricevuta dalla stazione radio-base è la stessa per ogni collegamento. Perciò l'interferenza subita da ogni ricevitore della stazione radio-base rimane la stessa indipendentemente dalla posizione degli utenti e quindi dipenderà solo dal numero di utenti nel sistema. Nel peer-to-peer invece l'interferenza osservata da ogni ricevitore è funzione oltre che dal numero di utenti nel sistema, anche dalle relative posizioni dei trasmettitori e ricevitori, per questo il controllo di potenza opera indipendentemente su ogni collegamento. Per cui può succedere che per certe topologie di rete un collegamento non rispetti il SINR desiderato anche quando la sua

trasmissione avviene a massima potenza. Inoltre i picchi di potenza dovuti anche ad un singolo utente tendono ad aumentare il livello di interferenza delle connessioni vicine, provocando un aumento della potenza trasmessa su queste connessioni per contrastare la crescita dell'interferenza e determinando quindi la degradazione delle prestazioni del sistema. In fig.1.11 è rappresentato tale limite del sistema, dove è fornita la probabilità di saturazione delle configurazioni intesa come configurazione nella quale il SINR desiderato non è soddisfatto anche da un solo collegamento:

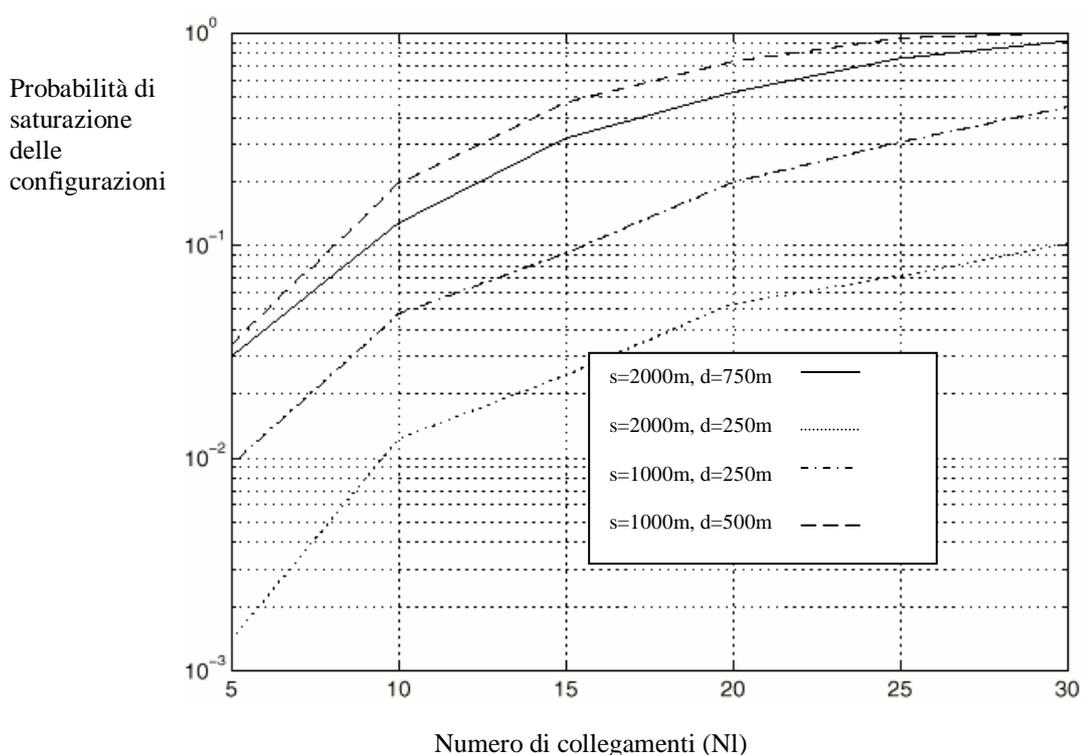


Fig.1.11. Probabilità di saturazione delle configurazioni in funzione del numero di collegamenti per differenti triplette di topologie

Si può notare dalla fig.1.11 che la probabilità di saturazione aumenta sia con l'aumentare del numero di collegamenti (NI) e quindi di utenti che con l'aumentare della lunghezza dei collegamenti.

Per quanto riguarda invece le prestazioni del sistema quando si utilizza il sistema di controllo di potenza, sono forniti i risultati del confronto fra due sistemi dove la topologia è fissata, il SINR di soglia è scelto pari a $\gamma = 12$ dB e le connessioni instaurate sono full-duplex per ogni coppia di utenti. Inoltre l'arrivo delle chiamate al ricevitore ha una distribuzione di Poisson con una frequenza media $\lambda = 0.0333$, mentre la durata

delle chiamate ha una distribuzione di tipo esponenziale decrescente con valor medio pari a $1/\mu=30$ s. Nel sistema I, all'arrivo della chiamata, la coppia di utenti inizia a trasmettere al livello di potenza di picco e poi la potenza scende quando l'informazione di ritorno è disponibile ad ogni unità trasmittente. Nel sistema II, la conoscenza della posizione del ricevitore e del suo livello di interferenza è disponibile al trasmettitore durante la fase di set up della connessione ed il valore iniziale di potenza (cioè l'ampiezza del monociclo) è scelta in base alla (5). Sotto queste assunzioni si ottiene:

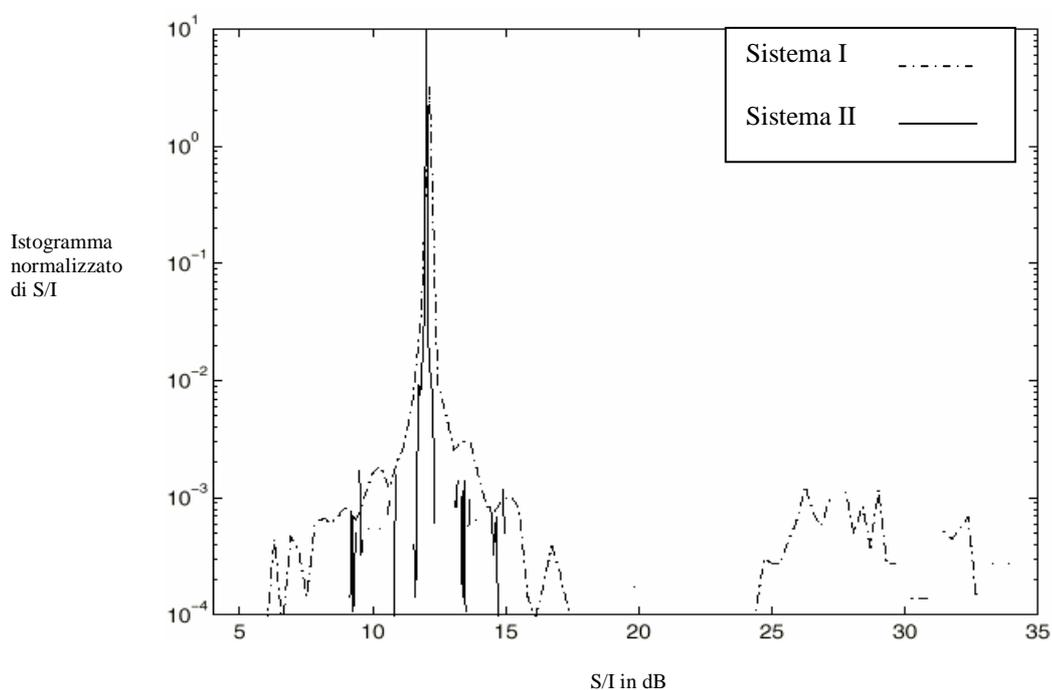


Fig.1.12. Istogramma normalizzato di S/I in dB. Nel Sistema I la potenza iniziale assegnata è P_{MAX} . Nel Sistema II l'assegnazione iniziale della potenza è basata sull'informazione addizionale dello stato del ricevitore.

Come si vede dalla fig.1.12, il Sistema I, cioè senza informazioni sul ricevitore durante di set up, l'istogramma normalizzato del rapporto S/I varia su una scala di valori ampia, per cui rispetto al Sistema II è più incline al fallimento del collegamento causato dalla diminuzione dell'S/I sotto il livello di soglia richiesto per mantenere il collegamento. Inoltre quando il rapporto S/I è sopra il valore di soglia, le potenze trasmesse sono più alte rispetto al valore richiesto e perciò il Sistema I fornisce anche una minore segretezza rispetto al Sistema II. Infine sono mostrati i risultati ottenuti utilizzando la

tecnica di aggiustamento di potenza basata sulla variazione del bit rate ad anello aperto.

In particolare impiegando una sorgente di traffico a burst con i parametri seguenti:

parametri della sorgente IBP: $p = 0.03$, $q = 0.97$, $a = 1.0$;

bit rate di arrivo alla sorgente: $\hat{R} = 200$ Kbps, $\bar{R} = 100$ Kbps;

bit rate di trasmissione: $H_T = 200$ Kbps, $L_T = 2$ Kbps;

si ottengono i risultati di fig.1.13:

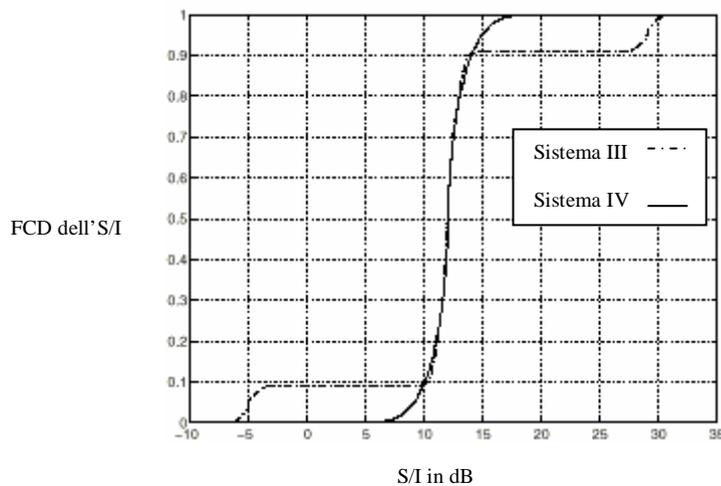


Fig.1.13. Funzione cumulativa della distribuzione (FCD) del rapporto S/I in dB

il grafico mostra una funzione cumulativa della distribuzione del rapporto S/I di un singolo collegamento per due sistemi, uno senza meccanismo di aggiustamento della potenza ad anello aperto (Sistema III) e l'altro che invece lo utilizza (Sistema IV) e quindi varia istantaneamente il bit rate per compensare le fluttuazioni dell'S/I. Si può notare che nel Sistema IV le prestazioni sono migliori in termini di segretezza perché la frazione di tempo per il quale il S/I va oltre il valore di riferimento è minore rispetto al Sistema III.

1.2 .2 Nuova impulse radio network per comunicazioni wireless tattico-militari

1.2 .2.1 Introduzione

In questo tipo di rete si sfruttano le stesse caratteristiche viste nel sistema [4] e cioè la bassa probabilità di scoperta ed intercettazione da parte del nemico, rapida riconfigurazione della rete ecc. Inoltre viene affrontato il problema che in [4] non è

considerato e che è caratteristico dell'UWB: il ricevitore di un sistema impulse radio richiede un più lungo tempo per ottenere il minimo valore di energia necessario per l'acquisizione del segnale rispetto ai convenzionali ricevitori CDMA a banda stretta. Nelle reti radio a pacchetto, il collegamento logico fra due nodi è instaurato dal protocollo di strato MAC ed è abbattuto quando lo strato fisico non può più sostenere il collegamento fra essi. Invece il collegamento a livello fisico fra due nodi è instaurato e sospeso in base alla disponibilità di pacchetti o per permettere la trasmissione half-duplex della connessione. Una volta che questo è stato abbattuto, per poter risincronizzare il ricevitore bisogna trasmettere le relative informazioni nella segnalazione, ad un alto livello di potenza, prima dell'invio dei dati d'utente. In questo modo c'è una trasmissione di alta potenza in maniera intermittente che provoca scarsa segretezza nelle comunicazioni. Per risolvere tale problema si punta a ridurre il numero di acquisizioni, mantenendo il collegamento fisico per tutta la durata del collegamento logico fra i due nodi. Tale schema, chiamato Sustained Links Network (SLN), per permettere il trasferimento bidirezionale dei dati senza l'abbattimento del collegamento allo strato fisico (come accade nelle connessioni half-duplex) utilizza una tecnica full-duplex per impulse radio. Tale schema è basato sull'oscuramento (blanking) del ricevitore durante la trasmissione del monociclo relativo ad una delle unità trasmittenti del nodo, al costo di una degradazione nella ricezione del segnale. Durante i periodi in cui nessun pacchetto dati è disponibile per la trasmissione, allora il collegamento fisico è mantenuto attivo inviando informazioni di controllo della rete, di controllo di potenza ed altre informazioni messe in piccoli pacchetti di informazioni di aggiornamento (UI), trasmessi a basso bit rate, a differenza dei pacchetti dati che invece vengono emessi a bit rate più alto. Il livello di potenza può essere ridotto al livello più basso e mantenere il desiderato S/I, incrementando il guadagno di processo (N_s) e quindi diminuendo il bit rate. Il modello di impulse radio usato è quello descritto in [1] e [2].

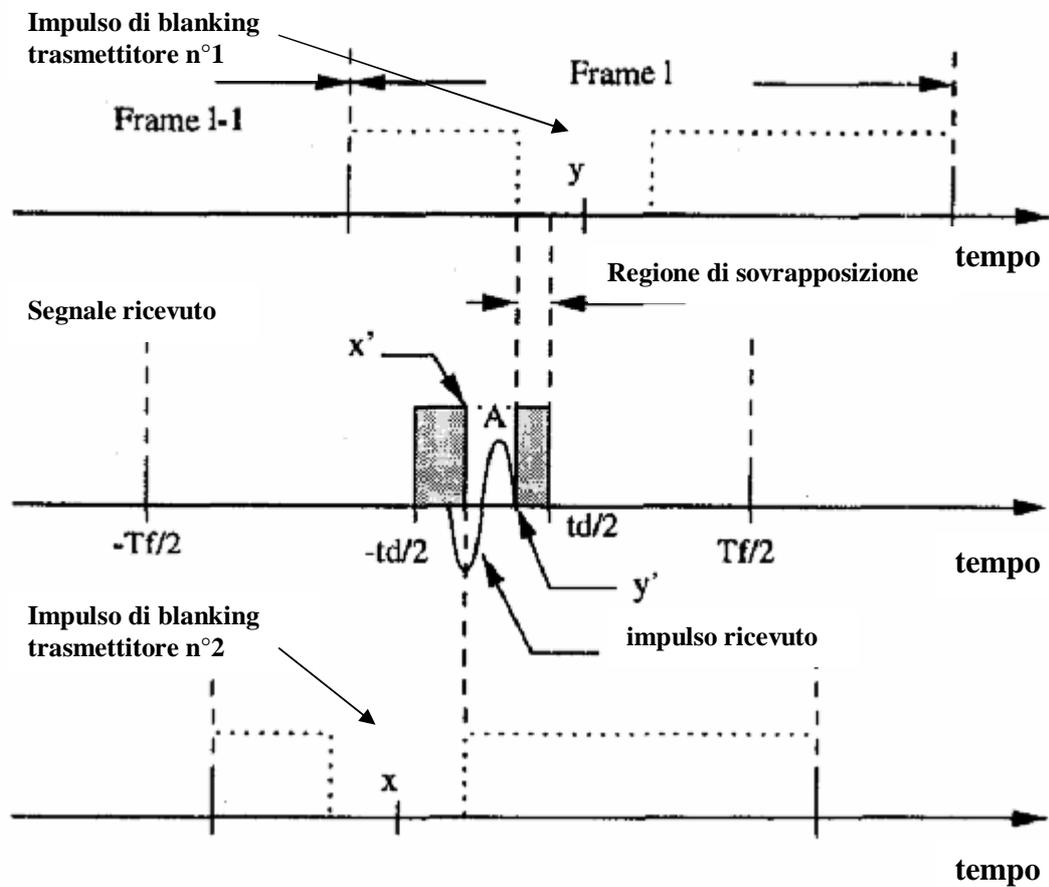
1.2 .2.2 Metodologia full-duplex

Per supportare contemporaneamente collegamenti multipli di tipo full-duplex, il ricevitore di un nodo è oscurato quando qualche unità trasmittente del nodo stesso sta inviando un impulso. Poiché il monociclo trasmesso interferisce con la ricezione solo

quando si sovrappone nell'intervallo di tempo dell'impulso ricevuto desiderato (autointerferenza), il ricevitore viene oscurato in questo intervallo di tempo in cui avviene la trasmissione. Si assumono codici pseudorandom per il segnale trasmesso e quello ricevuto, flussi di dati indipendenti, sfasamento casuale per i differenti collegamenti ed inoltre gli impulsi di blanking a causa dei differenti segnali trasmessi sono indipendenti e uniformemente distribuiti nell'intervallo $[0, T_f)$. Per cui si assume che l'impulso desiderato è ricevuto all'istante $t=0$ senza degradazione. Inoltre si definisce l'intervallo $[-t_d/2, t_d/2]$ intorno all'impulso ricevuto $w(t)$, in modo tale che l'uscita del correlatore per il singolo impulso diventa trascurabile quando la correlazione è fatta fuori da questo intervallo, cioè si ha:

$$mp = \int_{-\infty}^{+\infty} w(t) \cdot v(t) dt = \int_{-t_d/2}^{t_d/2} w(t) \cdot v(t) dt$$

sotto questa assunzione, se l'impulso di blanking si sovrappone per una porzione di tempo nell'intervallo $[-t_d/2, t_d/2]$ intorno al segnale desiderato, allora l'energia del segnale ricevuto è data dal valore della correlazione nell'intervallo di tempo in cui i due impulsi (di blanking e quello ricevuto) non sono sovrapposti. La fig.1.14 mostra il caso di sovrapposizione in entrambi i lati sull'impulso ricevuto dovuto a due impulsi di blanking (quindi a due trasmissioni del nodo). In questo caso il centro dell'impulso di blanking per le due trasmissioni sono x ed y . Osservando l'espressione ottenute in [5] si può notare che l'uscita del correlatore è funzione di T_f e del numero di trasmissione del nodo. In fig.1.15 è presentata la degradazione che si ha sul valor medio dell'uscita del correlatore, usando oppure no la tecnica del blanking, al variare del T_f e del numero di trasmissione del nodo. Come si può notare, aumentando il numero di trasmissioni, aumenta il numero di impulsi di blanking, causando una riduzione dell'energia all'uscita del correlatore al termine di ogni frame. In particolare per 5 trasmissioni si ottiene una degradazione di 0.46 dB.



A: regione di non-sovrapposizione
 x' : limite inferiore della regione A
 y' : limite superiore della regione A

Fig.1.14. Sovrapposizione dell'impulso di blanking con il segnale ricevuto

Se ci si pone in una condizione di sincronismo di chip, cioè del periodo di emissione del monociclo (t_d), e asincronismo di frame (T_f), allora la perdita in uscita al correlatore può essere quantificata attraverso un fattore correttivo diverso da quello presente in [5], ma che comunque ne approssima in maniera soddisfacente e più semplice l'espressione. In particolare si ha che il numero di impulsi associati al bit è N_s e l'integrazione di tali impulsi costituisce l'uscita del correlatore; essi inoltre risultano essere statisticamente indipendenti ed uniformemente distribuiti, così in caso di blanking il numero di impulsi

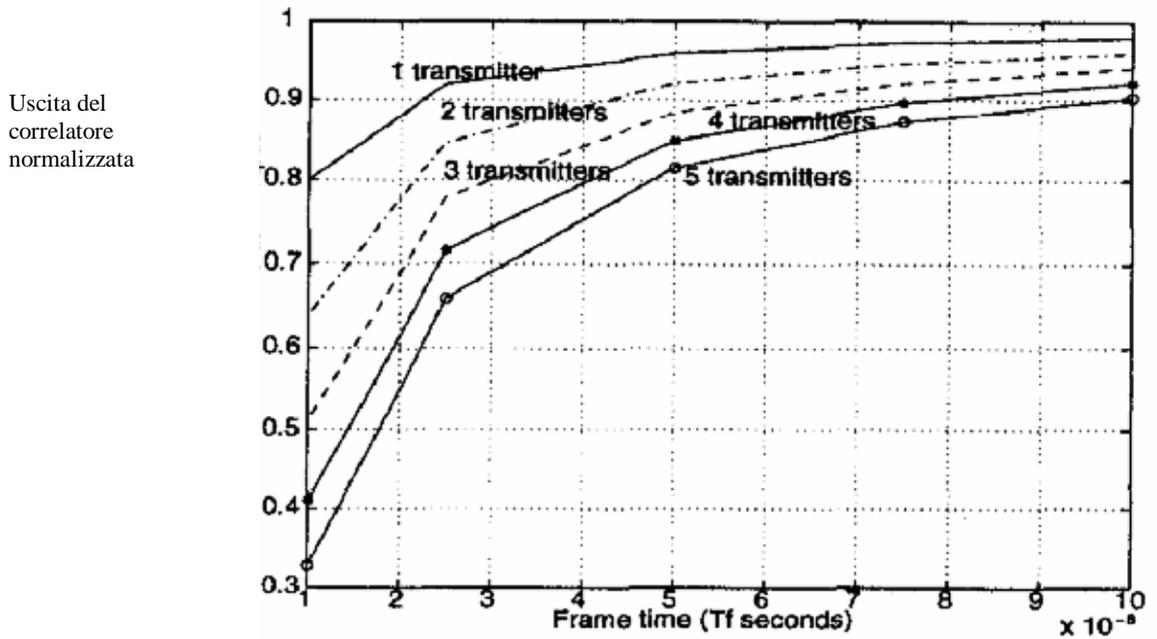


Fig.1.15. Valor medio dell'uscita normalizzata del correlatore in funzione di T_f / t_d con $t_d=1$ nsec.

integrati potrebbe essere inferiore poiché qualche monociclo va perso. In particolare la probabilità di avere una coincidenza fra il monociclo trasmesso e quello ricevuto è $1/Nh$, dove Nh sono il numero di cifre del codice di time-hopping e quindi il numero di chip presenti in una trama. Nel caso di più trasmissioni si avrà che la probabilità cresce linearmente ottenendo una probabilità di coincidenza pari a n_t/Nh , dove n_t è il numero di trasmissioni attive nel nodo. così si ottiene che l'espressione (4) del rapporto segnale-interferenti fornita nel par.1.2.1.2, subisce una leggera modifica dovuto a questo termine correttivo:

$$SINR_{i\beta}(t) = \frac{[A_{i\alpha}(t) N s_{i\alpha}(t) m p]^2 g_{i\beta i\alpha}(t)}{\sigma_{rec}^2 + N s_{i\alpha}(t) \sigma_a^2 \sum_{j=1, i \neq j}^N [A_{j\alpha}^2(t) g_{i\beta j\alpha}(t) + A_{j\beta}^2(t) g_{i\beta j\beta}(t)]} \cdot \left(1 - \frac{n_{i\alpha}}{Nh}\right)$$

in questo modo, utilizzando un valore di SINR di 12 dB l'errore commesso è comunque trascurabile visto che per esempio nel caso di 5 trasmissioni si ottiene a parità di condizioni ($Nh=Tf/t_d=100$) un valore di degradazione pari a 0.22 dB contro 0.46 dB nel caso dell'espressione data da [5].

1.2 .2.3 Descrizione dei sistemi confrontati

Il sistema utilizzato in questa rete (SLN) viene confrontato con due varianti dei sistemi convenzionali utilizzati nelle reti radio a pacchetto. In tali reti il livello fisico abbatte un collegamento per effettuare l'half-duplex della connessione e durante i periodi in cui non ci sono pacchetti da trasmettere. Quindi prima di riprendere la trasmissione, i pacchetti devono essere preceduti da un'intestazione che permetta la sincronizzazione con il ricevitore. Così ogni pacchetto è preceduto da un handshake di segnalazione a livello MAC, attraverso l'invio di un Request to Send (RTS) dal trasmettitore verso il ricevitore, mentre in risposta a tale segnale il ricevitore invia un'accettazione al trasmettitore, Clear to Send (CTS). Questi pacchetti oltre a contenere le informazioni di sincronizzazione permettono lo scambio degli indirizzi di sorgente e destinazione, il codice di time-hopping assegnato e informazioni sul controllo di potenza. I pacchetti di RTS sono trasmessi a massima potenza per garantire l'acquisizione al ricevitore poiché esso non ha nessuna informazione sul controllo di potenza visto che al livello fisico il collegamento non è presente prima di inviare il pacchetto RTS. La prima versione (sistema I) consiste nell'invio pacchetti di segnalazione usando sempre uno stesso canale di segnalazione comune. Un unico codice pseudorandom per pacchetti dati ed informazioni di aggiornamento (IU) è assegnato grazie all'utilizzo dell'RTS. Perciò come descritto in fig.1.16 il nodo sorgente α trasmette il primo pacchetto di dati immediatamente dopo l'RTS senza aspettare il CTS dal nodo destinazione β . Il nodo ricevitore dopo aver acquisito l'RTS inizia l'ascolto del canale comunicato con tale segnale per cominciare a ricevere pacchetti dati. Se qualche pacchetto di segnalazione non è ricevuto correttamente, il nodo sorgente riprova la trasmissione dopo un periodo di tempo a distribuzione geometrica con parametro p_t . Nel sistema II invece, i pacchetti di segnalazione sono trasmessi sul canale di segnalazione comune solo durante l'instaurazione della connessione. In fig.1.16 è mostrato il set up del collegamento logico half-duplex tra α e β . Il collegamento full-duplex è instaurato quando questo protocollo di handshake ha avuto successo in entrambe le direzioni. Una volta che il collegamento logico è stabilito tra i due nodi ed un unico codice assegnato, tutti i pacchetti seguenti, inclusi quelli di segnalazione sono trasmessi con tale codice. In entrambi i sistemi le informazioni di controllo sono messe insieme ai pacchetti dati

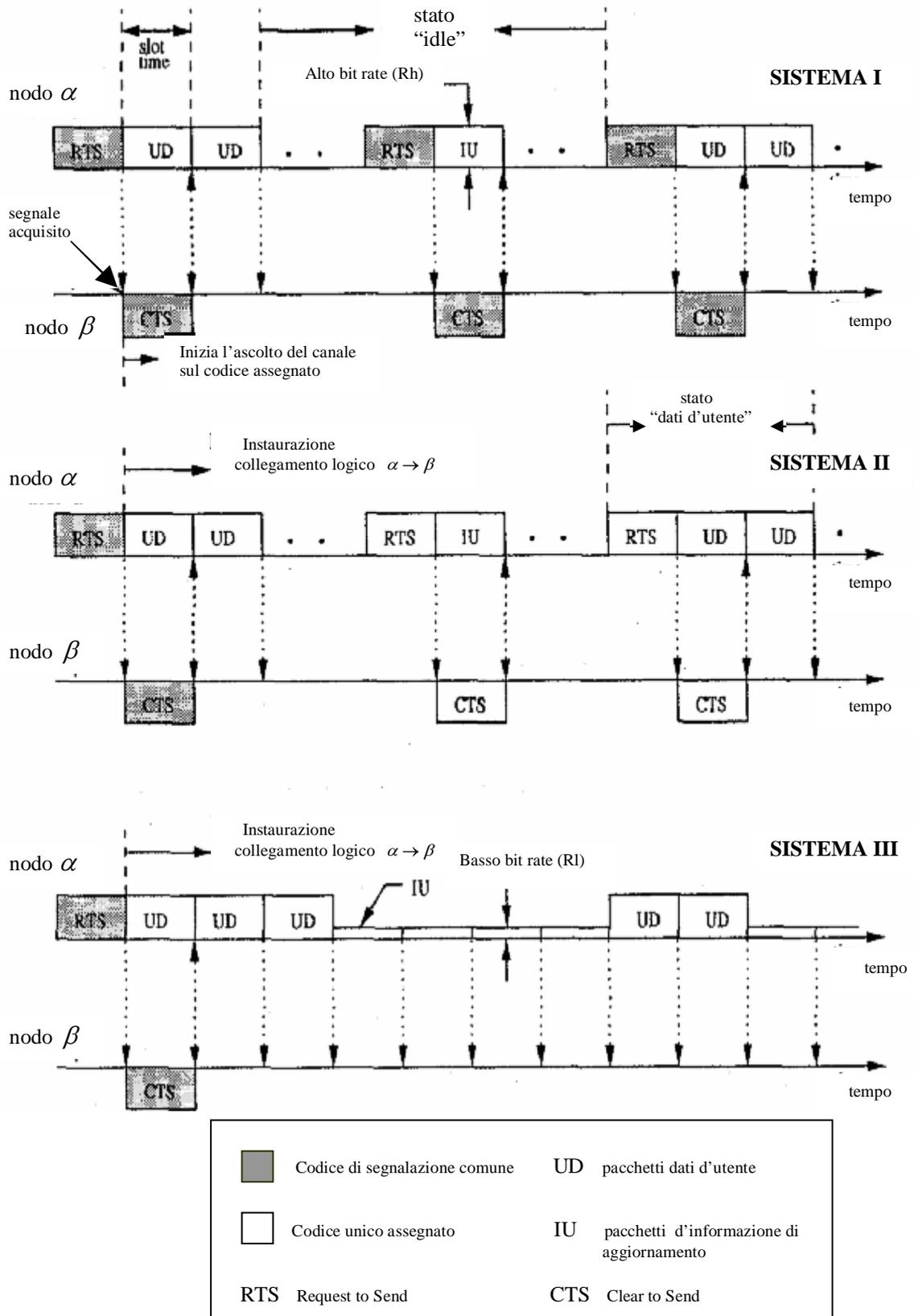


Fig.1.16. Diagramma del protocollo di segnalazione e della trasmissione dei pacchetti nei Sistemi I, II e III.

(UD) nello stato “dati d’utente” e inviate come pacchetti IU ad intervalli di tempo regolari nello stato “idle”. Si assume che la collisione dei pacchetti e quindi la relativa ricezione sbagliata, avviene quando due o più pacchetti sono trasmessi usando lo stesso codice contemporaneamente. Poiché nel sistema I tutti i pacchetti di segnalazione usano lo stesso codice, si ha che il numero delle collisioni (e quindi l’overhead di segnalazione) è maggiore rispetto al sistema II.

1.2 .2.4 Sustained Link Network (SLN)

L’architettura proposta in [5] chiamata SLN, come detto in precedenza, migliora la segretezza del sistema, riducendo il numero di acquisizioni dell’overhead. La tecnica consiste nel mantenere il collegamento a livello fisico tra due nodi per tutta la durata del collegamento logico fra essi, utilizzando la tecnica full-duplex descritta. Questo permette il trasferimento bidirezionale tra i nodi senza abbattere il collegamento fisico per dover effettuare la trasmissione half-duplex. Un’unità trasmittente è considerata essere nello stato “dati d’utente”, quando trasmette un burst di dati dell’utente, mentre è nello stato “idle” nel periodo fra due stati precedenti. Durante lo stato “idle”, il collegamento a livello fisico è mantenuto trasmettendo informazioni di aggiornamento (IU) a basso bit rate (R_l). In questa architettura le informazioni di controllo di rete, di controllo di potenza e le altre informazioni sono incluse nei pacchetti dati e nei pacchetti di aggiornamento (IU). Per cui tali informazioni sono sempre disponibili ad entrambi i nodi del collegamento senza utilizzare overhead di segnalazione addizionale come avviene nelle reti radio a pacchetto di tipo convenzionali. Nella SLN (sistema III) l’instaurazione del collegamento logico e l’assegnazione del codice è fatta usando protocolli di segnalazione a livello MAC. Dopo tale fase, i pacchetti dati d’utente sono trasmessi ad alto bit rate (R_h) usando il codice assegnato (sorgente in stato “dati d’utente”), mentre nello stato “idle” le informazioni di controllo sono impacchettate nelle IU e trasmesse a basso bit rate (R_l) usando ancora il codice assegnato (vedi fig.1.16).

1.2 .2.5 Modello di sistema

Come modello di sistema si utilizza quello descritto in [4] basato sulla minimizzazione del livello di potenza per mantenere il desiderato S/I. Inoltre si assume che ogni collegamento ha una durata calcolata secondo una distribuzione esponenziale con parametro di tempo λ_a , che per il corrispondente nodo il periodo di tempo per cui rimane nella zona in esame ed è rimosso è dato da una distribuzione esponenziale con parametro di tempo λ_b e che rappresenta il tempo che intercorre fra l'istante in cui un nodo esce dalla zona ed un altro entra per stabilire il collegamento. La probabilità di ritrasmissione in uno slot durante un periodo di backoff in seguito ad una collisione è pari a p_t . I nodi operano in maniera asincrona; tutti i pacchetti sono trasmessi al bit rate R_h ed hanno una dimensione pari a S_h bit, mentre nel sistema III la dimensione dei pacchetti IU è di S_l bit e la velocità di trasmissione R_l è scelta in modo tale che :

$$t_s = \frac{S_l}{R_l} = \frac{S_h}{R_h}$$

dove t_s è il tempo di time slot. I valori dei parametri utilizzati per paragonare le prestazioni dei sistemi I, II e III sono presenti in tabella 1.1. Nel caso in cui i pacchetti superano un determinato tempo di scadenza, sono considerati persi; questo è uno dei maggiori fattori che limitano il throughput che è calcolato come il rapporto fra il numero totale delle trasmissioni che hanno successo rispetto al tempo totale di simulazione.

Parametri	Valore	Parametro	Valore
R_p	10×10^5 impulsi/sec	λ_a	60 sec.
Tf	100 nsec.	λ_b	30 sec.
R_h	100 Kbps	S_h	512 bit
R_l	6.25 Kbps	S_l	32 bit
ζ	4	γ	12 dB

Tabella 1.1. Parametri usati per paragonare le prestazioni dei sistemi I, II e III.

1.2.2.6 Risultati e conclusioni

Sulla base di queste considerazioni sono presentati in [5] i risultati ottenuti. In fig.1.17 e mostrata la potenza media rispetto alla probabilità di ritrasmissione p_t di backoff.

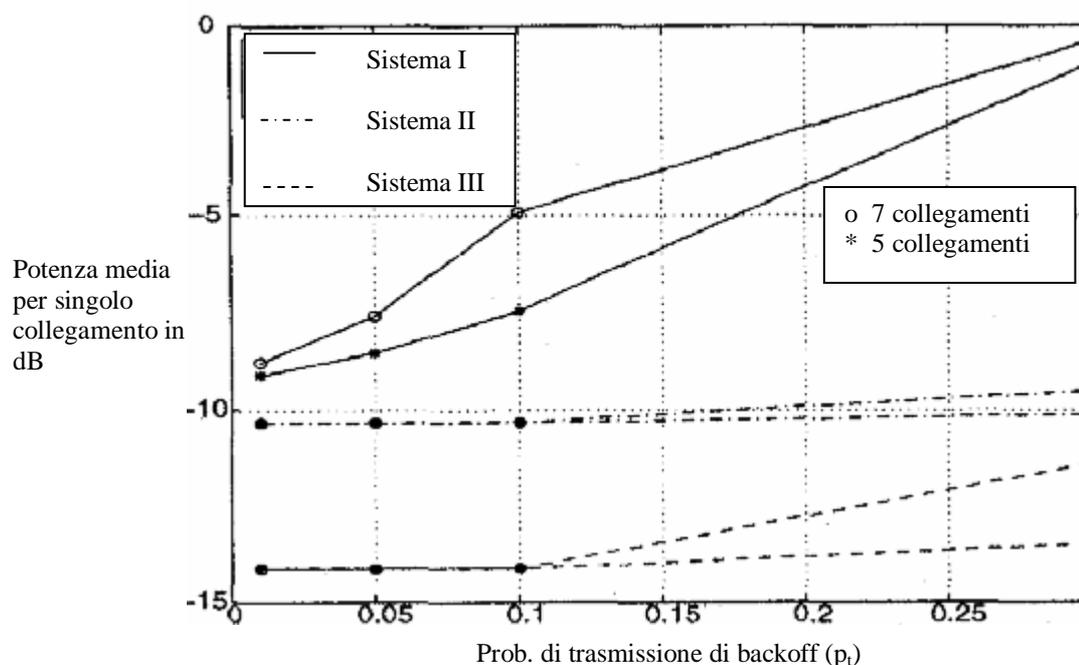


Fig.1.17. Potenza media per collegamento rispetto alla probabilità di ritrasmissione P_t

Come si può notare nel sistema I a causa dell'utilizzo del canale comune di segnalazione cresce il numero di ritrasmissione dovuto all'incremento delle collisioni e quindi la potenza media trasmessa è maggiore. Inoltre a causa della riduzione del numero di pacchetti di segnalazione trasmessi ad alta potenza, il sistema III mostra una migliore segretezza rispetto agli altri due sistemi. Per quanto riguarda il throughput si ha che il sistema II e III hanno prestazioni migliori rispetto al sistema I (vedi fig.1.18), il quale è più soggetto alle collisioni e relativa perdita di pacchetti a causa dell'utilizzo del canale di segnalazione comune. Per il proseguo del lavoro presentato il risultato di maggiore spessore è l'utilizzo dello schema full-duplex sviluppato, che permette di avere degradazioni delle prestazioni trascurabili specialmente a basso bit rate.

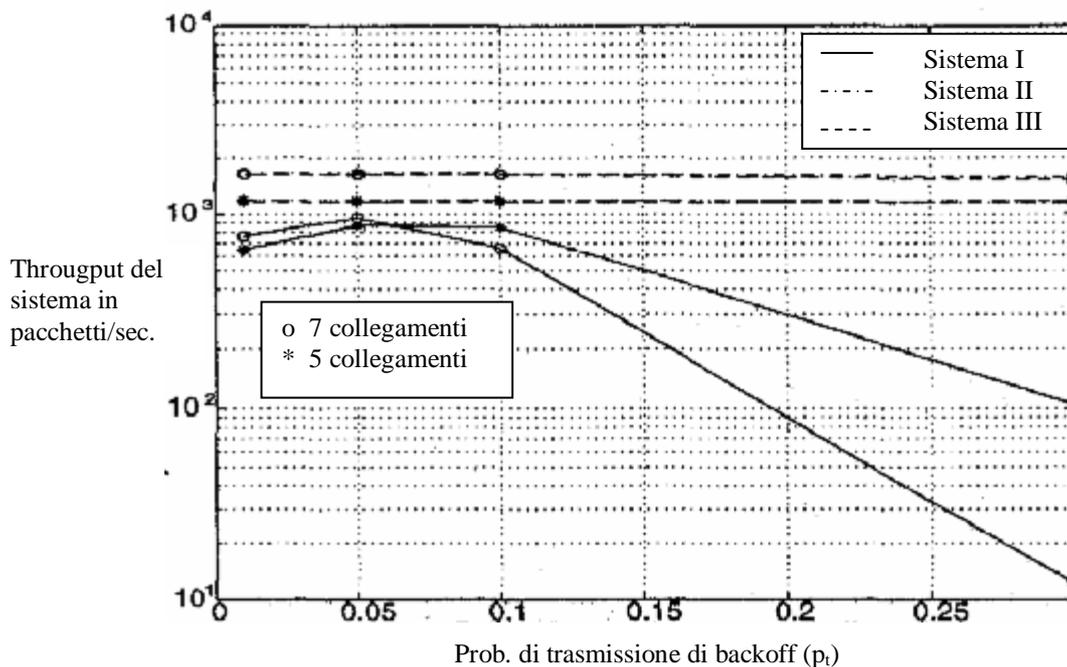


Fig.1.18. Throughput del sistema rispetto alla probabilità di ritrasmissione P_t

1.2.3 Rete wireless “Whyless.com”

1.2.3.1 Elementi di rete e modello architetturale

La tecnologia legata alle telecomunicazioni al momento attuale e presumibilmente negli anni futuri propende in maniera decisa verso soluzioni che siano il meno possibile legate ad infrastrutture fisse. Gran parte dei progetti oggi in fase di studio o di sviluppo, vanno ad inserirsi in un contesto nel quale è la tecnologia wireless a far da filo conduttore. Il progetto WHYLESS.COM è uno di questi. I tradizionali sistemi cellulari e mobili sono secondo certi aspetti limitati dal loro stesso bisogno di far riferimento a infrastrutture di tipo fisso (per es. base stations, routers). Il tipo di rete al quale si farà riferimento richiede l'introduzione del concetto di TERMINODE. Con il nome terminodes si indicano piccoli dispositivi, il cui singolo individuo è proprietario egli stesso dell'infrastruttura, capaci di operare sia come nodi che come terminali. Come terminali essi presentano il comportamento tipico di un end-system: inizializzano una

comunicazione con un altro end-system, verificano la possibilità di accedere alla risorsa radio, regolano la potenza da loro emessa ed infine trasmettono o ricevono dati. Come nodo il ruolo principale di un terminode è quello di permettere il multihop ossia quello di rilanciare su un suo collegamento uscente i dati trasmessi verso di lui, in modo da permettere il raggiungimento, attraverso un opportuno instradamento, di un punto di accesso alla rete fissa. È chiaro come da questo punto di vista possano aprirsi nuovi scenari anche a livello economico; un terminode può decidere di rimanere attivo anche se non impegnato direttamente in trasmissioni al fine di fornire a pagamento un hop alla comunità di terminodes circostanti. Come nodo un terminode partecipa inoltre in maniera attiva al set-up di un qualsiasi collegamento posto nel suo “range” secondo una serie di accurati controlli sulle qualità delle connessioni che fanno riferimento ad esso. Una rete di terminodes è una rete autonoma capace di autoconfigurarsi e organizzarsi senza il bisogno di alcuna infrastruttura fissa e in assenza completa di organi centrali di controllo. Come tale, una rete quale quella prospettata, presenta tutte le problematiche tipiche delle ad-hoc wireless networks in aggiunta ad altre legate al multihop e alla totale assenza di strutture fisse. La fig.1.19 [17] mostra un esempio della tipica configurazione di rete dove il ruolo dei terminodes (TNs) impegnati è messo in rilievo. In questa figura sono rappresentati differenti domini dei quali si dà una breve descrizione:

Il dominio UWB , ossia l’area wireless dove la tecnica UWB è utilizzata per le comunicazioni radio tra i TNs;

Il dominio multi-hop, ossia l’area dove è realizzato un cammino di comunicazione wireless end-to-end attraverso il multihop;

Il dominio medium access control (MAC), ossia l’area dove è realizzato il controllo per l’accesso alla risorsa radio.

Per quanto concerne l’ultimo dominio è bene sottolineare come ne esista uno per ciascun TNs centrato sul TN stesso. Ciascuna regione MAC rappresenta, più nello specifico, l’area nella quale la trasmissione di un TN ha un impatto sulla

trasmissione/ricezione degli altri TNs. In ragione di ciò in ciascun dominio MAC dovrà operarsi una suddivisione della capacità tra i TNs, tenendo conto della mutua interferenza che fra essi si genera.

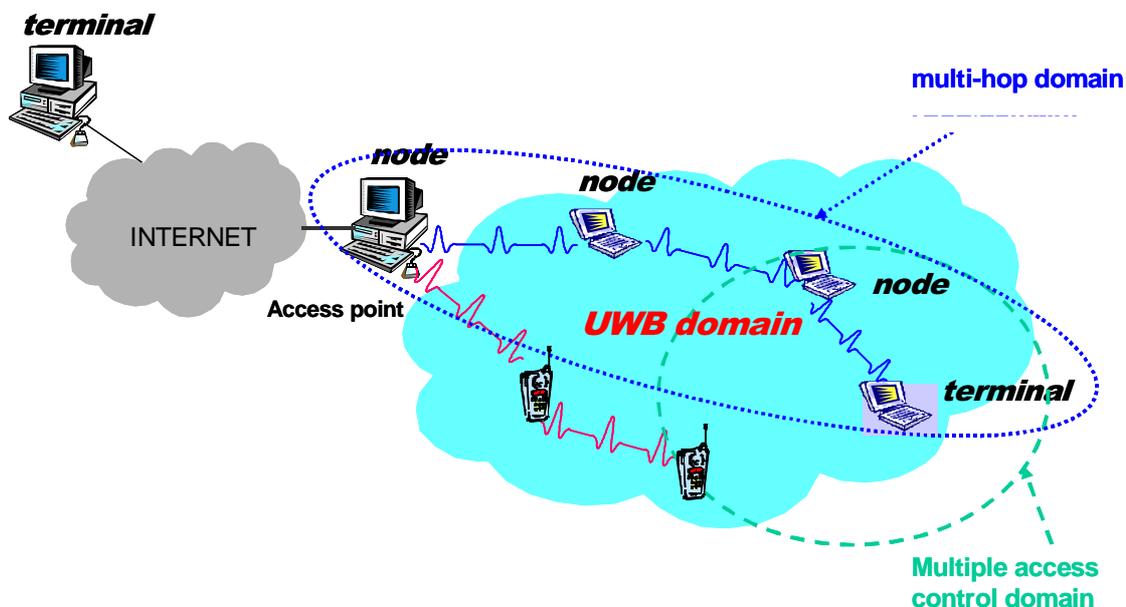


Fig.1.19. Elementi di rete e modello architetturale.

Inoltre, da questo momento in poi, si indicherà con il nome di *cluster* di un dato nodo (o terminode) la regione MAC centrata sul nodo stesso e parlando di rete UWB si farà implicitamente riferimento ad una rete costituita da terminodes.

1.2.3.2 Ruolo e qualità di servizio del livello MAC

Per definizione, il livello MAC è quello strato dell'architettura protocollare che definisce i protocolli di accesso multiplo che permettono l'accesso al canale di comunicazione a stazioni terminali sparse e non coordinate che devono condividere l'unico canale di comunicazione disponibile. Inoltre la rete dovrà supportare una larga varietà di applicazioni con diverse richieste di qualità di servizio e quindi anche la gestione della risorsa è inesorabilmente legata al livello MAC. In particolare la risorsa che necessita di essere gestita è la potenza di trasmissione e ciò avviene attraverso un controllo di potenza che deve tenere conto di due caratteristiche fondamentali della rete:

- *non venga superato il limite imposto dall'organo regolamentatore sulla potenza trasmessa in aria da ciascun terminale*; in particolare tale limite è imposto nel caso in cui la rete operi nel modo "license-free". Infatti il progetto "whyless.com" prevede due modi di operare della rete: "license" oppure "license-free" dei quali sono state fornite solo delle linee guida che indicano come debbano differenziarsi le due modalità. In particolare nel "license-free" si vuole realizzare una rete senza la necessità di ottenere una licenza ed in particolare ogni apparecchio che trasmette sotto il limite imposto dall'organo regolamentatore (in USA è stabilito dall'FCC nella *parte 15*) è considerato "non intenzionale" e quindi non viene regolato (come per esempio le emissioni radio degli schermi dei computer ecc.). Nel modo "license" invece non esiste una limitazione così stringente, ma soltanto quella imposta dalla coesistenza con altri sistemi (ad oggi non esiste ancora un'indicazione sul valore di tale limite).
- *non vengano degradate le qualità di servizio delle trasmissioni già presenti nella rete, al di sotto del loro livello minimo*. Tale livello minimo può essere diverso da connessione a connessione determinando quindi la definizione di differenti classi di servizio (vedi paragrafo successivo).

La gestione della risorsa si esplicita quindi in un controllo della potenza di trasmissione con conseguente allocazione della risorsa disponibile. È importante sottolineare che il controllo del MAC sulla risorsa radio riguardi soltanto la singola interfaccia radio e non l'intero cammino end-to-end, poiché esso non ha alcun controllo né completa conoscenza sulla possibilità di soddisfare una richiesta di qualità di servizio su un intero cammino end-to-end. Per cui il MAC può garantire una richiesta di qualità solo sulla singola tratta radio.

1.2.3.3 Classi di servizio del livello MAC

Per differenziare le connessioni e fornire diverse priorità alle stesse vengono definiti due classi di servizio che si differenziano nel modo in cui vengono gestite:

- 1) *Classe QoS (Quality of Service)*: si indica una classe di servizio per la quale una volta assegnata la risorsa (nel nostro caso la potenza di trasmissione che è legata al

bit rate di trasmissione) non è più modificabile per tutta la durata della sessione. Naturalmente la risorsa allocata può non essere usata in qualche intervallo di tempo ma deve essere comunque considerata riservata a quella connessione. Per cui tale classe ha la priorità assoluta sull'altra classe di servizio.

- 2) *Classe BE (Best Effort)*: si indica una classe di servizio per la quale una volta assegnata la risorsa, se questa costituisce un limite all'instaurazione di una connessione a priorità più alta, allora può essere modificata o al limite sottratta del tutto se il valore modificato di risorsa è sotto un certo limite. Se invece limitata l'instaurazione di una connessione con la stessa priorità, allora la risorsa viene ridistribuita in modo che possa essere accettata.

1.2 .3.4 Parametri MAC

Nel protocollo MAC per la gestione dell'accesso multiplo e della risorsa condivisa si può agire su alcuni dei parametri caratteristici della tecnologia UWB, controllando i quali si possono variare le prestazioni del collegamento; in particolare il quadro completo delle grandezze che possono essere modificate sono:

- La famiglia di codici di time-hopping;
- Il numero di codici di time-hopping assegnati al singolo utente;
- Il numero di impulsi trasmessi per bit (N_s) a cui è legato il bit rate;
- La distanza nominale tra due impulsi T_f (ossia la distanza che si avrebbe tra essi qualora non ci fosse shift temporale dovuto al codice e all'informazione);
- Il periodo del codice di time-hopping ($T_p=N_p T_f$);
- Il periodo di chip T_c ;
- Il numero di valori diversi che può assumere la singola cifra di codice (N_h);
- La forma e la durata dell'impulso trasmesso ($w(t)$ e T_m);
- Lo shift temporale associato al valore del bit (δ).

In particolare si agirà sul numero di impulsi trasmessi per bit che è inversamente proporzionale al bit rate ($R = \frac{1}{N_s \cdot Tf}$) e che può essere variato anche agendo sul numero di codici assegnati alla singola connessione (vedi paragrafo successivo). Volendo mantenere bassa la densità spettrale di potenza per problemi di coesistenza, il parametro sul quale è più conveniente agire è il periodo di codice T_p . Qualora invece si volesse far in modo di limitare l'occupazione spettrale a bande al di sopra di una determinata frequenza, i parametri sui quali agire sarebbero sicuramente la forma e la durata dell'impulso trasmesso.

1.3 TECNICHE DI RICONFIGURAZIONE DEL BIT RATE DI UNA TRASMISSIONE UWB

Nel presente paragrafo verranno analizzati gli aspetti legati alle possibili strategie di riconfigurazione del bit rate evidenziando come la scelta di una strategia influenzi il contributo di interferenza da accesso multiplo.

Consideriamo il rapporto segnale/rumore relativo al generico link k-r:

$$SNR_{kr} = \frac{(A_{kr} \cdot m_p)^2 \cdot Ns_{kr} \cdot g_{kr}}{N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \sum_{(i,j) \neq (k,r)} A_{ij}^2 \cdot g_{ir}}$$

Supponiamo che il trasmettitore k vuole aumentare il proprio bit rate di trasmissione di un fattore intero n_k :

$$R_{kr} = n_k \cdot \frac{1}{Ns_{kr} \cdot Tf}$$

le modalità con cui è possibile effettuare questa operazione sono:

1) diminuendo il numero di impulsi associati ad ogni simbolo: $Ns_{kr}' = \frac{Ns_{kr}}{n_k}$

2) utilizzando più codici per la stessa trasmissione (*multicodice*):

- CODICI RANDOM
- CODICI ORTOGONALI

CASO 1) :

Il segnale trasmesso in questo caso è il seguente :

$$s_{kr}(t) = A_{kr} \cdot \sum_j w(t - jT_f - c_j^{(kr)}T_c - \delta d^{(kr)})$$

con un rapporto segnale/rumore sulla connessione k-r pari a:

$$SNR_{kr} = \frac{(A_{kr} \cdot m_p)^2 \cdot Ns_{kr} \cdot g_{kr}}{\left(N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \sum_{(i,j) \neq (k,r)} A_{ij}^2 \cdot g_{ir} \right) \cdot n_k} = \gamma' = \frac{\gamma}{n_k}$$

avendo indicato con γ l'SNR prima dell'aumento del bit rate.

Affinché il rapporto segnale/rumore in ricezione rimanga invariato il trasmettitore k deve aumentare la potenza trasmessa esattamente di un fattore pari a n_k . Ossia :

$$(A_{kr})^2 = \frac{\gamma' \cdot \left(N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \sum_{(i,j) \neq (k,r)} A_{ij}^2 \cdot g_{ir} \right)}{g_{kr} \cdot m_p^2 \cdot Ns_{kr}}$$

$$(A_{kr})^2 = n_k (A_{kr})^2$$

Questo aumento si riflette in modo proporzionale sull'interferenza generata verso altri utenti:

$$SNR_{ml} = \frac{(A_{ml} \cdot m_p)^2 \cdot Ns_{ml} \cdot g_{ml}}{N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \left(\sum_{(i,j) \neq [(m,l), (k,r)]} A_{ij}^2 \cdot g_{il} + n_k \cdot A_{kr}^2 \cdot g_{kl} \right)}$$

CASO 2) – MULTICODICE con scelta di codici random :

Il segnale trasmesso sarà in questo caso:

$$s_{kr}(t) = \frac{A_{kr}}{n_{kr}} \sum_{i=1, n_{kr}} \sum_j w(t - jT_f - c_j^i T_c - \delta d^i)$$

dove si è assunto che il bit rate di ciascuna delle n_{kr} trasmissioni sia pari a $R_i = 1/(N_{s_{kr}} T_f)$; in questo modo la potenza complessivamente trasmessa rimane costante e si distribuisce equamente sulle n_{kr} trasmissioni. Le cifre di codice c_j^i con $i=1..n_{kr}$, $j=1..N_p$ sono variabili aleatorie uniformemente distribuite nell'intervallo $0, 1, 2..N_h$. Ciò non garantisce l'assenza di collisioni tra le trasmissioni generate da uno stesso utente; inoltre va considerato un termine di auto-interferenza nell'espressione dell'SNR relativo a ciascuna delle n_{kr} trasmissioni:

$$SNR_{kr-i} = \frac{(A_{kr} \cdot m_p)^2 \cdot N_{s_{kr}} \cdot g_{kr}}{N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \left(\sum_{(i,j) \neq (k,r), i \neq k} A_{ij}^2 \cdot g_{ir} + \underbrace{(n_{kr} - 1) \frac{1}{n_{kr}} \cdot A_{kr}^2 \cdot g_{kr}}_{\cong 1} \right) \cdot n_{kr}}$$

In questo caso per mantenere invariato l'SNR è necessario aumentare la potenza trasmessa di un valore non più proporzionale a n_{kr} come nel caso precedente ed inoltre va tenuto conto dell'autointerferenza che determina un ulteriore incremento del valore di potenza necessario. Questo determina un aumento maggiore dell'interferenza causata verso altre connessioni.

CASO 3) – MULTICODICE con scelta di codici ortogonali :

Poiché i segnali trasmessi da uno stesso utente sono sincroni sia a livello di chip che a livello di parola di codice è possibile eliminare l'autointerferenza utilizzando codici perfettamente ortogonali nel tempo.

Il segnale trasmesso in questo caso è:

$$s_{kr}(t) = \frac{A_{kr}}{n_{kr}} \sum_{i=1, n_{kr}} \sum_j w(t - jT_f - c_j^i T_c - \delta d^i)$$

dove $c_j^l \neq c_j^m \quad j=1 \dots N_p$

$$SNR_{kr} = \frac{(A_{kr} \cdot m_p)^2 \cdot N s_{kr} \cdot g_{kr}}{N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \sum_{(i,j) \neq (k,r)} A_{ij} \cdot g_{ir}} \cdot \frac{1}{n_{kr}}$$

L'SNR relativa alla singola connessione è lo stesso di quello determinato nel primo caso dove l'SNR diminuisce di un fattore n_{kr} e quindi qualora si volesse mantenere costante si dovrebbe elevare la potenza su ciascuna trasmissione dello stesso fattore e quindi elevare di un fattore n_{kr} la potenza complessivamente trasmessa dal trasmettitore k , esattamente come nel primo caso.

Per quanto riguarda l'effetto sull'interferenza generata verso gli altri utenti si dovrà verificare se l'interferenza prodotta da un solo utente a potenza n_{kr} più alta è la stessa di quella prodotta da n_{kr} segnali ortogonali nel tempo ognuno con potenza n_{kr} volte più piccola.

$$SNR_{ml} = \frac{(A_{ml} \cdot m_p)^2 N s_{ml} \cdot g_{ml}}{N_o \cdot m_p + \sigma_a^2 \cdot \left(\sum_{(i,j) \neq [(m,l), (k,r)]} A_{ij}^2 \cdot g_{il} + int \right)}$$

Per la valutazione approssimata del termine *int* si considera l'asincronismo a livello di parola di codice, mentre a livello di chip gli utenti si considerano sincroni (cosa che in generale non sarà verificata poiché i vari segnali sono completamente indipendenti e quindi potrebbero essere sfasati di una quantità che non è perfettamente multipla di T_f). Nel primo caso la probabilità che si verifichi una collisione con un impulso di potenza

$A_{kr}^2 n_{kr}$ è data da:

$$E(hit) = \frac{1}{N_h}$$

Nel caso di trasmissione multicodice ortogonale invece la probabilità che si verifichi una collisione con un impulso di potenza A_{kr}^2 è data da:

$$E(hit) = \frac{n_{kr}}{N_h} .$$

Se ne deduce che l'interferenza generata verso gli altri utenti nei due casi è essenzialmente la stessa. Per quanto riguarda le possibili applicazioni della tecnica multicodice ortogonale essa può essere utilizzata per supportare servizi a diverso bit rate, SNR su canali fisici distinti e in ambiente distribuito per instaurare contemporaneamente connessioni con più terminali (*MULTICAST*), da parte di un nodo.

CAPITOLO 2

TECNICHE DI ALLOCAZIONE DELLE RISORSE IN RETI WIRELESS LAN

2.1 TECNICHE CENTRALIZZATE

2.1.1 Introduzione

Le future reti ad alta velocità dovranno supportare differenti richieste di servizio (QoS) per fornire servizi integrati. Per cui bisogna aspettarsi un incremento della domanda di connessione a questi dispositivi della rete fissa per trasferire voce, video, dati e traffico multimediale. Quindi le reti wireless dovranno richiedere compatibilità con la rete fissa a larga banda e quindi con il protocollo Asynchronous Transfer Mode (ATM) raccomandato dagli organismi di regolamentazione. Per cui le tecniche di gestione centralizzate della risorsa che di seguito si andranno a descrivere si rifanno al concetto di *wireless ATM* (WATM) [8]. In particolare si presenteranno alcuni protocolli del MAC che efficientemente ed equamente allocano la scarsa e preziosa risorsa radio fra i nodi in competizione, rispettando le qualità di servizio di ogni richiesta ammessa. Per compatibilità con la rete fissa ATM, i protocolli MAC centralizzati di tipo WATM supportano le classi di servizio standard dell'ATM [8].

2.1.2 FAFS : un nuovo protocollo per Wireless ATM

Per fornire servizi di comunicazione personali alcune parti della rete dovranno comprendere tratti di tipo wireless. Questi tratti, oltre ad essere molto più soggetti ad errori rispetto ai collegamenti fissi, presentano una scarsa disponibilità di banda. Per evitare eccessivi ritardi e perdite di pacchetti, è richiesta una completa pianificazione della risorsa da parte del livello MAC. Per cui il protocollo include l'assegnazione del canale di accesso al terminale mobile (MT) ed il controllo delle connessioni attive in modo tale che ogni utente ottenga la promessa QoS. Il protocollo descritto, essendo di tipo centralizzato, prevede una singola stazione base (BS), che è il punto di accesso alla rete fissa, e molti terminali mobili adottando il concetto di *client-server* dove il server (BS) è usato come arbitro del canale per i differenti client (MTs). È un protocollo di tipo TDMA (Time Division Multiple Access) nel quale solo una frequenza portante è usata per la trasmissione in modo da allocare banda per connessioni in uplink (UL) ed in downlink (DL) in accordo con le richieste fatte. Il FAFS fornisce due differenti slot di contesa per l'accesso al canale, uno per servizi CBR (constant bit rate) e VBR (variable bit rate) e l'altro per ABR (available bit rate) e UBR (unavailable bit rate), fornendo così QoS al livello di contesa per l'accesso al mezzo. In questo modo si considera una priorità fra le sorgenti; in particolare si usa per l'allocazione degli slot per i dati una combinazione di parametri utilizzati in altri protocolli [6] come la perdita di pacchetti, i descrittori di traffico negoziato o il numero di attese dei pacchetti ATM, oltre alle informazioni di fading del canale. In questo modo c'è un miglioramento del throughput per sorgenti real-time ed una riduzione del ritardo totale di trasmissione. Inoltre per eliminare il rifiuto per classi di servizio best effort (BE), si utilizza un parametro che rappresenta l'insuccesso nella contesa e che la sorgente UBR trasmette alla BS. In questo modo, se il valore di tale parametro supera una certa soglia, la BS riserva qualche slot per le sorgenti UBR. Il protocollo è anche adattivo al cambiamento di traffico, infatti controlla in maniera dinamica la lunghezza dei periodi di contesa, limitando le MT che possono accedere al canale in un particolare periodo di tempo. Per questo si usano delle minislot per l'accesso al mezzo che aiutano a diminuire lo spreco di banda in caso di collisione. Inoltre la potenza delle MT è limitata quando entra nello stato "sleep" cioè nello

stato in cui si trova la MT quando non è né in ricezione né in trasmissione. Le classi di servizio come detto sono quattro e sono considerate con il seguente ordine di priorità: CBR, VBR, ABR e UBR. La trama MAC è divisa in cinque campi: sincronizzazione, contesa di tipo 1, contesa di tipo 2, acquisizione e dati (vedi fig.2.1). La lunghezza dei campi è variabile:

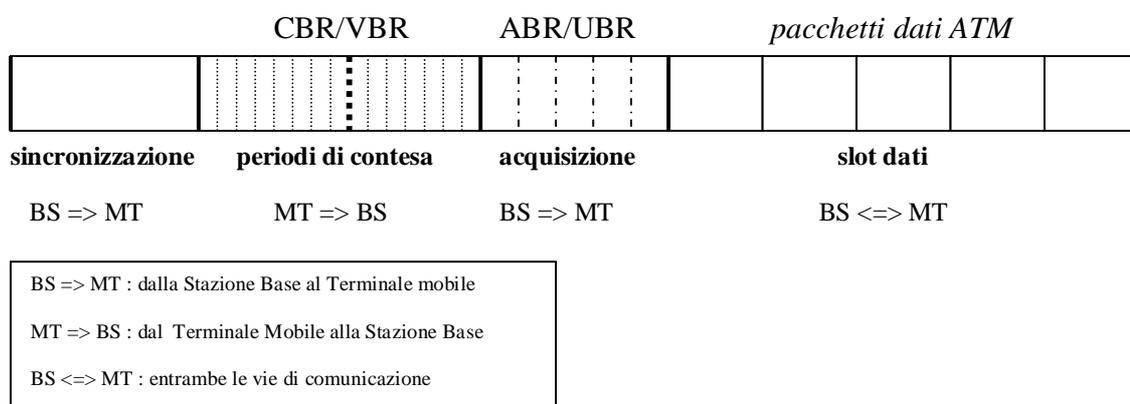


Fig.2.1. Trama del livello MAC

Il campo di sincronizzazione è usato per trasmettere informazione alle MTs sui limiti degli altri campi e permette di sincronizzare le MTs con la BS. La richiesta del canale da parte delle MTs è fatto negli slot dei campi di contesa. Il campo di acquisizione è usato dalla BS per trasmettere informazioni circa i slot dati allocati alle rispettive MTs. Infine i slot dati sono usati per trasferire i dati fra BE e MT sia in uplink che in downlink. Il numero di slot nel campo di contesa determina un limite (soft) superiore al numero di connessioni attive che possono essere instaurate dalla BS, e di conseguenza al numero di MTs alle quali si può fornire servizio. Per cui la lunghezza del campo di contesa è un parametro critico per la progettazione della trama MAC. Allo scopo di fornire QoS, si usano due differenti campi per la contesa: il primo per sorgenti CBR/VBR, il secondo per sorgenti UBR/ABR. In questo modo le sorgenti a più alta priorità non devono contendersi il mezzo con quelle a più bassa priorità. Questo permette di avere valori limitati nei ritardi per il traffico CBR e VBR. All'interno di un campo di contesa ci sono n minislot che gli utenti usano con probabilità

$1/n$ per le richieste di accesso. Se due o più utenti inviano la propria richiesta nello stesso minislot, allora c'è collisione. La negoziazione della QoS per le CBR, VBR e ABR si attua al momento in cui si stabilisce la connessione. Così una volta che la BS comunica che la richiesta ha avuto successo, la MT trasmette le informazioni sulla qualità di servizio. A tale scopo la BS nello slot dati dell'uplink della trama del MAC riserva una porzione necessaria ad inviare informazioni sulla QoS desiderata (descrittori di traffico) [6]. Per le sorgenti UBR, poiché sono trasmissioni di tipo best effort, non c'è alcuna negoziazione di qualità dato che non deve essere garantita. Il limite dei campi di contesa sono di tipo dinamico e l'algoritmo utilizzato per cambiare tale lunghezza è il seguente: inizialmente entrambi i campi hanno uguale lunghezza. Tale valore può essere valutato in base a misure sulla frequenza di connessione fra MTs e BS, per particolari regioni ed in un dato intervallo di tempo. In seguito la lunghezza del campo di contesa viene decrementato quando la percentuale di utilizzazione degli slot è sotto il 50% e per il resto degli slot la BS non riceve segnali; se invece nel resto degli slot, essa riceve segnali errati, a causa della collisione di richieste, allora incrementa la lunghezza del campo di contesa. L'incremento/decremento avviene solo se la situazione continua per k trame successive. Il cambio di lunghezza del periodo di contesa è graduale (10-20%) in modo che il protocollo adatta lentamente la nuova situazione.

Inoltre l'algoritmo di scheduling utilizza l'informazione di fading: se il segnale ricevuto dalla BS ed inviato dalla MT è sotto una certa soglia, la BS considera che questa MT è andata fuori raggio di copertura e non viene più considerata nello scheduling del downlink. Verrà riammessa nella gestione dell'assegnazione della risorsa quando le condizioni del canale migliorano. In questo modo la probabilità di successo della trasmissione aumenta assumendo che la condizione sul blocco dovuto al fading sia temporanea.

Con questo protocollo si riesce così ad ottenere [6] un miglioramento del throughput del canale ed una diminuzione della probabilità di perdita grazie al modo di allocare slot alle differenti connessioni.

2.1.3 Algoritmo di allocazione della risorsa per sorgenti a bit rate variabile in reti wireless ATM

Il protocollo proposto permette di supportare in maniera efficiente applicazioni multimediali attraverso l'utilizzo del protocollo MAC denominata DR-TDMA (Dynamic Reservation TDMA) [9]. In particolare è proposta l'allocazione di risorse per sorgenti VBR dove la BS stima da un numero limitato di parametri la richiesta corrente di risorsa delle connessioni VBR e forza le sorgenti ad emettere ad un bit rate controllato. Il protocollo impiega un unico algoritmo di controllo della cella che fa rispettare la conformità del flusso VBR con i parametri di traffico della connessione, allo scopo di fornire la QoS garantita. Il DR-TDMA è diviso in tempo sul canale uplink e downlink ed il limite fra queste due parti è aggiustato dinamicamente in base al carico di traffico. Entrambi sono dinamicamente divisi in periodi di trasmissioni di informazioni di controllo e dati:

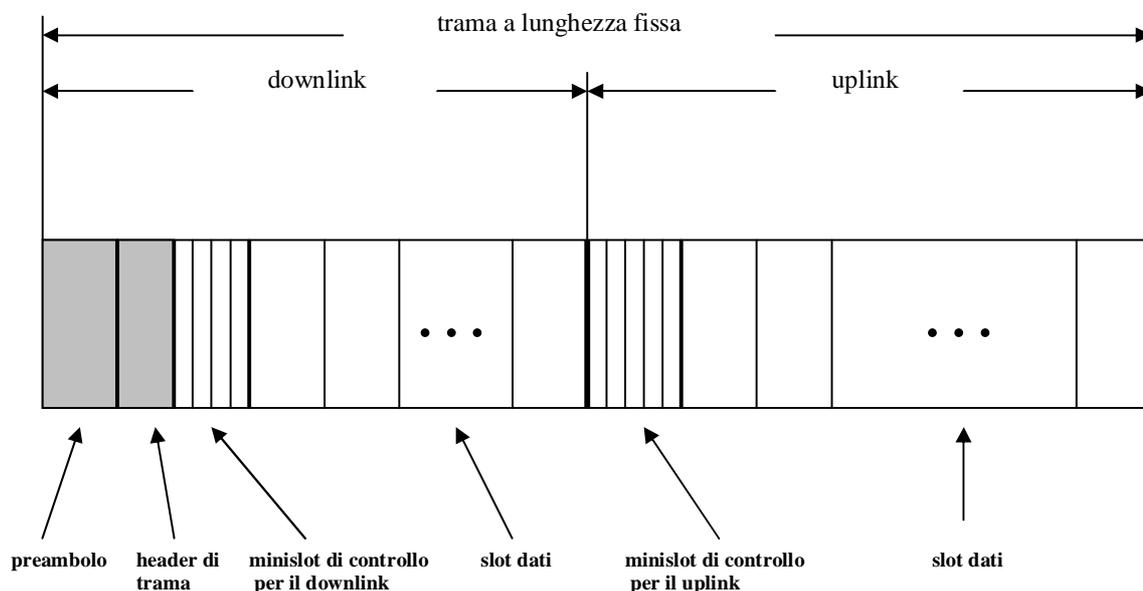


Fig.2.2. Struttura della trama nel protocollo DR-TDMA

Gli slot assegnati per il controllo sono divisi in minislot usati per la trasmissione di trasformazione controllo. Nel canale di uplink gli slot di controllo forniscono un meccanismo alle MTs per l'invio di richieste di prenotazione durante la fase di contesa della connessione, mentre gli slot dati forniscono una risorsa di banda per la contesa durante la fase di trasmissione dati. Nella fase di contesa i pacchetti di controllo per l'uplink sono inviati dalle MTs per comunicare alla BS le caratteristiche del traffico e lo stato della sorgente. Dopo aver completato la procedura di contesa la MT può usare i data slot assegnati senza sottoporsi ad altre contese. Quando una MS ha accesso agli slot dati riservati, i parametri di traffico e le informazioni di stato sono messe nei pacchetti dati. In questo modo la BS usa questi parametri per allocare nell'uplink gli slot dati ad ogni richiesta di prenotazione delle MTs, secondo un algoritmo di allocazione delle risorse. Inoltre la BS determina, in base alle stime fatte sulle contese di traffico, il numero di slot da allocare per motivi di controllo [9]. Quando una connessione ha successo invia la propria richiesta, entra nella fase di trasmissione dati e analizza gli slot di controllo del downlink nelle trame che seguono quelle della richiesta allo scopo di ricevere l'informazione sugli slot assegnati di volta in volta. La sorgente VBR genera un flusso di traffico il cui bit rate varia nel tempo. Se questa variazione è continua ed in modo non controllato allora è richiesto molto traffico di controllo inviato dalla MT per mantenere aggiornata la BS sul buffer di stato della sorgente. Per fortuna il loro bit rate tipicamente varia fra un numero fissato di possibili valori e quindi tale problema non si verifica.

La tecnica di allocazione del bit rate consiste nel mantenere nella BS lo stato di ogni connessione VBR ammessa ed allocare slot in accordo alle richieste di QoS fatte allo stato stesso della sorgente. Come detto il corrente rate di arrivo di una cella di una sorgente VBR viene trasmesso dalla MT alla BS in modo che quest'ultima possa predire la condizione del buffer di stato della connessione (numero di pacchetti, tipo di pacchetti se garantiti o best effort, tempo di arrivo, ecc.). Tale predizione è fatta riproducendo il processo di arrivo della sorgente nello scheduler della BS, usando le informazioni sul corrente rate di trasmissione della sorgente VBR. In caso di errore di predizione attraverso diversi scambi di pacchetti di controllo [7] si cerca di recuperare informazioni sulle predizioni successive. In questi casi per preservarne la sequenza, i pacchetti vengono numerati in base all'ordine con cui

arrivano dalla sorgente e poiché il livello MAC comunque preserva già la sequenza di tutti i pacchetti trasmessi, ad eccezione di quelli che potrebbero andare persi perché superano il massimo tempo di ritardo di trasferimento, i pacchetti che necessitano di numerazione da parte del protocollo sono solo quelli di controllo e non quelli dati. Dopo che il rate di arrivo delle celle aveva valore nullo e ricomincia l'arrivo di altri pacchetti, la BS non ha informazioni per effettuare le successive predizioni, per cui il pacchetto di controllo che la MT invia deve contenere il numero di pacchetto del primo arrivo, le informazioni sul buffer di stato della connessione ed il numero dell'ultimo pacchetto trasmesso nella trama corrente. Per ogni pacchetto ricevuto dalla BS, in base al tipo, il successivo pacchetto garantito o best effort è rimosso dal buffer virtuale che lo scheduler si è creato e messo nella coda dei pacchetti trasmessi. Alla fine di ogni trama la BS aggiorna lo stato di predizione delle connessioni VBR in base alle informazioni ricevute che sono state messe dalle MT nei pacchetti dati o direttamente in quelli di controllo. Quando nella BS lo stato della connessione è stato aggiornato, lo scheduler alloca gli slot alla connessione VBR in base allo stato del buffer virtuale che si è creato con la predizione e alla QoS della connessione stessa. Nel caso di servizi a qualità garantita, i pacchetti nella coda del buffer virtuali sono messi in una lista ordinata secondo il tempo di scadenza ed in base a questo ordine lo scheduler alloca le S slot disponibili alle connessioni VBR che hanno in attesa pacchetti di questo tipo. Se rimane disponibile ancora qualche slot, queste vengono assegnate alle connessioni che hanno nella loro coda del buffer virtuale di predizione pacchetti di tipo best effort secondo un equo algoritmo di allocazione della banda [10]. Quando l'assegnazione della risorsa per i due tipi di pacchetti è stata fatta, la BS comunica negli slot di controllo del downlink il numero di slot allocati ad ogni MTs. Ogni connessione VBR trasmetterà i pacchetti nello stesso ordine di come sono arrivati nel suo buffer con priorità data ai pacchetti di tipo garantiti. Se quelli best effort non possono essere trasmessi nella trama corrente allora sono eliminati. Utilizzando il protocollo appena descritto si dimostra [7] che si può ottenere un throughput fra il 90-95% ed un basso ritardo di trasmissione.

2.2 TECNICHE DISTRIBUITE

2.2 .1 Protocollo distribuito di negoziazione della risorsa (DRNP)

2.2 .1.1 Introduzione

Con lo svilupparsi di sistemi di comunicazione personali “license-free” per le future wireless LAN (WLAN) sarà necessaria l’introduzione di nuovi concetti come quello di ad hoc network, nomadic access e mobile computing, portando ad una fusione degli ambienti dei computers e delle comunicazioni [13]. Inoltre si tende verso reti integrate come l’ATM in ambiente wireless, determinando che la WLAN assuma il ruolo di estensione della rete fissa e portando ad una rivoluzione nella loro capacità visto che dovranno integrare in modo efficiente svariate applicazioni con diverse richieste di servizio in una singola infrastruttura di rete. I requisiti di servizio delle varie possibili applicazioni supportate in una multimedia WLAN sono tipicamente espressi in termini di banda, probabilità di perdita e ritardo. Nella tab. 2.1 sono riportati i requisiti minimi di banda e probabilità di perdita delle classi di applicazioni tipiche:

media	Bit-rate	bursty	Loss-rate
audio	4- 64Kb/sec	medio	$<10^{-2}$
video	n x 64Kb/s	basso	$<10^{-4}$
immagini	>10Kbytes	alto	~ 0
dati	variabile	alto	~ 0

Tab. 2.1 Caratteristiche tipiche delle varie classi di applicazioni multimediali

Gestire la risorsa significa mappare i requisiti di qualità di servizio (QoS) delle varie applicazioni in risorse di rete in modo che le richieste di ciascun utente siano soddisfatte. È intuibile come la nozione di gestione della risorsa sia inesorabilmente legata al controllo d'accesso al mezzo (MAC). Il problema della gestione della risorsa deve essere affrontato nel contesto del meccanismo di accesso multiplo. In particolare in [14] si assume come tecnica di accesso multiplo il DS-CDMA. I requisiti di servizio sono espressi in termini di minima banda e massima probabilità di perdita sul pacchetto (che può essere mappata in un equivalente rapporto SNR minimo) e si fa notare come la gestione della risorsa si esplicita in un controllo di potenza e in una conseguente allocazione della banda di trasmissione. Le WLAN sono in genere configurate come reti peer-to-peer dove non esiste alcun organo di controllo centrale. L'allocazione delle risorse deve in ragione di ciò essere necessariamente attuata in forma completamente distribuita.

Non è possibile pensare, come accade nei normali sistemi cellulari, ad una stazione radio-base che tenga traccia delle richieste dei vari utenti e gestisca l'intera risorsa. Per questo viene presentato un protocollo per la gestione distribuita della risorsa che si basa sul meccanismo di prenotazione della banda RTS/CTS fornito dall'IEEE 802.11 con l'unica differenza che una volta che la sessione è stata instaurata i pacchetti trasferiti non richiedono la sincronizzazione.

2.2 .1.2 Modello di rete

Si analizzerà una topologia di rete ad hoc di tipo single-hop, asincrona con k terminali che sono distribuiti in modo casuale. Si utilizza un canale comune di segnalazione (CCCH) attraverso il quale tutti i terminali della rete seguono le attività degli altri avendo in tal modo un quadro dello stato del sistema. Si assume che il CCCH abbia una struttura a slots; la durata di ciascuno slot è pari al tempo di trasmissione di un messaggio di controllo. Il data rate sul canale CCCH è fissato. Tutti i messaggi di controllo vengono trasmessi alla stessa potenza dimensionata su un valore tale da consentire la ricezione da parte di tutti i terminali in ascolto sul canale. Si presume che il traffico sul canale di controllo non sia troppo intenso ed in ragione di ciò si sceglie un semplice schema di accesso multiplo come

l'ALOHA a slot e a causa dell'importanza dei messaggi di controllo si assume che una qualche forma di correzione di errore (FEC) è usata per i messaggi sul CCCH.. Ciascun terminale potrà trasmettere o ricevere ma non farlo contemporaneamente (half duplex). Ciò chiaramente vale anche per il canale di segnalazione che pur se separato logicamente è comunque un canale fisico. Così ogni terminale è equipaggiato con due ricevitori ed un trasmettitore; il primo ricevitore è sempre sintonizzato sul codice comune utilizzato per il CCCH, mentre il secondo è sincronizzato sul codice di ricezione assegnato ad ogni terminale. Un terminale che non sta trasmettendo controlla il CCCH. L'architettura proposta per il ricetrasmittitore è la seguente:

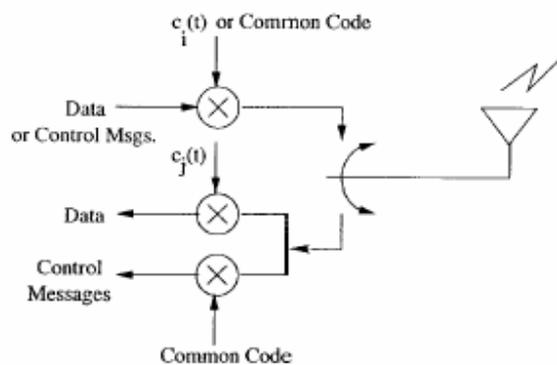


Fig. 2.3. Schema del ricetrasmittitore

La potenza del segnale ricevuto è influenzata principalmente dal path loss e dal fading lento. Viene definita la seguente matrice rappresentativa delle attenuazioni di canale:

$$H = \{h_{ij}\} \quad i \neq j$$

dove h_{ij} è il path loss presente tra il terminale i e il terminale j .

Come precedentemente specificato i requisiti di QoS per la singola sessione sono espressi attraverso il packet error rate (PER) che può essere mappato in un equivalente rapporto segnale/interferenza (SIR).

La matrice Γ è definita come :

$$\Gamma = \{\gamma_{ij}\} \quad i \neq j$$

dove γ_{ij} rappresenta il SIR minimo richiesto per il collegamento $\{i, j\}$.

La matrice Ψ è indicativa invece del minimo data-rate per i vari collegamenti attivi nella rete ed è definita come :

$$\Psi = \{\psi_{ij}\} \quad i \neq j$$

La massima potenza che può essere emessa da un terminale è indicata con \mathcal{P} .

La potenza trasmessa allocata per la sessione $\{i, j\}$ è rappresentata attraverso la matrice :

$$P = \{p_{ij}\} \quad i \neq j$$

dove p_{ij} indica la potenza trasmessa dal terminale i al terminale j .

In maniera simile è definita la matrice dei rate R :

$$R = \{r_{ij}\} \quad i \neq j$$

Assumendo valida l'approssimazione gaussiana per l'interferenza da accesso multiplo (MAI) data in [15] e considerando il contributo dovuto al rumore termico (assunto gaussiano bianco e con densità spettrale di potenza unilatera η_0) la matrice Z delle interferenze si definisce nel modo seguente:

$$Z = \{\xi_{ij}\} = \left\{ \sum_{\{l,m\} \neq \{i,j\}} p_{lm} h_{lj} + \eta_0 W \right\}$$

dove ξ_{ij} rappresenta l'interferenza totale subita dalla connessione $\{i,j\}$.

La matrice dei SIR può essere definita come:

$$\Omega = \{\omega_{ij}\} = \left\{ \frac{W \cdot h_{ij} \cdot p_{ij}}{r_{ij} \cdot \xi_{ij}} \right\} \quad \text{dove } \frac{W}{r_{ij}} \text{ è il guadagno di processo dello schema CDMA}$$

dove ω_{ij} è il SIR della connessione $\{i,j\}$.

Assumendo inoltre che il SIR allocato per $\{i,j\}$ sia $\omega_{ij} \geq \gamma_{ij}$ allora l'interferenza

addizionale sostenibile dalla connessione viene indicata con δ_{ij} . Essa è giustificabile con la seguente espressione:

$$\frac{W}{r_{ij}} \cdot \frac{h_{ij} \cdot p_{ij}}{(\xi_{ij} + \delta_{ij})} = \gamma_{ij}$$

Esplicitando rispetto a δ_{ij} si può definire la matrice Δ delle interferenze aggiuntive sopportabili (MSI) come:

$$\Delta = \{\delta_{ij}\} = \left\{ \frac{W \cdot p_{ij} \cdot h_{ij}}{r_{ij} \cdot \gamma_{ij}} - \xi_{ij} \right\}$$

2.2 .1.3 Descrizione del DRNP

La gestione delle risorse per sessione (ossia ogni volta che una nuova comunicazione viene attivata o abbandona il sistema) può essere attuata su base *globale o incrementale*.

Supponiamo che alla connessione $\{i,j\}$ sia allocata una certa risorsa e che una nuova sessione $\{m,l\}$ richieda risorsa alla rete. Nel caso globale la rete fornirà la risorsa ad $\{m,l\}$ riallocando al contempo quella assegnata ad $\{i,j\}$ in funzione di qualche criterio di ottimizzazione (per es. minimizzazione della potenza totale trasmessa oppure massimizzazione del throughput totale). Nel caso incrementale invece la rete allocherà risorsa ad $\{m,l\}$ preservando al contempo la risorsa precedentemente assegnata ad $\{i,j\}$.

Il primo metodo permette sicuramente di utilizzare le risorse in maniera più efficiente ma comporta, in un ambiente distribuito quale quello cui si pensa, notevole overhead di protocollo poiché l'intero stato del sistema deve essere conosciuto in ogni intervallo di decisione. Ciò lo rende particolarmente adatto al caso di controllo centralizzato dove la stazione base controlla tutte le attività della rete e decide la allocazione della risorsa.

Inoltre presuppone, proprio per la necessità che ciascun terminale conosca cosa accade nella rete in qualsiasi momento, che ciascun terminale sia in grado di trasmettere e ricevere nello stesso momento e quindi di una qualche forma di duplexing che è impossibile applicare all'architettura del singolo canale proposta nel paragrafo precedente.

Dunque benché meno efficiente una gestione incrementale della risorsa è forse più adatta ad una rete distribuita half-duplex.

È bene sottolineare come lo schema incrementale abbia la tendenza ad essere *unfair*.

Volendo continuare l'esempio fatto in precedenza, una volta che $\{i,j\}$ sia attivo, la sessione $\{m,l\}$ è essenzialmente vincolata dalla risorsa allocata a $\{i,j\}$. In alcuni casi questo può seriamente degradare le prestazioni della rete. Ad esempio se $\{i,j\}$ si è instaurato alla minima potenza, come descriveremo a breve, esso potrà sopportare bassi valori di interferenza proveniente da altri collegamenti che si instaurano successivamente, limitandone quindi la loro capacità.

Un'ulteriore caratteristica del protocollo è la RAL (Resource Allocation List) che è un'estensione del Network Allocation Vector usato nel 802.11 e del Power Constraint List (PCL) introdotto in [16]. Ciascun terminale mantiene un database nel quale sono presenti le informazioni relative alle altre sessioni attive nella rete. Per esempio il terminale l manterrà le informazioni relative alla sessione $\{i,j\}$ in un record contenente i seguenti campi:

- l'indirizzo dei nodi sorgente e destinazione i,j ;
- il path loss h_{li}, h_{lj} ;
- la massima interferenza aggiuntiva sostenibile dalla connessione $\{i, j\}, \delta_{ij}$;
- la durata stimata della sessione $\{i, j\}, \tau_{ij}$;

in questo modo il nodo l , per ogni sessione attiva i,j presente nella RAL, potrà calcolare la massima potenza utilizzabile tale da non procurare in j un'interferenza maggiore di δ_{ij} . Ciò è vero se:

$$\mu_{ij} = \min \left\{ \frac{\delta_{ij}}{h_{lj}}, \mathcal{G} \right\}$$

Dunque la potenza massima utilizzabile dal nodo l senza interferire con nessuna comunicazione attiva sarà:

$$\pi_l = \min_{\{x,y\} \in RAL_l} \{ \mu_{ly} \}$$

Per quanto riguarda i messaggi di controllo questi sono inviati a potenza massima in broadcast sul canale CCCH e vengono sostanzialmente utilizzati per effettuare il set-up di

una nuova sessione o l'abbattimento di una sessione già attiva. I messaggi utilizzati nel protocollo sono i seguenti:

$$- RTS_{ij} = \{i, j, RTS, \{\psi_{ij}, \psi_{ij}\}, \pi_{ij}, \sigma_{ij}\}$$

è il messaggio inviato dal trasmettitore per iniziare una nuova sessione con un altro terminale; σ_{ij} è la dimensione in bytes del pacchetto che si trasmetterà.

$$- ESR_{ij} = \{i, j, ESR\}$$

è usato dal trasmettitore per segnalare la fine della sessione.

$$- CTS_{ji} = \{j, i, CTS, \{\psi_{ij}, \psi_{ij}\}, p_{ij}, r_{ij}, \tau_{ij}\}$$

viene inviato dal ricevitore utile al trasmettitore, come risposta all'RTS, se è in grado di soddisfare le richieste di QoS specificate in termini di data rate e limite di potenza (p_{ij}, r_{ij}).

$$- ESA_{ji} = \{j, i, ESA, NACK\}$$

è inviato in risposta all'ESR; il NACK contiene le informazioni relative ai dati ricevuti non correttamente.

$$- PREJ_{ji} = \{j, i, PREJ, \{\psi_{ij}, \psi_{ij}\}, \pi_{ij}\}$$

è usato dal ricevitore j se non può supportare la QoS richiesta dal trasmettitore i .

Il fatto che un terminale non può trasmettere o ricevere contemporaneamente implica che è essenzialmente "sordo" quando sta effettuando una trasmissione e quindi non può aggiornare la sua RAL. Ciò può provocare allocazioni di risorse che degradano la QoS delle altre sessioni attive nella rete proprio perché la sua RAL (non aggiornata) non contiene dati che facciano riferimento alle nuove connessioni instaurate. In questi casi il ricevitore che sarà disturbato (third-party receiver : supponiamo sia quello della connessione $\{l-m\}$) può interrompere il set up della connessione $\{i,j\}$ che viola la propria QoS garantita. In particolare l può controllare il CCCH mentre sta ricevendo dati e se

l'interferenza da accesso multiplo introdotta dalla nuova sessione degrada sotto la soglia consentita il suo SIR ($\omega_{ml} < \gamma_{ml}$), allora invia il seguente segnale:

$$- SREJ_{li} = \{l, i, \delta_{ml}\}$$

In questo modo viene riaggiornata la RAL di i con il record corrispondente alla comunicazione $\{m, l\}$ mancante. I limiti di tale meccanismo sono rappresentati dai seguenti punti :

- *SREJ* deve comunque arrivare prima che la trasmissione $\{i, j\}$ abbia inizio (per questo ogni trasmissione è ritardata di τ_{DATA});
- *SREJ* sono inviati sul canale di controllo e quindi soggetti a collisione;
- interruzione della ricezione da parte di l per poter trasmettere *SREJ* con il danneggiamento di alcuni dati trasmessi; nel caso in cui la connessione è prossima al completamento, l'invio del messaggio di controllo può così causare più danni che vantaggi. Per evitare questo si può usare una regola di decisione più "soft" per scegliere se inviare il *SREJ*, nel senso che se l'abbassamento dell'SIR è minimo oppure la sessione è prossima al completamento, allora il set up di $\{i, j\}$ può non essere bloccato.

Abbiamo considerato il caso in cui un terzo nodo l è disturbato dall'eventuale trasmissione $i-j$ e cerca di interromperne il set-up; qualora ciò non accada va comunque trasmesso in broadcast un messaggio di aggiornamento visto che ora è in grado di sostenere una minore interferenza aggiuntiva. Questo viene emesso da parte di tutti i ricevitori interessati all'instaurazione di una nuova connessione in modo che tutti i nodi vicini aggiornino il proprio RAL:

$$- UDP_MSI_{lx} = \{l, x, \{m, l\}, \delta_{ml}\}$$

Un parametro che ricopre un'importanza fondamentale sulle prestazioni globali della rete è la massima interferenza sopportabile (MSI) dalle connessioni che è fornita per la generica sessione $\{i,j\}$ dalla relazione:

$$\delta_{ij} = \frac{W \cdot p_{ij} \cdot h_{ij}}{r_{ij} \cdot \gamma_{ij}} - \sum_{(m,l) \neq (i,j)} p_{ml} \cdot h_{mj} - \eta_o \cdot W$$

L'MSI misurato da una sessione attiva $\{i,j\}$ influenza infatti la massima potenza trasmissibile dagli altri terminali determinando la possibilità che una nuova connessione si instauri o meno. In particolare si vuole mettere in evidenza la relazione esistente tra questo parametro e le possibili politiche di allocazione della risorsa che possono essere adottate in un contesto completamente distribuito come quello trattato. Per semplicità si considera una rete costituita da quattro terminali dove:

- $\{i,j\}$ è una sessione attiva ;
- il terminale m vuole stabilire una comunicazione con il terminale l ;
- l'MSI stimata dal ricevitore j è δ_{ij} .

Allocazione della minima potenza :

$$p_{ij}^{\min} = \frac{\gamma_{ij} \cdot \psi_{ij} \cdot \left(\sum_{(m,l) \neq (i,j)} p_{ml} \cdot h_{mj} + \eta_o \cdot W \right)}{W \cdot h_{ij}}$$

Allocare la minima potenza di trasmissione significa allocare il minimo data-rate ψ_{ij} e il minimo SIR γ_{ij} . Ciò si traduce in una $\delta_{ij} = 0$ che significa bloccare il set-up relativo ad ogni nuova connessione ($\{m,l\}$ nel caso presente). Per cui un nuovo collegamento per instaurarsi dovrà attendere che il precedente abbia esaurito il suo tempo di vita; tale tempo di vita sarà particolarmente lungo avendo scelto, sempre in relazione alla politica di allocazione, il rate minimo possibile per $\{i,j\}$.

Allocazione del massimo rate :

$$r_{ij}^{\max} = \frac{W \cdot h_{ij} \cdot \pi_i}{\gamma_{ij} \cdot \left(\sum_{\{m,l\} \neq \{i,j\}} p_{ml} \cdot h_{mj} + \eta_0 \cdot W \right)}$$

Allocare il massimo rate significa considerare il minimo SIR γ_{ij} e la massima potenza tale da non interferire con i collegamenti già esistenti (essendo $\{i,j\}$ il primo ad essere instaurato esso non avrà limitazioni). Dunque come nel caso precedente si avrà $\delta_{ij} = 0$ che significa bloccare il set-up relativo alla nuova connessione $\{m,l\}$. Contrariamente a prima però, essendo il rate allocato il massimo possibile questo blocco durerà per un tempo molto minore.

Allocazione del massimo SIR :

$$\omega_{ij}^{\max} = \frac{W \cdot h_{ij} \cdot \pi_i}{\psi_{ij} \cdot \left(\sum_{\{m,l\} \neq \{i,j\}} h_{mj} \cdot p_{ml} + \eta_0 \cdot W \right)}$$

Contrariamente ai casi precedenti ora si ha $\delta_{ij} \geq 0$ dunque si avrà un certo margine sul $SIR_{\min} = \gamma_{ij}$, che può essere sfruttato per instaurare nuove connessioni. Questa scelta di allocazione è quella che meglio rappresenta la possibilità di avere più trasmissioni contemporanee, garantendo le QoS richieste da ciascuna sessione attiva. Essendo il SIR superiore al valore minimo, l'eventuale ingresso in rete di una nuova comunicazione ne ridurrà il suo valore ma non sarà tale da portarlo sotto il limite minimo.

2.2 .1.4 Prestazioni e conclusioni

È chiaro da quanto sopra esposto, come la politica di allocazione che tende a massimizzare il SIR presenti vantaggi e svantaggi rispetto alle altre politiche di allocazione. In particolare

consente l'instaurazione di più connessioni contemporaneamente il cui SIR può variare al momento in cui altre connessioni entrano o abbandonano la rete. Lo svantaggio è costituito dal fatto che la presenza di più connessioni contemporanee aumenta il rischio di perdita dei messaggi di controllo a causa dell'incremento della probabilità di collisione sul CCCH. Questo può portare alla perdita della QoS su qualche connessione già attiva.

Dalla simulazione delle tre politiche di allocazione (vedi [14]) si può notare che quella che massimizza il SIR fornisce le migliori prestazioni in termini di probabilità di blocco delle richieste di connessioni e di massima potenza trasmessa (MSI). Inoltre viene anche esaminato l'effetto prodotto dalla perdita di pacchetti di segnalazione sulla QoS dei collegamenti attivi nella rete. In particolare viene analizzato l'effetto del meccanismo di blocco del set-up attraverso il messaggio di controllo SREJ come descritto in precedenza e si verifica come questo permetta la diminuzione del numero di connessioni che vanno al di sotto della soglia minima di SIR.

CAPITOLO 3

REALIZZAZIONE DI UN PROTOCOLLO PER ALLOCAZIONE DISTRIBUITA DELLE RISORSE IN AMBIENTE UWB

3.1 DESCRIZIONE DEL SISTEMA CONSIDERATO

3.1.1 Introduzione

Prima di effettuare la descrizione del protocollo di allocazione distribuita della risorsa radio in un sistema UWB che rispetti il modello architetturale del progetto Whyless.com (vedi par.1.2.3), si definiranno alcuni aspetti del sistema che serviranno in seguito per comprendere meglio il protocollo e le scelte fatte nel simulatore. In particolare si descriverà come poter effettuare la stima dell'interferenza da parte di un nodo che è un aspetto necessario per lo sviluppo del protocollo, si definiranno i limiti imposti dal regolamentatore già accennati nel par.1.2.3.2 che portano ad una limitazione della dimensione del cluster il cui valore serve per decidere l'area di copertura della simulazione ed infine sempre per capire il funzionamento del protocollo si descriveranno i canali di segnalazione e traffico ed il loro modo di accesso oltre ad accennare allo stato in cui può trovarsi un nodo durante la sua presenza nella rete.

3.1.2 Valutazione dell'interferenza di un nodo

La conoscenza del valore di interferenza in un nodo è indispensabile per l'applicazione del protocollo visto che, come si vedrà nel par.3.2.8, tale valore fornisce il valore della risorsa già allocata e quindi permette di risalire a quella ancora disponibile. Per cui ogni nodo deve essere in grado di valutare il valore dell'interferenza. Questo può avvenire in

due diversi modi: o attraverso un protocollo di segnalazione fra i vari nodi della rete, oppure attraverso una misurazione.

Nel primo caso è necessario uno scambio di segnalazione fra i nodi che stanno trasmettendo ed il nodo che deve effettuare la misura; in particolare ogni nodo trasmittente invia un pacchetto di segnalazione con il quale comunica il valore di potenza che sta emettendo. In questo modo il nodo che deve effettuare la valutazione dell'interferenza (che chiamiamo j) risale al valore dell'ampiezza del monociclo (vedi par.3.1.3) e quindi può calcolare il termine di interferenza:

$$I_j = \sum_{k=1}^{Nu} A_k^2 \cdot g_{k-j}$$

dove k è il generico nodo che sta trasmettendo ed Nu il numero di tali nodi. Come si può notare, nell'espressione compare il valore di guadagno di canale g_{k-j} fra il generico nodo trasmittente e j ; per cui visto che tale valore è legato alla distanza fra questi due nodi

($g_{k-j} \propto \frac{1}{d_{k-j}}$), allora è necessario che il nodo j conosca la distanza a cui si trova il

trasmettitore k . Per risalire a tale valore si può pensare di sfruttare l'assenza di fading del canale e quindi il fatto che l'attenuazione è dovuta solo allo spazio libero (anche se l'esponente di path loss non è detto che sia 2). Infatti si può pensare che i pacchetti di segnalazione siano trasmessi ad un valore di potenza prefissato (P_{TS}) conosciuto da ogni nodo della rete. A seguito di questa ipotesi, dopo che il nodo j ha ricevuto il pacchetto, può immediatamente valutare la distanza in base al valore di potenza ricevuta (P_{RS}):

$$P_{RS} = P_{TS} \cdot g = P_{TS} \cdot \frac{M}{d^\zeta} \quad (M \text{ è il coefficiente dell'attenuazione dello spazio libero})$$

$$d^\zeta = \frac{P_{TS}}{P_{RS}} \cdot M$$

(ζ è l'esponente di path loss)

$$d = \sqrt[\zeta]{\frac{P_{TS}}{P_{RS}} \cdot M}$$

Il secondo metodo invece non utilizza un protocollo di segnalazione ma sfrutta il fatto che in fase di ricezione si utilizza un correlatore sintonizzato sul codice della trasmissione che si vuole ricevere; se tale trasmissione però non avviene, cioè il nodo trasmittente non emette potenza, allora tutto ciò che si ha in uscita al correlatore è interferenza e quindi si può utilizzare tale informazione per stimare tale valore. Per cui per poter risalire al valore di interferenza presente nel suo nodo, j deve conoscere con quale codice di time-hopping il trasmettitore utile ha intenzione di effettuare la trasmissione e questo può essere comunicato attraverso un pacchetto di segnalazione (questo discorso è sviluppato nel par.3.2.2 quando è presentato il protocollo). Nella descrizione del protocollo si farà uso della seconda tecnica, anche se la prima verrà utilizzata in una fase del protocollo (par.3.2.7) per discriminare i valori di interferenza dovuti ai vari trasmettitori.

3.1.3 Limiti imposti dalla regolamentazione

Come già descritto nel par.1.2.3.2 nel caso di sistema “license-free”, la potenza emessa dal nodo è limitata ad un determinato valore. In attesa che questo venga fornito dal regolamentatore europeo di seguito verrà utilizzato il limite imposto negli Stati Uniti dalla Federal Communications Commission (FCC) nella parte 15 che stabilisce un limite superiore di potenza emessa da sorgenti di onde radio definite “non intenzionali”:

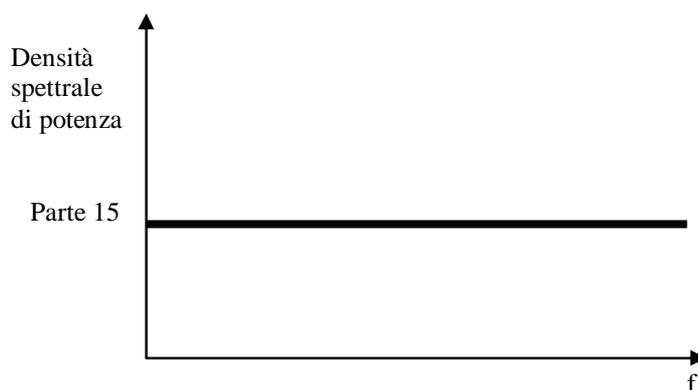


Fig.3.a. Parte 15: limite di potenza superiore definito per le trasmissioni “non intenzionali” negli Stati Uniti.

In particolare la regolamentazione fa una differenziazione fra operazioni sopra i 960 MHz e quelle sotto questa frequenza. Nel primo caso è specificata l’intensità media del

campo elettrico che al massimo può valere $500 \mu\text{V/m}$ a 3 metri di distanza misurato in una banda di 1 MHz. Il picco di intensità del campo può essere più alto di 20 dB, arrivando quindi al massimo a $5000 \mu\text{V/m}$. Questo permette di ottenere il seguente limite di potenza emessa:

$$E = \sqrt{\frac{30 \cdot P}{d^2}}$$

a 3 metri di distanza su una banda generica si ottiene:

$$P(f) = \frac{E^2 \cdot d^2}{30} = \frac{(500 \mu\text{V} / \text{m})^2 \cdot 9\text{m}^2}{30} / \text{MHz} = 75(\mu\text{V})^2 / \text{MHz}$$

ed ipotizzando che tale potenza si scarica su un carico unitario, si ottiene:

- *75 nW/MHz per frequenze minori di 960 MHz*

se per esempio la banda è di 1 GHz, allora la massima potenza che si può trasmettere, assumendo piatta la densità spettrale di potenza, è di -19.2 dBm .

Allo stesso modo si ottiene che:

- *12 nW/MHz per frequenze superiori a 960 MHz*

che per una banda di 1 GHz significa un limite di -11.2 dBm .

Inoltre alcune società come la Multispectral Solution Inc. (MSSI) sulla base di misurazioni ed analisi del sistema UWB raccomanda all'FCC di imporre un picco di potenza di 1 Watt per operazioni che riguardano l'UWB. Questo determina che i limiti imposti nella parte 15 sulle emissioni spread-spectrum sono enormemente più alti rispetto alle richieste della MSSI. Infatti se per esempio la forma d'onda UWB ha una frequenza centrale di 5 GHz ed una banda istantanea di almeno $0.25 \times 5 \text{ GHz} = 1.25 \text{ GHz}$, allora, con 1 MHz di risoluzione di banda, il segnale di picco può avere un valore massimo di campo elettrico $E = (1250/1) \times 5000 \mu \text{ V/m} = 6.25 \text{ V/m}$ e quindi a 3 metri di

distanza si ottiene che la potenza di picco permessa è di 11.7 Watt, che è molto superiore a quello raccomandato dall'MSSI. Limitando la stessa emissione ad 1 Watt di livello di picco, il risultante campo elettrico sempre misurato in 1 MHz di banda, potrebbe essere di soli $1460\mu\text{V/m}$ e cioè 10.7 dB più basso rispetto al limite esistente della parte 15.

In base a queste raccomandazioni si è assunto come limite di potenza emessa dal nodo quello imposto per frequenze minori di 960 MHz, cioè il caso più limitativo. In questo modo si ha per una banda di 1 Ghz:

$$P_{LimFCC} = -19.2\text{dBm} = 12\mu\text{W}$$

tale valore però risulta essere un valore medio di potenza, mentre è utile risalire al valore limite dell'ampiezza del monociclo. Ipotizzando che il trasmettitore sia adattato all'impedenza caratteristica del vuoto, che vale $R=377\Omega$, allora si ottiene che la potenza media rispetto alla tensione efficace dell'impulso è data da:

$$P = \frac{V_{eff}^2}{R}$$

$$\text{con } V_{eff}^2 = \frac{1}{Tf} \cdot \int_{Tf} w_{rec}^2(t) dt$$

dove il significato dei termini è quello espresso nel Cap.1. L'integrale nell'espressione sopra non è altro che l'energia del monociclo (E_w) e supponendo di utilizzare il monociclo w_{rec} dato in [1] e [2], si ottiene:

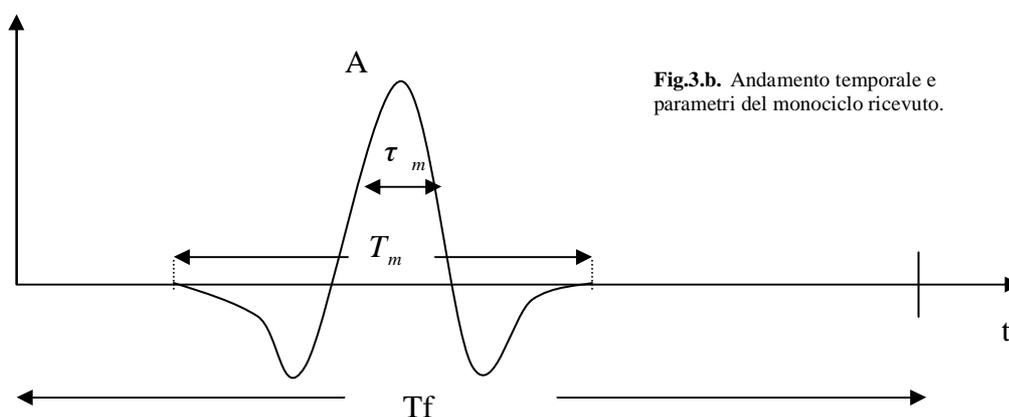


Fig.3.b. Andamento temporale e parametri del monociclo ricevuto.

$$w_{rec} = \left[1 - 4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] \exp \left[-2\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] \quad \text{con } \tau_m = 0.2877 ns$$

per calcolare l'energia del monociclo si dovrà fare:

$$\begin{aligned} E_w &= \int_{-\infty}^{+\infty} w_{rec}^2(t) dt = \int \left[1 - 4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right]^2 \exp \left[-2\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right]^2 dt = \\ &= \int \left[1 - 4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right]^2 \exp \left[-4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] dt = \\ &\int \left[1 - 8\pi \frac{t^2}{\tau_m^2} + 16\pi^2 \frac{t^4}{\tau_m^4} \right] \exp \left[-4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] dt \end{aligned}$$

applicando le regole per il calcolo dei momenti di una variabile aleatoria normale [11]

$$\int_{-\infty}^{+\infty} x^{2k} \exp[-\alpha x^2] dx = \frac{1 * 3 * \dots * (2k-1)}{2^k} \sqrt{\frac{\pi}{\alpha^{2k+1}}}$$

si ottiene:

$$\int \exp \left[-4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] dt - \frac{8\pi}{\tau_m^2} \int t^2 \exp \left[-4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] dt + \frac{16\pi^2}{\tau_m^4} \int t^4 \exp \left[-4\pi \left(\frac{t}{\tau_m} \right)^2 \right] dt$$

1° addendo (k=0):

$$= \sqrt{\frac{\pi}{4\pi}} \tau_m = \frac{\tau_m}{2}$$

2° addendo (k=1):

$$= \frac{-8\pi}{\tau_m^2} \frac{1}{2} \sqrt{\frac{\pi\tau_m^6}{(4\pi)^3}} = \dots = -\frac{\tau_m}{2}$$

3° addendo (k=3):

$$= \frac{16\pi^2}{\tau_m^4} \frac{1*3}{4} \sqrt{\frac{\pi\tau_m^{10}}{(4\pi)^5}} = \dots = \frac{3}{8} \tau_m$$

per cui sommando gli addendi si ottiene il valore dell'energia:

$$E_w = \frac{3}{8} \tau_m$$

quindi $E_w = 1.079 * 10^{-10}$.

Quanto calcolato è valido per un monociclo di ampiezza unitaria, mentre nel caso di ampiezza pari ad A, si avrà A² come fattore moltiplicativo. Esprimendo la potenza media in funzione dell'energia si ha:

$$P_m = \frac{A^2 \cdot E_w}{Tf \cdot R}$$

ottenendo così:

$$A^2 = \frac{P_m \cdot Tf \cdot R}{E_w}$$

sostituendo il limite imposto sulla potenza media dall'FCC si avrà:

$$A_{Lim}^2 = \frac{P_{LimFCC} \cdot Tf \cdot R}{E_w}$$

con l'impulso sopra descritto si ha quindi una frequenza centrale:

$$f_c = \frac{1}{T_m} = \frac{1}{0.75 \times 10^{-9}} = 1333,33 \text{ MHz}$$

ed una banda pari a :

$$B = \frac{2}{T_m} = 2666,67 \text{ MHz}$$

ottenendo così come limite imposto dall'FCC il valore:

$$P_{LimFCC} = 12 \frac{nW}{MHz} \cdot 2666.67 \text{ MHz} = 32 \mu W$$

3.1.4 Dimensionamento del cluster UWB

In base alle limitazioni descritte nel precedente paragrafo si vuole determinare fino a che distanza è possibile effettuare una trasmissione rispettando i vincoli imposti. Utilizzando l'espressione del rapporto segnale-interferenze fornito[4] nel caso di assenza di interferenza ed esplicitando il termine del bit rate si ottiene:

$$R_{i-j} = \frac{1}{Tf \cdot Ns_{i-j}}$$

$$A_{i-j} = \frac{Tf \cdot No \cdot mp + R_{i-j} \cdot SINR}{mp \cdot g_{i-j}}$$

dove i è il trasmettitore e j il ricevitore della comunicazione.

Se si considera la formula di attenuazione da spazio libero con esponente di path loss= 4 fornita in [12], si ha:

$$g = \left(\frac{c}{4\pi \cdot f \cdot d} \right)^4$$

con f in MHz e d in Km

$$g = \frac{3.255 \times 10^{-7}}{f^4 \cdot d^4}$$

si ottiene così un'espressione dell'ampiezza del monociclo in funzione della distanza del collegamento:

$$A_{i-j}^2 = \frac{Tf \cdot No \cdot mp \cdot R_{i-j} \cdot SINR}{mp^2 \cdot 3.255 \times 10^{-7}} \cdot f^4 \cdot d^4$$

in questo modo si ottiene il valore della distanza del collegamento:

$$d = \sqrt[4]{\frac{A_{i-j}^2 \cdot mp^2 \cdot 3.255 \times 10^{-7}}{Tf \cdot No \cdot mp \cdot R_{i-j} \cdot SINR \cdot f^4}}$$

sostituendo nei termini di tale espressione i valori forniti in [1],[2] e [4] nell'ipotesi di SINR = 12 dB e che A_{i-j}^2 sia quello imposto sul limite della potenza media dall'FCC, si

rate(kb/s)	distanza massima(m)
64	26.3035 m
128	22.1185 m
256	18.5994 m
448	16.1711 m
704	14.4433 m
1024	13.1518 m
1408	12.1453 m
1856	11.3348 m
2368	10.6651 m
2944	10.1001 m

$$pot.limite (\mu W) = 32$$

$$banda (MHz) = 2666.67$$

$$SINR (dB) = 12$$

$$parametro \text{ durata impulso}(ns) = 0.2877$$

$$freq.centrale (MHz) = 1333.33$$

$$durata \text{ impulso } (ns) = 0.75$$

Tab.3.1. Massima distanza di un collegamento al variare del bit rate per SINR = 12 dB

ottiene la distanza massima che si può raggiungere sotto queste condizioni in funzione del bit rate al quale si vuole trasmettere (vedi tab.3.1); nel caso invece si voglia utilizzare un margine (per es. 4dB) sul rapporto segnale-interferenze si ottiene (SINR= 16dB) quanto riportato in tab.3.2:

rate(kb/s)	distanza massima(m)
64	20.8936 m
128	17.5694 m
256	14.7741 m
448	12.8452 m
704	11.4727 m
1024	10.4468 m
1408	9.6473 m
1856	9.0036 m
2368	8.4716 m
2944	8.0228 m

$$pot.limite (\mu W) = 32$$

$$banda (MHz) = 2666.67$$

$$SINR (dB) = 16$$

$$parametro\ durata\ impulso (ns) = 0.2877$$

$$freq.centrale (MHz) = 1333.33$$

$$durata\ impulso (ns) = 0.75$$

Tab.3.2. Massima distanza di un collegamento al variare del bit rate per SINR = 16 dB

3.1 .5 Descrizione dei canali utilizzati

Con l'utilizzazione dell'UWB che usa come tecnica di accesso multiplo il TH-CDMA descritta nel cap.1, si ha che ogni codici di time-hopping costituisce un canale. Per cui la disponibilità di canali è praticamente illimitata. In particolare si scelgono 3 gruppi di canali: il primo utilizzato per il traffico di dati e segnalazione e gli altri due per il trasferimento di segnalazione ed informazioni di controllo.

Canale di traffico (C_{i-j}): è un canale con controllo di potenza che permette il trasferimento dei dati fra i due nodi $i-j$ una volta che è stata instaurata la connessione fra gli stessi. Il nodo trasmettitore i sceglie in maniera pseudorandom fra un gruppo di codici quello da utilizzare e lo comunica al ricevitore j . Instaurata

la connessione fra i e j tutte le informazioni (sia dati che di controllo) che il nodo trasmittente deve comunicare al nodo ricevente sono scambiate su questo canale.

Canale di segnalazione comune (CSCH): è un canale di segnalazione ad accesso casuale comune a tutti i nodi della rete e quindi utilizza un codice di time-hopping uguale per tutti. Su tale canale non è effettuato controllo di potenza e quindi tutte le informazioni trasferite sono emesse alla stessa potenza anche essa nota a tutti i nodi e che viene sfruttata da ognuno per valutare la distanza del trasmettitore, come già descritto nel par.3.1.2. La modalità di accesso, completamente random, fa sì che il canale sia soggetto a collisione.

Canale di segnalazione dedicato (CDCH): è un canale di segnalazione dedicato al nodo, nel senso che ogni nodo ha un proprio codice di time-hopping sul quale può ricevere segnalazione ed informazioni di controllo relative a connessioni che lo riguardano. Quindi nel caso in cui un nodo si trova attivo in più connessioni, a differenza dei codici di time-hopping per il canale di traffico che sono tanti quanti le connessioni attive in un determinato istante, il CDCH invece è unico e non cambia nel tempo. Questo canale viene utilizzato quando un nodo conosce già a quale altro nodo deve trasmettere segnalazione e dal quale precedentemente aveva ricevuto una richiesta di informazioni e che gli aveva comunicato il suo codice di segnalazione dedicato (nel caso invece in cui si deve trasmettere segnalazione in modo broadcast oppure non si conosce il codice di segnalazione dedicato si utilizza il canale di segnalazione CSCH). In questo modo si ottiene anche l'ulteriore vantaggio di decongestionare il canale di segnalazione comune che essendo unico per tutti i nodi potrebbe essere soggetto ad alta probabilità di collisione. Infine il CDCH è utilizzato durante il trasferimento dati dal nodo ricevitore per comunicare informazioni di controllo e segnalazione al nodo trasmittente; infatti quando una connessione è stata instaurata, il trasferimento delle informazioni (sia dati che di controllo) è monodirezionale, sul canale di traffico $C_{i,j}$, dal trasmettitore i verso il ricevitore j :

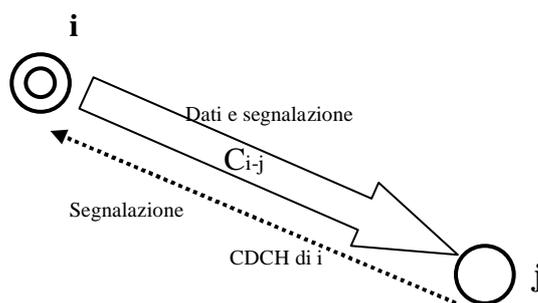


Fig.3.c. Utilizzazione dei canali per il trasferimento della segnalazione dopo l'instaurazione della connessione

Questo modo di gestire i canali determina che ogni nodo della rete in qualsiasi istante deve ascoltare i due canali di segnalazione (CDCH,CSCH) in modo da poter controllare qualsiasi segnalazione che è diretta verso una connessione del suo nodo.

3.2 DESCRIZIONE DEL PROTOCOLLO

3.2.1 Introduzione

Quando ad un nodo della rete si presenta la condizione di trasferire dati verso un altro nodo (dati che possono essere generati da se stesso oppure poiché deve funzionare da hop per un'altra comunicazione), allora il trasmettitore deve tentare l'instaurazione della connessione verso il nodo ricevitore rispettando sia i parametri di servizio richieste dallo strato superiore (bit rate e priorità di classe) che le limitazione imposte dalla coesistenza con altri sistemi UWB e non UWB. Per questo il nodo trasmittente i prima di poter trasmettere effettua un handshaking con i nodi vicini (cioè appartenenti al suo cluster UWB) per poter acquisire le informazioni relative al loro stato in modo da poter valutare se e a quale potenza poter iniziare la trasmissione. Con il protocollo che si svilupperà si cercherà di controllare la potenza emessa per ogni connessione in modo da non disturbare connessioni già presenti e si adatteranno connessioni a priorità più bassa per permettere a connessioni a più alta priorità di essere instaurate.

3.2.2 Valutazione della potenza di trasmissione

Per cui se i deve tentare l'instaurazione verso un nodo ricevente j , allora invierà un segnale di richiesta di trasmissione (Request To Send = RTS) nel quale oltre ad essere specificata la sorgente e la destinazione del tentativo di connessione ($i-j$), è presente il codice di time-hopping con il quale si vuole effettuare la trasmissione, il codice di segnalazione dedicato del nodo i (CDCH di i) ed un identificativo della classe di servizio per la gestione di servizi differenziali. Ogni nodo che si trova nel cluster di i , essendo in ascolto del canale di segnalazione comune (CSCH) può riconoscere se la richiesta di trasmissione è indirizzata ad esso oppure no. Ricevuto l'RTS il ricevitore j passa a stimare il suo valore di interferenza (I_j) e lo comunica al trasmettitore i attraverso il segnale di risposta ACKRTS; in particolare poiché tale pacchetto di segnalazione è indirizzato solo verso il nodo i , allora verrà posto sul canale di segnalazione CDCH di i (vedi fig.3.1).

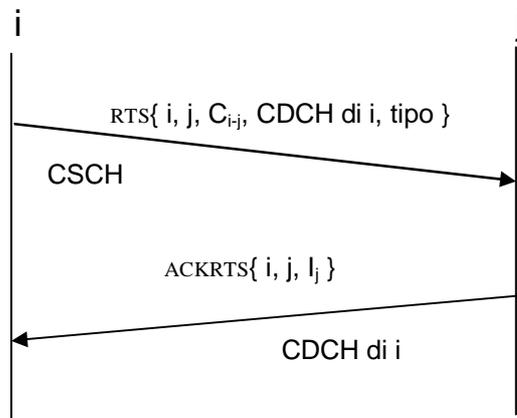


Fig.3.1. Diagramma dello scambio di segnalazione fra il nodo trasmittente e quello ricevente nel tentativo di instaurazione di set up.

Ora il nodo i è a conoscenza del valore di interferenza del ricevitore ed ha quindi tutte le informazioni per valutare il valore di potenza necessaria alla comunicazione:

$$A_i^2 = \frac{Tf \cdot (No \cdot mp + \sigma_a^2 I_j) \cdot R_i \cdot \gamma}{mp^2 \cdot g_{i-j}} \quad (1)$$

$$P_i = \frac{A_i^2 \cdot E_w}{Tf \cdot R} \quad (2)$$

dove $\gamma = SINR_{RIF} + \Delta$.

Sul valore di γ , oltre a definire i due addendi che lo compongono, vanno fatte alcune considerazioni. Per quanto riguarda $SINR_{RIF}$ esso rappresenta il valore di rapporto segnale-interferenze che si deve avere per ottenere una desiderata qualità di servizio in termini di probabilità di errore del collegamento (Pe), mentre il valore Δ costituisce un *margin*e che permette al collegamento di stare sopra il valore desiderato di S/I e quindi nel caso di aumento dell'interferenza, dovuto al successivo ingresso nel sistema di altre comunicazioni, consente di rispettare ancora il vincolo sull'SINR ($SINR \geq SINR_{RIF}$). La scelta del valore da assegnare al margine Δ ha impatto sulle prestazioni generali del sistema: infatti scegliendo un valore basso (al limite nullo) si ha il vantaggio di una minore potenza di trasmissione necessaria alla comunicazione e quindi un minore valore di interferenza che questa causa, ma allo stesso tempo si limita l'ingresso successivo al sistema ad altre comunicazioni, poiché anche un piccola crescita dell'interferenza non permetterà più il rispetto sulla condizione sull'SINR della connessione; se invece viene scelto un valore alto allora si ha la situazione opposta e cioè la necessità di un valore di potenza di trasmissione elevato con conseguente aumento dell'interferenza nel sistema ma con il vantaggio di poter successivamente accettare altre comunicazioni senza che la loro interferenza deteriori le qualità delle connessioni già instaurate. Una scelta ottima del valore di Δ potrebbe essere quella di adattare il suo valore in funzione dell'interferenza presente nel cluster. Infatti un'interferenza elevata al nodo ricevitore determina una potenza di trasmissione per la connessione elevata e quindi una maggiore interferenza nel sistema; se invece il valore di interferenza è elevato al nodo trasmettitore significa che i ricevitori nel cluster del trasmettitore non possono più accettare alti valori di interferenza e che quindi non consentono l'ingresso nel loro cluster di trasmissioni con elevata potenza (e quindi con elevato Δ). Tutto ciò si traduce nella scelta di un valore di Δ che dovrebbe essere inversamente proporzionale sia al valore di interferenza al ricevitore sia a quello al trasmettitore. In seguito non si considereranno problemi legati alla scelta ottima del valore Δ .

Tornando alla descrizione temporale del protocollo, quando il nodo i emette il segnale RTS verso j , tutti i nodi in stato di ricezione che sono nel cluster del trasmettitore i e che “ascoltano” comunque il canale di segnalazione comune (CSCH) vedendo che la richiesta di connessione non è indirizzata ad essi calcolano il margine di potenza che ancora possono accettare come interferenza e lo segnalano al trasmettitore i . Per cui ogni ricevitore vicino ad i stimerà il proprio valore di interferenza e valuterà la potenza che può concedere alla nuova richiesta i - j . Ipotizzando che l sia il generico vicino di i in stato di ricezione allora esso effettuerà la seguente valutazione:

$$(A_l)_i^2 = \left[\frac{(A_{Trl}^2 \cdot mp^2) \cdot g_{Trl-l}}{Tf \cdot R_{Trl} \cdot SINR_{RIF}} - No \cdot mp - \sigma_a^2 \cdot I_l \right] \cdot \frac{1}{\sigma_a^2 \cdot g_{i-l}}$$

$$(P_l)_i = \frac{(A_l)_i^2 \cdot E_W}{Tf \cdot R}$$

dove Trl è il trasmettitore della comunicazione del vicino l , cioè della connessione Trl - l . Per cui si ha che $(P_l)_i$ è la potenza che il nodo l può sopportare dalla trasmissione di i affinché il SINR della sua connessione Trl - l non vada sotto il valore desiderato ($SINR_{RIF}$). Naturalmente se l ha più ricezioni attive (per esempio n) allora dovrà calcolarsi n margini di potenza, uno per ogni comunicazione attiva, e poi segnalerà ad i il valore minimo $(P_l)_i = \min_{Trl=1..n} (P_{Trl-l})_i$. Quindi ogni vicino in stato ricezione valuta il margine che può fornire alla richiesta di connessione e comunicherà tale valore con il segnale MARGINE sul canale di segnalazione dedicato di i (CDCH di i):

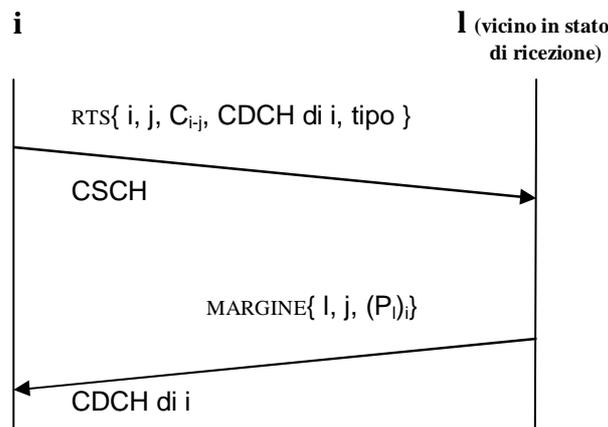


Fig.3.2. Diagramma di segnalazione fra il nodo che effettua il tentativo di set up ed il generico ricevitore nel suo cluster per l'acquisizione del limite di potenza ammesso.

Nel caso di gestione di servizi differenziali, che è quello che si andrà a considerare in seguito, la valutazione del margine è differente a secondo della classe di priorità a cui appartiene la connessione. Inoltre per differenziare le due classi nel segnale RTS sarà specificato anche la classe di servizio a cui appartiene la richiesta di connessione.

Nel caso di richiesta di connessione di tipo Quality of Service (QoS), tutti i nodi vicini che sono nello stato di ricezione invieranno ad i il minimo dei margini delle sole connessioni di tipo QoS. Invece nel caso di richiesta di connessione di tipo Best Effort (BE) il calcolo del margine da segnalare ad i è fatto su tutte le connessioni che il nodo vicino ha instaurate, per cui sia di tipo QoS che BE:

$$(P_l)_i = \min_{Trl(QoS)=1\dots n(QoS)} (P_{Trl-l})_i \quad (\text{caso di richiesta di connessione } i-j \text{ di tipo QoS})$$

$$(P_l)_i = \min_{Trl=1\dots n} (P_{Trl-l})_i \quad (\text{caso di richiesta di connessione } i-j \text{ di tipo BE})$$

Per cui si ha che la potenza che può essere utilizzata da una connessione è comunque limitata dalla presenza delle altre connessioni nel cluster; in particolare per una richiesta di trasmissione QoS sarà limitata soltanto da quelle con stessa priorità di qualità, mentre nel caso di BE la limitazione è fornita sia dalle trasmissioni ad uguale qualità che da quelle a qualità superiore.

Un'ulteriore limitazione è data anche dalla potenza uscente dal nodo di cui la trasmissione fa parte. Infatti a causa della possibilità di avere multiconessioni uscenti da uno stesso nodo e visto soprattutto il limite di potenza concesso ad un terminale UWB da parte della regolamentazione (vedi par.3.1), la potenza assegnabile ad una connessione dipenderà dalle trasmissioni già attive nel nodo; supponendo che il numero di trasmissioni uscenti dal nodo sia ntr si ottiene che la potenza assegnabile alla richiesta di connessione (P_c) è data da:

$$P_c = P_{MAX} - \sum_{K=1}^{ntr} P_k \quad (3)$$

dove: P_{MAX} è la potenza limite di trasmissione imposta ad un nodo dalla regolamentazione;

P_k è la potenza emessa dalla trasmissione k-esima del nodo;

Quindi riassumendo, in fase di instaurazione di una connessione, il valore di potenza assegnabile ad una connessione è limitato da 2 fattori:

- 1) dalle trasmissioni già attive nel nodo (P_k);
- 2) dalle connessioni già attive nel cluster del trasmettitore ($P_v = \min(P_l)_i$);

ora il nodo che ha effettuato la richiesta di connessione ha tutte le informazioni per poter valutare la procedura da applicare per riuscire nell'instaurazione della connessione. Infatti in base alle limitazioni sopra citate, si possono verificare 4 condizioni rispetto alla potenza (P_i) necessaria per la connessione $i-j$ e valutata secondo la (2):

- | | | | | |
|----|----------------|---|----------------|---|
| 1) | $P_i \leq P_c$ | e | $P_i \leq P_v$ | rispetto dei limiti di potenza imposti ; |
| 2) | $P_i > P_c$ | e | $P_i \leq P_v$ | superamento del limite imposto sulla potenza uscente dal nodo ; |
| 3) | $P_i \leq P_c$ | e | $P_i > P_v$ | superamento del limite di potenza imposto dalle connessioni nel cluster del trasmettitore; |
| 4) | $P_i > P_c$ | e | $P_i > P_v$ | superamento di entrambi i limiti; |

3.2.3 Caso 1 : rispetto dei limiti di potenza imposti

Nella situazione in cui il tentativo di connessione viene a trovarsi nel caso 1 del paragrafo precedente, allora la trasmissione, a qualunque classe di servizio appartiene (QoS oppure BE), può partire perché la potenza che sarà trasmessa, provocherà un'interferenza limitata nelle connessioni vicine e quindi non determinerà un abbassamento della loro qualità sotto il livello minimo concordato.

Caso di richiesta di tipo QoS : se la richiesta di connessione $i-j$ appartiene alla classe di servizio QoS, allora la condizione sul limite di potenza dei vicini è valutata solo sulle connessioni del cluster di tipo QoS. Per cui se tale condizione è rispettata, i invia un segnale di inizio trasmissione verso j (START_TRASMISSION). Poiché la valutazione delle condizioni di trasmissione viene effettuata solo sui vincoli di margine delle QoS, non si tiene conto se delle connessioni di tipo BE risultano disturbate dalla nuova trasmissione; per cui quando il nodo i emette il segnale di START_TRASMISSION

tutte le connessioni di tipo BE, che si trovano nel cluster del trasmettitore, si “adattano” alla nuova trasmissione QoS, cioè portano il bit rate della connessione ad un valore tale che permette di accettare la nuova connessione $i-j$ come interferente. Supponendo che la connessione $Trl-l$ sia la generica connessione di tipo BE il cui ricevitore si trova nel cluster di i , si ha:

$$SINR_{Trl-l} = \frac{(A_{Trl})^2 \cdot mp^2 \cdot g_{Trl-l}}{Tf \cdot [No \cdot mp + \sigma_a^2 \cdot (I_l + A_i^2 \cdot g_{i-l})] \cdot R_{Trl-l}} \geq SINR_{RIF} \quad (4)$$

come si vede dalla (4) il ricevitore l , dalla conoscenza della potenza con cui vuole trasmettere il nodo i (o meglio dell’ampiezza del monociclo, che è ricavabile dalla (2)) può valutare se il suo S/I scende sotto il livello minimo ($SINR_{RIF}$) per garantire la qualità della trasmissione. Per cui il segnale $START_TRASMISSION$ conterrà il valore di potenza con cui inizierà la successiva trasmissione. Se la condizione (4) è verificata non si effettua alcun riadattamento della connessione; se invece la (4) non è soddisfatta allora l diminuisce il valore del bit rate della connessione (R_{Trl-l}), per far aumentare il $SINR_{Trl-l}$ e soddisfare nuovamente la (4). Poiché però le connessioni di tipo BE presentano anche un limite inferiore di bit rate, se la diminuzione del bit rate fino al minimo non permette di soddisfare la (4), allora la connessione $Trl-l$ viene abbattuta. Lo scambio di segnalazione durante una connessione instaurata è presentata nel par.3.1.5. Il grafico di fig.3.3 riassume quanto appena descritto:

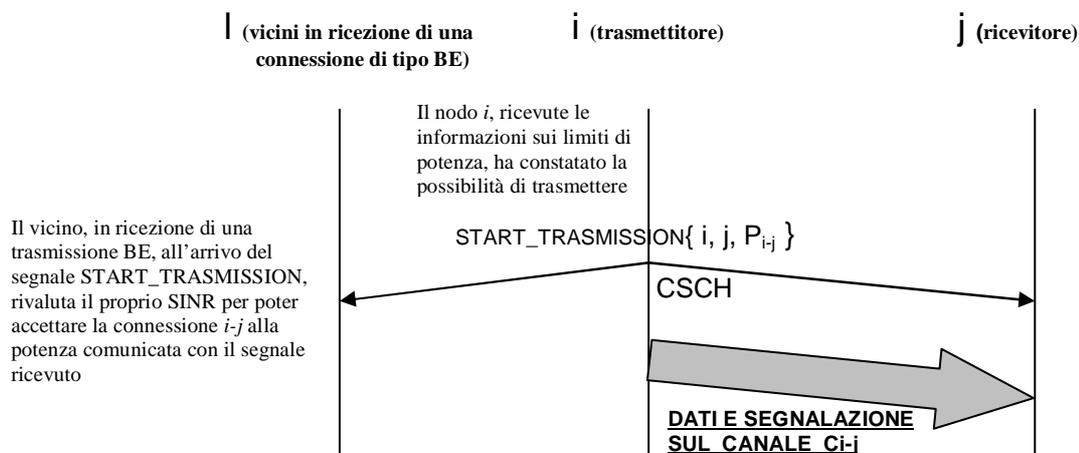


Fig.3.3. Diagramma di segnalazione nel caso di inizio di una connessione di tipo QoS

Quindi il segnale di START_TRASMISSION permette al ricevitore di acquisire eventuali informazioni per la sincronizzazione con il trasmettitore ed ai ricevitori nel cluster di i a portarsi al rate adatto per accettare la connessione $i-j$ (o eventualmente ad abbattere la loro connessione).

Caso di richiesta di tipo BE: se la richiesta di connessione $i-j$ appartiene alla classe di servizio di tipo BE, allora la valutazione del limite di potenza da parte del trasmettitore i è fatta su tutte le connessioni e quindi la trasmissione può partire senza alcun riadattamento delle connessioni BE del cluster. Quindi i invia il segnale di START TRASMISSION in modo che j acquisisca le informazioni per potersi sincronizzare con il trasmettitore.

3.2.4 Caso 2 : superamento del limite imposto sulla potenza uscente dal nodo

Nella situazione in cui il tentativo di connessione viene a trovarsi nel caso 2 del paragrafo 3.2.2 , il nodo stesso, essendo a conoscenza delle proprie trasmissioni attive, può tentare un loro riadattamento per permettere alla connessione $i-j$ di essere instaurata in modo che il totale della potenza delle trasmissioni uscenti dal nodo rispetti il vincolo imposto dalla regolamentazione.

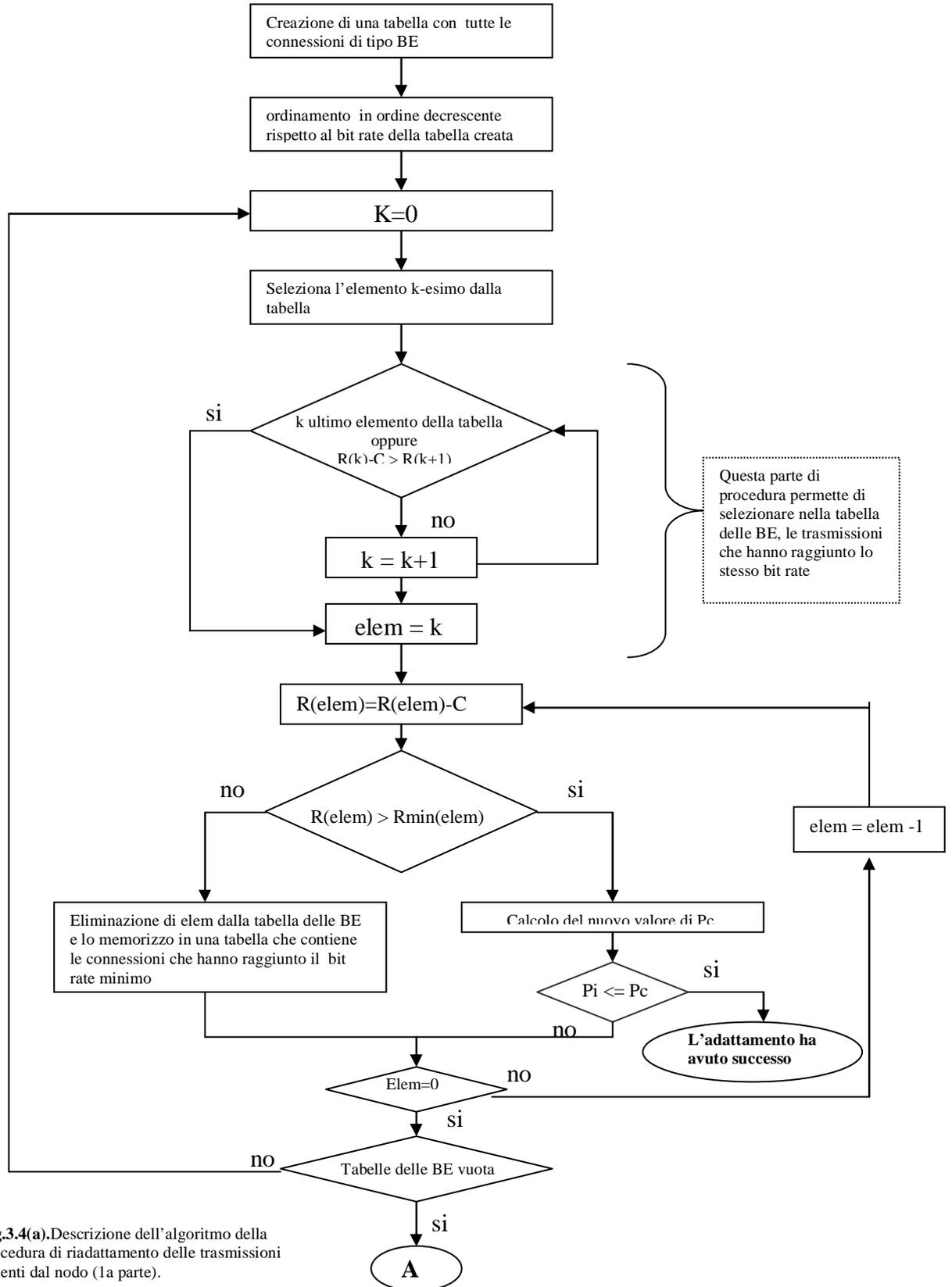
Caso di richiesta di tipo QoS: in questo caso la richiesta di connessione ha un bit rate fissato e di conseguenza la potenza necessaria per la sua trasmissione è fissa e quindi non può essere diminuita (vedi (1) e (2)), però tale richiesta ha priorità di servizio superiore alle trasmissioni BE e quindi il nodo tenterà di diminuire la potenza uscente dovuta a tali classe per poter permettere alla richiesta di connessione di tipo QoS di avere a disposizione una potenza sufficiente per la trasmissione. Così il nodo si crea una tabella delle trasmissioni BE che utilizzerà per effettuare il riadattamento dei bit rate e quindi delle potenze di tali trasmissioni; la diminuzione del bit rate avviene in maniera discreta a passi di C bit/sec, per cui ad ogni diminuzione del bit rate la potenza diminuirà di un valore proporzionale. Supponendo che k sia la generica trasmissione BE uscente dal nodo i , quindi al passo n -esimo del riadattamento, si avrà:

$$A_k^2(n) = A_k^2(n-1) \cdot \frac{R_k(n-1)}{R_k(n)} \quad \text{dove} \quad R_k(n-1) = R_k(n) - C.$$

In base a questa tabella quindi il nodo inizia a diminuire il bit rate delle trasmissioni che hanno valore maggiore. Ad ogni diminuzione si rivaluta il nuovo valore di potenza disponibile al nodo (vedi (3)) e se questa operazione ha portato la condizione sulla potenza ($P_i \leq P_c$), allora il riadattamento ha avuto successo e quindi la trasmissione $i-j$ può avere inizio, altrimenti si continua la procedura di riadattamento delle connessioni BE. Per effettuare un riadattamento più equo di queste connessioni, le connessioni vengono messe in tabella ordinate da quella a bit rate più alto fino a quella a valore più basso. Si parte così con il diminuire la prima trasmissione della tabella (cioè quella a bit rate più elevato) fino a quando il suo valore giunge al valore di bit rate della successiva trasmissione (cioè della seconda trasmissione della tabella); a questo punto la diminuzione avviene in maniera parallela fra le due trasmissioni fino a quando giungono al valore di bit rate della terza trasmissione della tabella e da questo punto in poi tutte e tre verranno diminuite insieme di passo in passo, e così via fino a quando non viene soddisfatta la condizione su P_i . Se durante la procedura di diminuzione del bit rate una connessione raggiunge il suo valore minimo, essa non viene più diminuita ma si continuerà ad agire solo su quelle che non hanno raggiunto tale limite. Al momento che tutte le trasmissioni BE uscenti dal nodo hanno raggiunto il valore minimo, allora si passerà all'eliminazione successive di queste per ottenere la condizione su P_i . Se anche l'eliminazione di tutte le trasmissioni BE non ha permesso di ottenere un valore di potenza disponibile P_c sufficiente alla potenza della trasmissione $i-j$, allora il riadattamento del nodo non ha avuto successo e quindi la connessione non può partire al valore di trasmissione valutato con la (2), ed allora si tenterà di instaurare la connessione al valore di potenza concesso dal riadattamento del nodo (vedi par.3.2.7). Va sottolineato che tutta la procedura di riadattamento effettuata dal nodo è valutata solo in maniera per così dire "teorica", nel senso che la diminuzione "reale" del bit rate e l'abbattimento delle trasmissioni già attive, avvengono solo dopo che il riadattamento ha avuto successo, e quindi nel caso contrario, le caratteristiche che le connessioni possedevano prima della richiesta $i-j$, non verranno mai modificate. Questa sarà la caratteristica principale del protocollo, in cui i riadattamenti vengono effettuati tutti per

via teorica e solo quando la richiesta di connessioni ha avuto successo, avviene l'adattamento reale delle connessioni secondo quanto calcolato con le procedure.

In Fig.3.4 (a) e (b) sono presentati i passi dell'algoritmo:



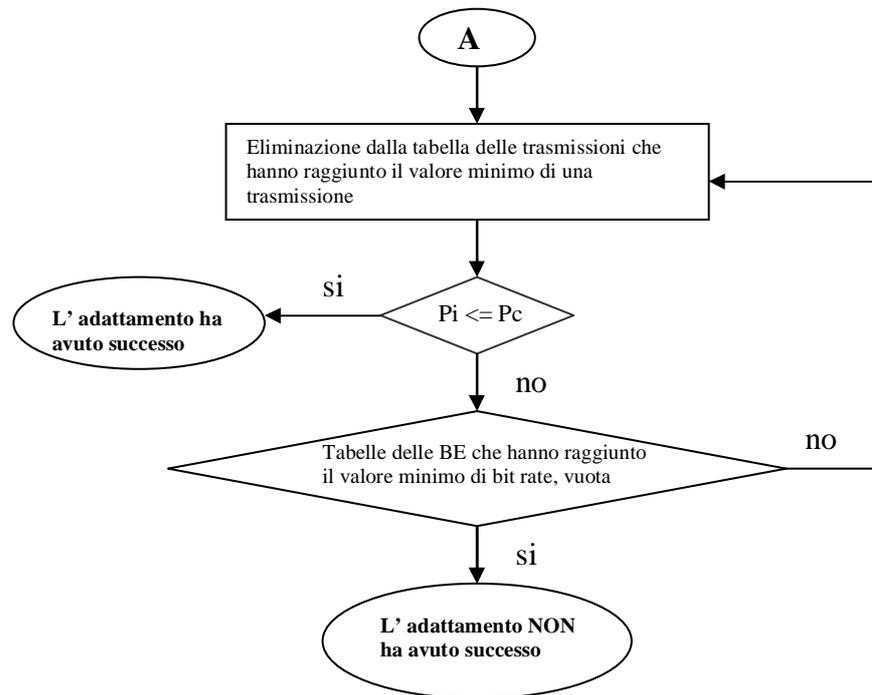


Fig.3.4(b).Descrizione dell'algoritmo della procedura di riadattamento delle trasmissioni uscenti dal nodo (2a parte).

Caso di richiesta di tipo BE: in questo caso la richiesta ha un bit rate non più fissato, ma varierà tra un valore richiesto di partenza ed un valore minimo. Per cui nel caso in cui la richiesta di connessione non può partire perché la potenza necessaria supera quella disponibile al nodo, si prova ad instaurare la connessione ad un bit rate più basso, e quindi ad una potenza più bassa (vedi (1),(2)); al momento in cui è soddisfatta la condizione sulla potenza ($P_i \leq P_c$), la trasmissione parte al bit rate a cui è giunta con il riadattamento. Se neanche questo permette il soddisfacimento della condizione sulla P_i , allora si passa a riadattare le trasmissioni BE del nodo in modo da aumentare il valore P_c . In particolare il riadattamento avviene nello stesso modo con cui si effettua nel caso di richiesta di tipo QoS, con la differenza che una volta che le trasmissioni sono giunte al loro valore minimo di bit rate non vengono eliminate; quindi se nel calcolo del riadattamento, tutte le trasmissioni BE del nodo sono giunte al loro valore minimo di bit rate ed ancora non è soddisfatta la condizione sulla P_i , allora la nuova richiesta non può essere accettata e quindi la trasmissione verrà rifiutata oppure si tenterà di instaurare la connessione al valore di potenza concesso dal riadattamento del nodo (vedi par.3.2.7).

Per cui i passi dell' algoritmo della procedura di riadattamento del nodo sono gli stessi di fig.3.4 dove però non viene attuata la 2a parte (fig.3.4 (b)).

3.2.5 **Caso 3** : superamento del limite di potenza imposto dalle connessioni nel cluster del trasmettitore

Nella situazione in cui il tentativo di connessione viene a trovarsi nel caso 3 del paragrafo 3.2.2 , il nodo è limitato solo dai margini di potenza concessi dai vicini e quindi l' unico modo per poter trasmettere è ottenere dei margini più elevati in modo tale da soddisfare la condizione sul vincolo dei vicini $P_i \leq P_v$. Per poter riuscire ad ottenere questo si effettua una procedura di riadattamento delle connessioni presenti nel cluster del trasmettitore:

$$(A_l)_i^2 = \left[\frac{(A_{Trl}^2 \cdot mp^2) \cdot g_{Trl-l} - No \cdot mp - \sigma_a^2 \cdot I_l}{Tf \cdot R_{Trl} \cdot SINR_{RIF}} - \sigma_a^2 \cdot I_l \right] \cdot \frac{1}{\sigma_a^2 \cdot g_{i-l}} \quad (5)$$

come si può vedere dalla (5) il margine che può essere concesso dalla generica connessione $Trl-l$ è funzione di vari termini; in particolare quelli modificabili dal protocollo in esame sono il bit rate e la potenza delle connessioni. Quindi si può capire che i termini sul quale si può agire sono il bit rate (R_{Trl}) e il valore di interferenza (I_l) presente al ricevitore della connessione, le cui diminuzioni determinano entrambe un aumento del margine $(A_l)_i^2$. Ricordando che le uniche connessioni riadattabili nel sistema sono quelle a priorità di servizio inferiori e cioè le trasmissioni di tipo BE, si analizzerà solo il riadattamento dovuto alla diminuzione del bit rate della connessione. Questa scelta risulta essere una semplificazione del protocollo perché in realtà si potrebbe agire anche sul termine di interferenza, la cui diminuzione equivale a riadattare tutte le potenze trasmesse dalle connessioni presenti nei cluster dei ricevitori vicini ad i (nel nostro esempio nel cluster di l se questo fosse l' unico vicino in ricezione di i). La scelta ottima su quale termine agire dipenderà dal peso che i due fattori hanno nella (5) che è fortemente legato alla posizione delle connessioni instaurate nella rete. Infatti nel caso la connessione $Trl-l$ sia di tipo QoS (quindi non riadattabile) e che un trasmettitore BE si trovi molto vicino al ricevitore l , esso utilizzerà tutto il margine che la

connessione $Trl-l$ aveva al momento della sua instaurazione. Non potendo riadattare la potenza del trasmettitore BE vicino ad l , allora non si può modificare il margine che questo può fornire ad i . Al contrario non semplificando il protocollo si agirebbe sulla potenza trasmessa dalla BE vicina ad l , diminuendo così il valore di interferenza I_l , ed ottenendo dalla (5) un margine di potenza più elevato. La situazione topologica appena descritta è raffigurata in fig.3.5:

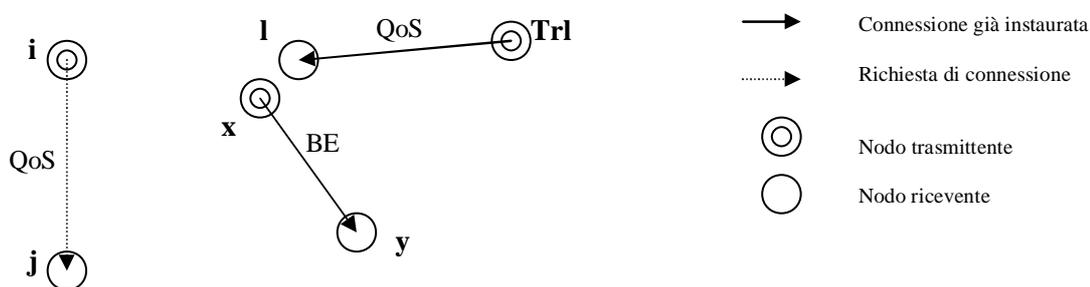


Fig.3.5. Situazione in cui la parte semplificata del protocollo avrebbe effetto positivo sul margine; la connessione $x-y$ limita il margine che il ricevitore l può fornire ad altre connessioni, per cui la richiesta $i-j$ non riesce ad entrare nel sistema ed anche un procedura di riadattamento del cluster di trasmissione non cambia la situazione perché la connessione $x-y$ non sarà modificata.

Per cui si analizzerà il riadattamento del cluster di trasmissione agendo solo sul bit rate delle connessioni nel cluster del trasmettitore i .

Caso di richiesta di tipo QoS: in questo caso il valore del bit rate della richiesta è fisso ed il nodo trasmittente si trova nella condizione di non poter trasmettere perché bloccato dai ricevitori di connessioni di tipo QoS ed allora i tenterà di instaurare la connessione al valore di potenza concesso dal vicino più limitativo (vedi par.3.2.7):

$$P_i = \min_{l=1...nvr} [(P_l)_i]$$

dove nvr è il numero di ricevitori di connessioni di tipo QoS presenti nel cluster di i .

Caso di richiesta di tipo BE: in questo caso la richiesta ha un bit rate non più fissato, ma varierà tra un valore richiesto di partenza ed un valore minimo. Per cui nel caso in cui la connessione non può partire perché la potenza necessaria supera quella limite imposta dai vicini, si prova ad instaurare la connessione ad un bit rate più basso, e quindi ad una potenza più bassa (vedi (1),(2)); al momento in cui è soddisfatta la condizione sulla

potenza ($P_i \leq P_v$), la trasmissione parte al bit rate a cui è giunta con il riadattamento. Se neanche questo permette il soddisfacimento della condizione sulla P_v , allora si passa a riadattare le trasmissioni BE del cluster di trasmissione in modo da aumentare il valore P_v . A questo punto il nodo i invia un segnale di “emergenza” (EMERGENCY_TR) sul canale di segnalazione comune con il quale comunica il valore di potenza con cui vuole trasmettere. Tutti i vicini che sono in ricezione, al giungere del segnale di “emergenza”, sono a conoscenza del valore di potenza della richiesta di trasmissione e quindi possono valutare se questa rientra nel margine di interferenza di tutte le connessioni del nodo. Se si verifica questo allora il nodo (supponiamo che sia l) invia verso i (e quindi sul canale di segnalazione dedicato di i) un segnale di accettazione della richiesta (ACCEPT). Se invece il margine di qualche connessione non riesce a supportare la nuova trasmissione, il nodo l prova ad aumentare il margine, riadattando le trasmissioni BE. Naturalmente se il limite sul margine del nodo l è imposto da una connessione di tipo QoS, allora non è possibile addattare la connessione e quindi non riuscirà ad ottenere un valore di margine più elevato. Se invece il limite è imposto da connessioni di tipo BE, il nodo l comincia a diminuire il bit rate di queste connessioni finchè non si ottiene un margine che consente di accettare la richiesta di trasmissione. Per cui utilizzando la (5) si ha che diminuendo il bit rate aumenta il margine ed in questo modo si ottiene un valore più elevato di potenza che il nodo l può concedere ad altre trasmissioni nel suo cluster;

$$(P_l)_i = \frac{(A_l)_i^2 \cdot E_w}{Tf \cdot R}$$

in particolare il bit rate della connessione sarà ridotto fino a quando

$$(P_l)_i \geq P_i \tag{6}$$

Il nodo l effettua questa operazione per ogni sua connessione di tipo BE che non rispetta la condizione (6). Nel caso in cui una trasmissione giunge al valore minimo ed ancora non viene soddisfatta la (6), allora il riadattamento è fallito. Nel caso di successo allora l invia ad i sul *CDCH di i* il segnale di accettazione della richiesta di connessione, altrimenti invia un segnale di non accettazione della richiesta (NOT_ACCEPT) con il

quale comunica il nuovo margine del limite di potenza che riesce a fornire ad i dopo il riadattamento. A questo punto se i riceve tutti segnali di accettazione, allora può iniziare la trasmissione ed invia a j il segnale di $START_TRASMISSION$, altrimenti la richiesta di trasmissione non può partire ed allora i potrebbe tentare di instaurare la connessione al valore di potenza concesso dal vicino più limitativo, però non si analizzerà questa situazione poiché si suppone che nel caso di richieste di connessioni di tipo BE il tentativo di instaurare la connessione ad una potenza più bassa di quella necessaria non viene effettuato e che quindi se il riadattamento del cluster di trasmissione è fallito, la richiesta di trasmissione viene rifiutata. Tornando alla procedura di adattamento del cluster del trasmettitore, si ha che lo scambio di segnalazione sarà il seguente:

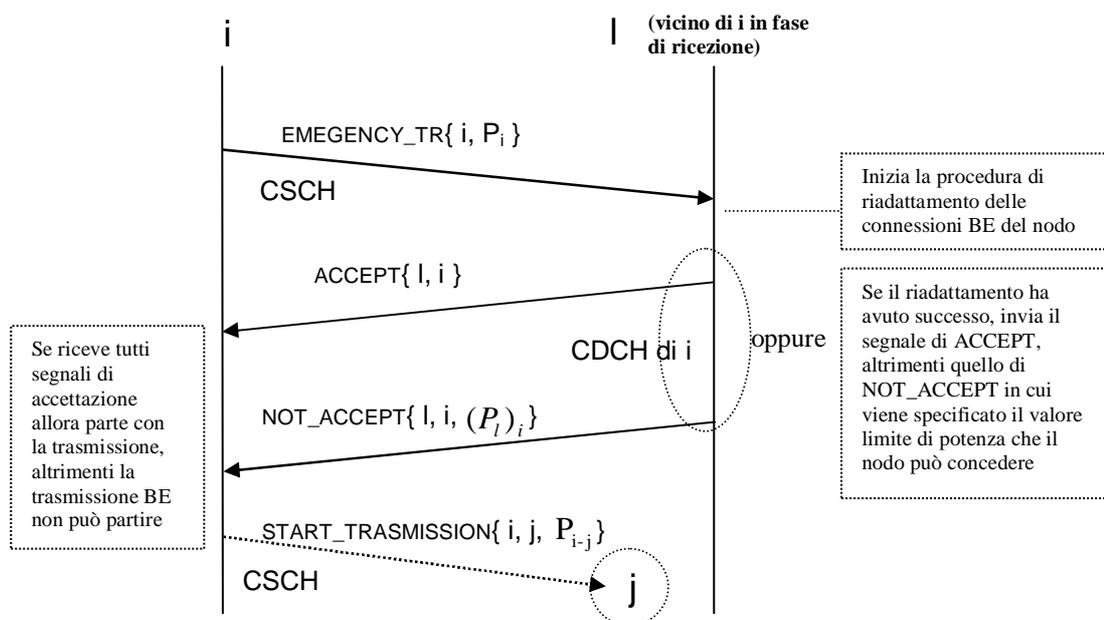


Fig.3.6. Diagramma di segnalazione nel caso di procedura di riadattamento delle connessioni del cluster di trasmissione in caso di limitazione di potenza imposta dai ricevitori vicini alla richiesta di trasmissione di tipo BE.

Va comunque sempre ricordato che il riadattamento avviene soltanto in modo “teorico” e che quindi nel caso di insuccesso nessuna connessione è effettivamente riadattata. Per cui i nodi ricevitori vicini ad i che hanno calcolato il nuovo bit rate delle loro connessioni procederanno all’effettivo riadattamento (lo scambio di segnalazione durante una connessione instaurata è presentata nel par.3.1.5) solo quando ricevono (o

meglio ascoltano sul canale *CSCH*) il segnale di *START_TRASMISSION* emesso da *i* verso *j*. In fig.3.7. sono presentati i passi dell'algoritmo della procedura di riadattamento delle connessioni del cluster di trasmissione appena descritta che il generico nodo *l* effettua quando riceve il segnale di *EMERGENCY_TR*:

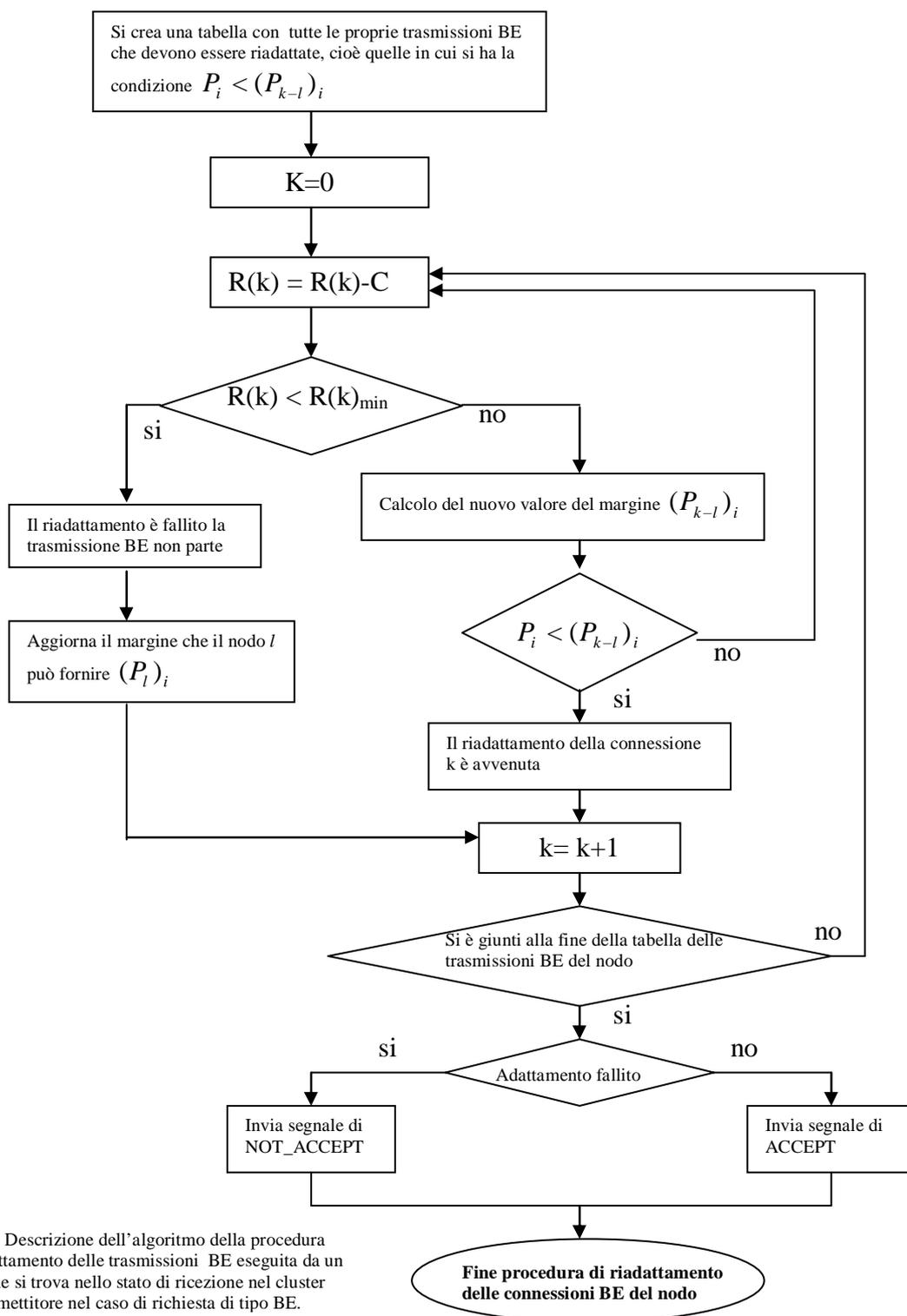


Fig.3.7. Descrizione dell'algoritmo della procedura di riadattamento delle trasmissioni BE eseguita da un nodo che si trova nello stato di ricezione nel cluster del trasmettitore nel caso di richiesta di tipo BE.

3.2.6 Caso 4 : superamento del limite imposto dalle connessioni nel cluster del trasmettitore e dalla potenza uscente dal nodo

In questo caso entrambi i limiti sono stati superati per cui si dovranno effettuare sia la procedura di riadattamento delle trasmissioni uscenti dal nodo che quella di riadattamento delle connessioni nel cluster del trasmettitore.

Caso di richiesta di tipo QoS: in questo caso sappiamo già che il limite imposto dalle connessioni nel cluster di trasmissioni non è modificabile e quindi l'unico riadattamento da dover effettuare è quello relativo alle trasmissioni uscenti dal nodo che avviene nel modo illustrato nel par.3.2.4. Comunque sia l'esito del riadattamento la trasmissione non potrà partire poiché limitata dalle connessioni vicine e quindi il nodo i tenterà di instaurare la connessione con un valore più basso di quello necessario (vedi par.3.2.7). In particolare tenterà con una potenza che rispetti entrambe le limitazioni e quindi sceglierà il valore dato dal minimo fra i due:

$$P_i = \min(P_c, P_v)$$

utilizzando questa ipotesi ci si è comunque messi in una condizione conservativa e non ottima, nel senso che se $P_c > P_v$ allora $P_i = P_v$ ed ipotizzando che la trasmissione riesca a partire con il nuovo valore di potenza, il riadattamento del nodo mette a disposizione una potenza che è maggiore di quella che è richiesta dalla trasmissione a discapito della capacità di altre connessioni del nodo che sono stata riadattata; la stessa cosa succede per il caso contrario e cioè quando $P_c < P_v$ allora $P_i = P_c$, infatti qui il riadattamento delle connessioni del cluster è fatto mettendo a disposizione della connessione $i-j$ una potenza superiore a quella che poi verrà utilizzata a discapito questa volta delle connessioni riadattate del cluster del trasmettitore.

Caso di richiesta di tipo BE: in questo caso come abbiamo già visto in precedenza, la richiesta ha un bit rate non più fissato, ma varierà tra un valore richiesto di partenza ed un valore minimo. Per cui nel caso in cui la connessione non può partire perché limitata in potenza, si prova ad instaurare la connessione ad un bit rate più basso, e quindi ad una potenza più bassa (vedi (1),(2)); al momento in cui è soddisfatta la condizione sulla

potenza ($P_i < \min(P_c, P_v)$), la trasmissione parte al bit rate a cui è giunta con il riadattamento. Se neanche questo permette il soddisfacimento della condizione sulla P_i , allora si passa a riadattare le trasmissioni del nodo e/o quelle del cluster del trasmettitore a secondo di quali limiti di potenza non sono rispettati da P_i . Soltanto se i riadattamenti hanno avuto successo e cioè si è ottenuta la doppia condizione:

$$P_i < P_c \quad \text{e} \quad P_i < P_v$$

allora la richiesta di trasmissione può partire, altrimenti come nei precedenti casi analizzati di trasmissione non può iniziare ed allora i potrebbe tentare di instaurare la connessione al valore di potenza concesso dai limiti imposti ($P_i = \min(P_c, P_v)$), però non si svilupperà questa situazione poiché si suppone che nel caso di richieste di connessioni di tipo BE il tentativo di instaurare la connessione ad una potenza più bassa di quella necessaria non viene effettuato e che quindi se i riadattamenti sono falliti, la richiesta di trasmissione viene rifiutata.

Naturalmente le procedure di riadattamento utilizzate sono le stesse descritte nei paragrafi precedenti.

3.2.7 Tentativo di instaurazione della connessione ad una potenza più bassa di quella necessaria (Emergenza al Ricevitore)

Si è visto nei paragrafi precedenti che può succedere che i riadattamenti fatti non abbiano successo e che quindi non si riesca ad ottenere un limite di potenza superiore al valore di potenza necessario alla trasmissione:

$$P_i < P_c \quad \text{e/o} \quad P_i < P_v$$

questo determina che la connessione non può essere instaurata altrimenti degraderebbe la qualità delle connessioni già presenti nella rete. Il protocollo permette un'ulteriore possibilità alla richiesta di connessione di iniziare la trasmissione; in particolare questo tentativo può essere concesso ad entrambe le classi di servizio, ma verrà sviluppato solo

per le classe di servizio a priorità superiore (QoS), mentre per l'altra classe non viene sviluppato anche per non "appesantire" la rete con troppi riadattamenti. Questo ulteriore tentativo agisce sul cluster del ricevitore della richiesta di connessione e cioè su j . Infatti osservando la (1) , che qui sotto viene riportata, si può notare che l'ampiezza del

$$A_i^2 = \frac{Tf \cdot (No \ mp + \sigma_a^2 \ Ij) \cdot R_i \cdot \gamma}{mp^2 \cdot g_{i-j}}$$

monociclo trasmesso (e quindi la potenza necessaria alla trasmissione che è legata in maniera proporzionale attraverso la (2)) può essere abbassata diminuendo il valore dell'interferenza al ricevitore (Ij). Se si analizza tale termine (vedi Capitolo1) si ha che:

$$Ij = \sum_{k=1}^{ntr} A_k^2 \cdot g_{k-j}$$

dove ntr è il numero di nodi che sono nello stato di trasmissione nel cluster del ricevitore. Per cui per diminuire il valore di potenza è necessario diminuire le potenze delle trasmissioni presenti nel cluster del ricevitore j . Sempre dalla (1), e come già osservato in precedenza, per diminuire la potenza trasmessa per una connessione bisogna diminuire il suo il bit rate. In questa procedura chiamata "Emergenza al Ricevitore" il nodo j si fa carico del riadattamento del suo cluster per permettere alla connessione $i-j$ di poter trasmettere. Per cui j per poter svolgere tale compito deve essere a conoscenza delle caratteristiche delle connessioni nel suo cluster.

Ricordando che questa parte del protocollo è applicata alle sole richieste di connessione di tipo QoS, al momento in cui i ha constatato che può utilizzare per la trasmissione il valore di potenza P_i che ha ottenuto dai riadattamenti effettuati in precedenza, esso allora invierà al nodo ricevitore j sul canale $CDCH$ di j un segnale (S_RTS) con il quale gli comunica il nuovo valore di potenza P_i ed il valore di bit rate (R_i) della trasmissione. A questo punto j controlla se la trasmissione può partire, poiché può succedere che dall'istante in cui è stata stimata l'interferenza da j a seguito dell'RTS inviato da i , il suo valore sia diminuito a causa della fine di qualche trasmissione nel cluster del ricevitore. Se si verifica questo e cioè risulta verificata la seguente condizione:

$$SINR_{i-j} = \frac{(A_i \cdot mp)^2 \cdot g_{i-j}}{Tf \cdot (No \cdot mp + \sigma_a^2 \cdot I_j) \cdot R_i} > \gamma = SINR_{RIF} + \Delta$$

allora j segnala ad i sul canale $CDCH$ di i la possibilità di poter trasmettere (OKTRASM) ed inizia così la trasmissione:

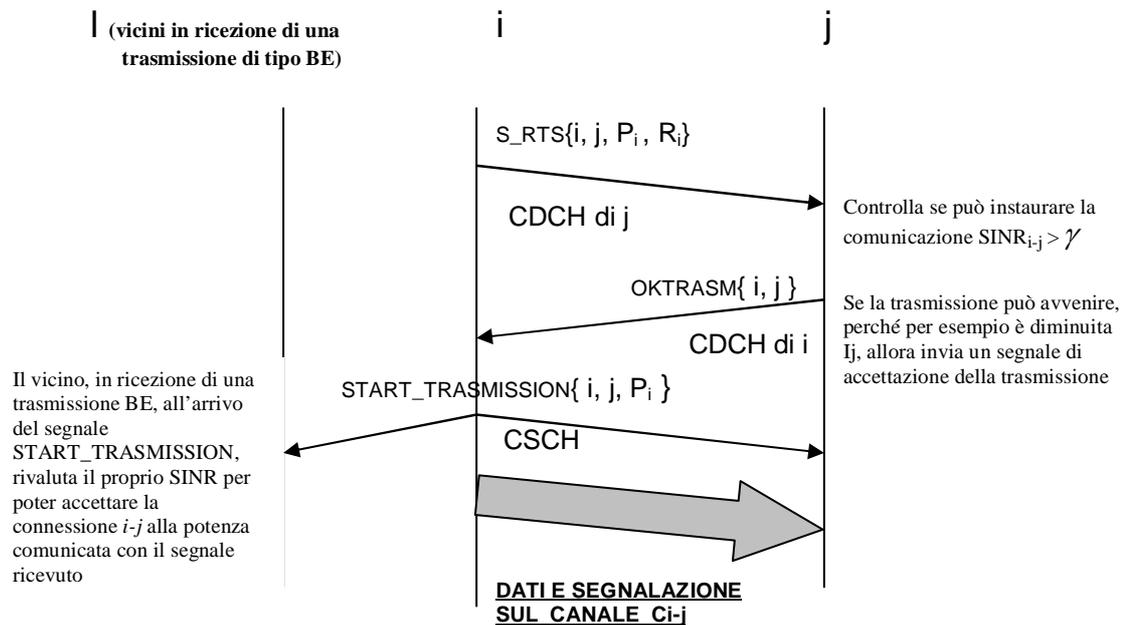


Fig.3.8. Diagramma di segnalazione nel caso di successo del tentativo di connessione ad una potenza più bassa senza la necessità di riadattare il cluster del ricevitore.

Come descritto in Fig.3.8 quando i invia il segnale di START_TRASMISSIONE, tutti i vicini nello stato di ricezione che si trovano nel cluster del trasmettitore riadattano le loro trasmissioni al valore di bit rate che permette ad i di trasmettere alla potenza per cui ha fatto richiesta (P_i). Il riadattamento del cluster di trasmissione infatti ancora non è avvenuto perché la procedura di emergenza al ricevitore è svolta solo per connessioni di tipo QoS e come visto nei paragrafi precedenti il vincolo di potenza fornito dai vicini è quello relativo solo a connessioni di tipo QoS e quindi non riadattabili. Inoltre la potenza con cui i instaura la connessione (P_i) non è detto che sia pari al limite imposto dai vicini, ma potrebbe essere quello imposto dalla potenza uscente dal nodo poiché

$P_i = \min(P_c, P_v)$. Per cui il riadattamento (o se necessario l'abbattimento) delle connessioni BE nel cluster di trasmissione avviene soltanto quando i ha determinato la potenza della trasmissione e quindi invia il segnale di START_TRASMISSION.

Tornando alla procedura di emergenza al ricevitore, se invece il valore di interferenza non è variato e quindi la trasmissione non può partire, allora come già detto j tenterà il riadattamento delle trasmissioni nel suo cluster per diminuire il valore dell'interferenza. Emette su canale di segnalazione comune CSCH un segnale di EMERGENCY_RIC; in questo modo tutti i nodi del cluster che sono nello stato di trasmissione inviano a j sul suo canale di segnalazione (CDCH di j) una serie di segnali con il quale gli comunicano informazioni relative alle loro connessioni che consentono a j di avere una mappatura completa delle connessioni nel suo cluster in modo da poter stabilire come modificarle per diminuire il valore di interferenza che queste determinano in j , in modo da poter accettare la trasmissione da i al nuovo valore di potenza P_i . In particolare nel pacchetto di segnalazione (INFO) che i vicini inviano ad i è contenuto il valore del bit rate attuale della trasmissione (R_m), il suo valore minimo (R_{mmin}) ed un parametro che lega proporzionalmente la potenza di trasmissione con il bit rate (λ_m), dove m è il generico vicino di j nello stato di trasmissione. In fig.3.9 è presentato il diagramma di segnalazione di questa fase del protocollo:

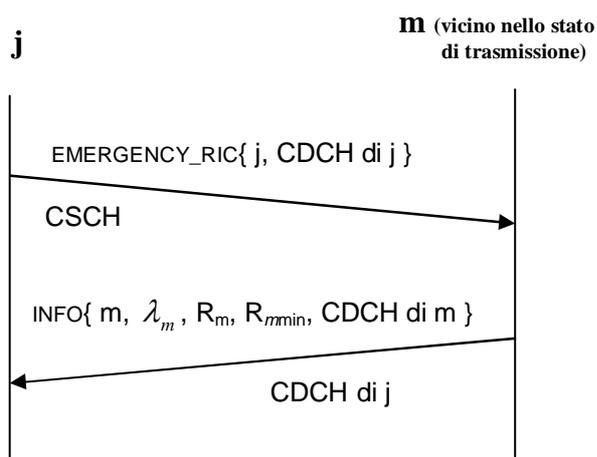
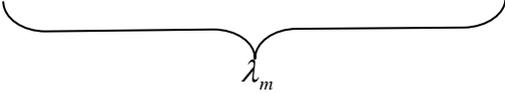


Fig.3.9. Diagramma dello scambio di segnalazione fra il ricevitore ed i vicini nello stato di trasmissione nella procedura di Emergenza al Ricevitore

Il parametro λ_m non è altro che il termine che moltiplica nella formula della potenza il bit rate; infatti dalla (1) e (2), supponendo che m -Ricm è la generica connessione del cluster di ricezione, si può ottenere:

$$P_m = \frac{E_w}{Tf \cdot R} \cdot \frac{SINR \cdot Tf \cdot (No \cdot mp + \sigma_a^2 \cdot I_{Ricm})}{mp \cdot g_{m-Ricm}} \cdot R_m$$


dove è presente il valore SINR invece di γ , che altro non è che il valore di SINR al momento dell'instaurazione della connessione *m-Ricm*. Infatti durante la connessione alcuni parametri di λ_m possono variare (in particolare SINR e I_{Ricm}) e quindi anche esso varierà durante lo svolgimento della connessione. Comunque il trasmettitore *m* è sempre ha conoscenza del valore del bit rate e della potenza emessa per quella connessione e quindi quando gli giunge la richiesta da *j*, può facilmente ricavare il parametro λ_m :

$$\lambda_m = \frac{P_m}{R_m}$$

Un alternativa potrebbe essere quella che nel pacchetto di segnalazione INFO invece del parametro λ_m ci sia il valore della potenza trasmesso P_m , ma questo non modificava nulla perché sarebbe stato *j* a determinare il parametro λ_m . Definito tale parametro, si deve vedere per quale motivo è utilizzato. In particolare si ha che λ_m fornisce un legame di proporzionalità fra il bit rate ed il valore di interferenza che *m* provoca su *j*. Infatti si ha che il contributo che la connessione *m-Ricm* determina al valore di interferenza in *j* è dato da:

$$I_j^{(m-Ricm)} = A_m^2 \cdot g_{m-j} \cdot \frac{Tf \cdot R}{E_w}$$

che si può scrivere in modo proporzionale al bit rate, come:

$$I_j^{(m-Ricm)} = \lambda_m \cdot R_m \cdot g_{m-j} \cdot \frac{Tf \cdot R}{E_w}$$

come si può notare si ha che il valore di interferenza è direttamente proporzionale al bit rate della connessione interferente e al guadagno di canale (e quindi inversamente proporzionale alla distanza) fra il trasmettitore interferente ed il ricevitore j ; sfruttando questa proprietà si ha che j riadatterà le connessioni del suo cluster in maniera proporzionale al loro contributo di interferenza. Così la trasmissione che provoca più disturbo sarà diminuita nel bit rate (e quindi nel valore di potenza che emette) in modo più sostanziale rispetto a quella che invece provoca un disturbo inferiore. Per cui un nodo che trasmette ad una potenza elevata e che si trova molto vicino a j avrà una diminuzione del bit rate più consistente rispetto ad una connessione che emette ad un potenza più bassa e che si trova ad una distanza maggiore:

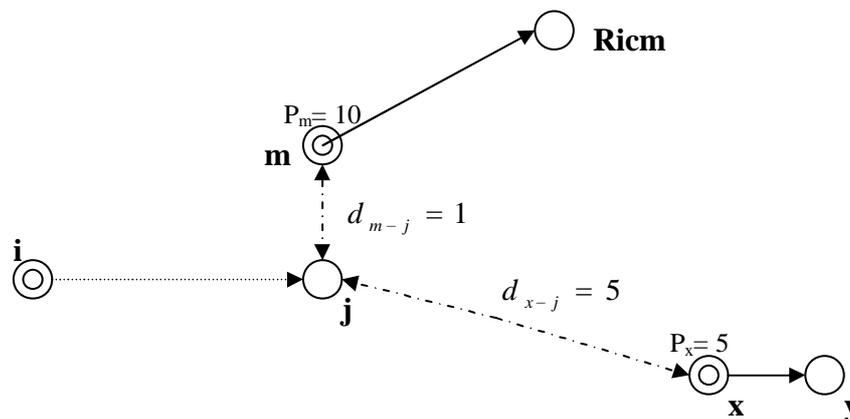


Fig.3.10. Esempio in cui sono presenti due termini di interferenza al nodo j che forniscono un contributo diverso al valore totale

Come si vede nell'esempio presentato in fig.3.10 l'interferenza al ricevitore j è formata da due termini che hanno valori differenti; il contributo che fornisce la connessione m - $Ricm$ è maggiore rispetto a quello dato dalla connessione x - y :

$$1) I_j^{(m-Ricm)} = A_m^2 \cdot g_{m-j} \propto P_m \cdot \frac{1}{d_{m-j}^4} = 10 \times 1 = 10$$

$$2) I_j^{(x-y)} = A_x^2 \cdot g_{x-j} \propto P_x \cdot \frac{1}{d_{x-j}^4} = 5 \times \frac{1}{5^4} = \frac{1}{5^3}$$

come si vede dall'esempio (dove vengono utilizzati valori di potenza non assoluti ma normalizzati ad un valore di riferimento), il contributo fornito dalla seconda

connessione è praticamente trascurabile rispetto al primo e quindi nel riadattamento del cluster di trasmissione allo scopo di diminuire il valore di interferenza è inutile agire sulla seconda connessione in quanto il vantaggio che si otterrebbe è praticamente trascurabile. Quindi il riadattamento del bit rate (e quindi del valore di potenza) riguarderà in maniera consistente la prima connessione e solo quando il suo contributo diventerà paragonabile a quello della seconda connessione allora si agirà su entrambe; *va sottolineato che nell'esempio e nella discussione seguente si sono considerate singole connessioni uscenti da ogni nodo, ma come già detto i nodi possono effettuare connessioni con più utenti, per cui quando nel caso di multiconnessioni si specificano i pedici con l'indice del nodo, in realtà ci si riferisce alla singola connessione uscente dal nodo, così A_m^2 diventa A_{m-Ricm}^2 (cioè l'ampiezza del monociclo trasmesso relativa alla connessione), oppure R_i diventa R_{i-j} (cioè il bit rate della connessione i-j) e così per ogni altro parametro della connessione in esame.*

Tornando al protocollo si ha quindi che j ha ricevuto tutte le informazioni sulle connessioni vicine e quindi può passare al riadattamento del suo cluster. In particolare si ha che il nodo si crea una tabella delle trasmissioni BE che ordina in base al loro contributo di interferenza. Inizia così a diminuire il bit rate della prima connessione (cioè quella che crea più interferenza) e rivaluta il valore dell'interferenza; con il nuovo valore va a controllare se la richiesta di connessione può essere instaurata, andando a verificare la condizione sull'SINR:

$$R_1 = R_1 - C \quad (\text{diminuzione del bit rate})$$

$$I_j^{(1)} = \lambda_1 \cdot R_1 \cdot g_{1-j} \cdot \frac{Tf \cdot R}{E_w} = P_1 \cdot g_{1-j} \cdot \frac{Tf \cdot R}{E_w} \quad (\text{nuovo valore di interferenza})$$

$$SINR_{i-j} = \frac{A_i^2 \cdot mp^2 \cdot g_{i-j}}{Tf \cdot (No \cdot mp + \underbrace{\sigma_a^2 \cdot \sum_{k=1}^{ntr} A_k^2 \cdot g_{k-j}}_{I_j^{(k)}}) \cdot R_i} \geq \gamma \quad (\text{condizione per poter instaurare la connessione } i-j)$$

se la condizione sull'SINR è verificata allora il riadattamento ha avuto successo, altrimenti si continua a riadattare il bit rate delle connessioni in modo da diminuire il valore di interferenza ed ottenere tale condizione. Anche in questo caso il riadattamento della connessione avverrà fino a quando il suo bit rate giunge al minimo valore che è conosciuto da j poiché gli è stato comunicato con il segnale INFO. Naturalmente quando tutte le connessioni del cluster sono giunte al valore minimo consentito allora j procede con l'eliminazione passo-passo di ognuna (sempre da un punto di vista "teorico"). Se l'eliminazione permette il soddisfacimento della condizione sull'SINR allora il riadattamento ha avuto successo, altrimenti è fallito e quindi la connessione non può essere accettata. In fig.3.12 è descritto l'algoritmo della procedura di riadattamento delle connessioni del cluster di ricezione.

Terminata la procedura di riadattamento del cluster di ricezione si ha che se questa è fallita allora il nodo j segnalerà ad i (su *CDCH di i*) il mancato successo della richiesta di connessione i - j (NOTRASM) e quindi la trasmissione non può essere instaurata:

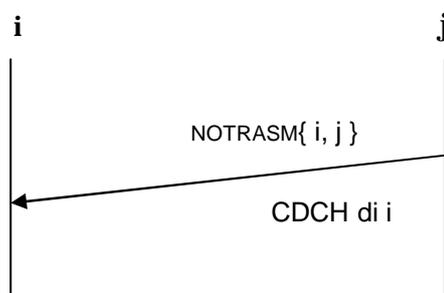
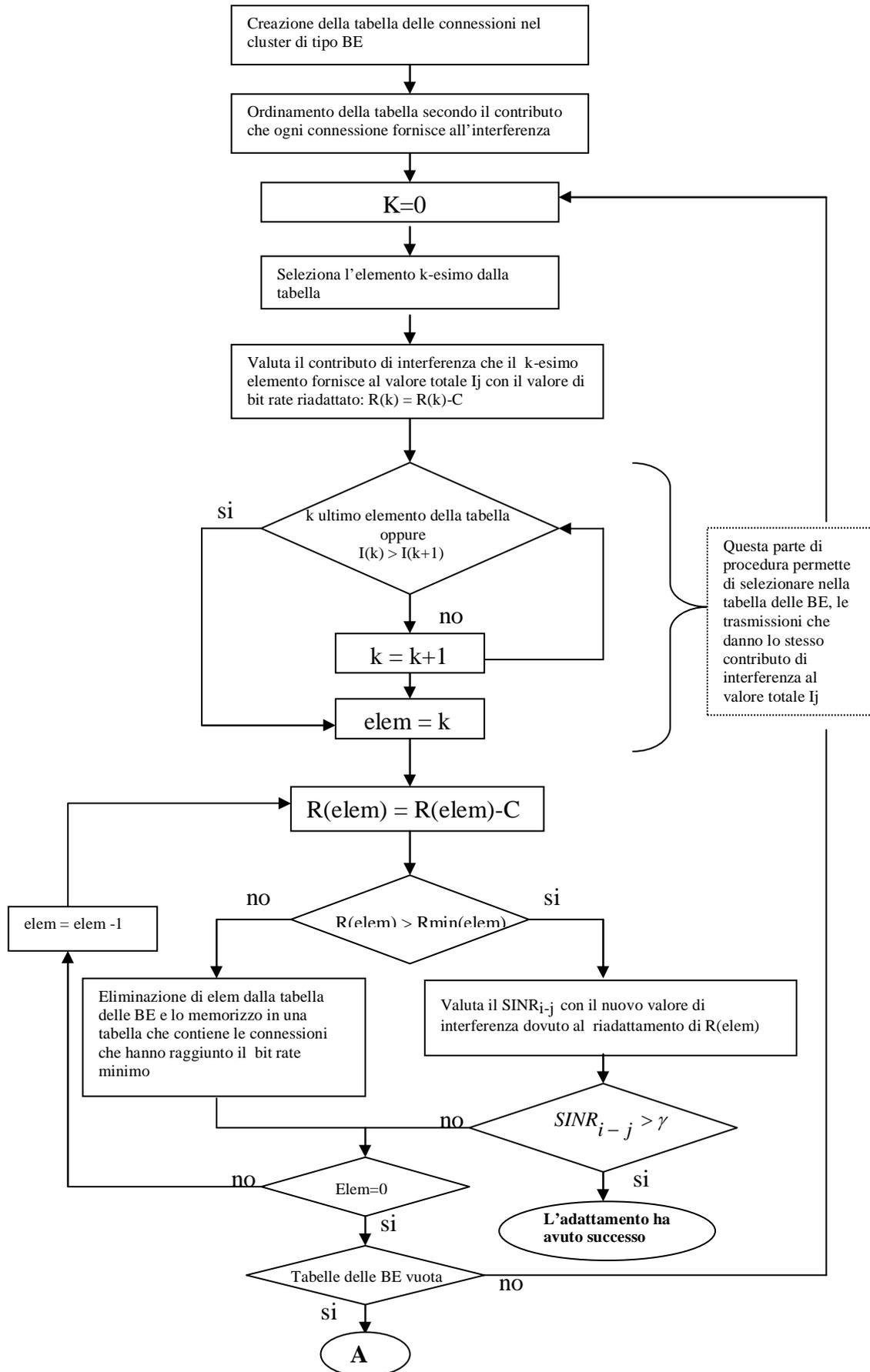


Fig.3.11. Diagramma di segnalazione nel caso di fallimento della procedura di Emergenza al Ricevitore

Se invece la procedura di riadattamento è andata a buon fine, cioè la connessione i - j può essere instaurata al nuovo valore di potenza P_i , allora j passa al riadattamento effettivo delle connessioni nel suo cluster. In particolare attraverso un segnale (NEWRATE) comunica ad ogni trasmettitore delle connessioni nel cluster il nuovo valore di bit rate che deve assumere in base a quanto ha calcolato con la procedura di riadattamento. Per cui emetterà tanti segnali quante connessioni sono state riadattate. In particolare il segnale NEWRATE verrà emesso sul canale di segnalazione *CDCH* del nodo interessato; se questo presenta più connessioni da riadattare gli saranno inviati tanti segnali quante connessioni devono essere riadattate. Riadattate le connessioni del



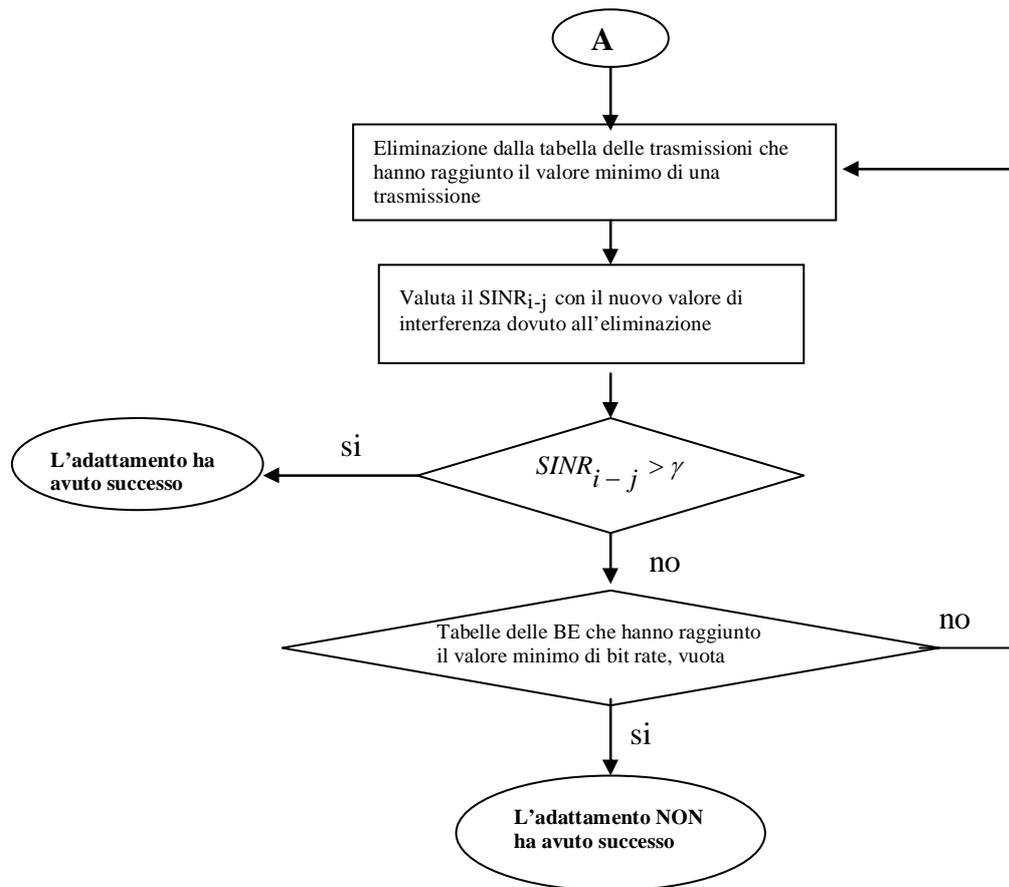


Fig.3.12. Descrizione dei passi dell'algoritmo della procedura di adattamento delle trasmissioni del cluster di ricezione.

cluster, j comunica ad i l'avvenuto successo dell'Emergenza al Ricevitore attraverso il segnale OKTRASM sul canale $CDCH$ di i . Ricevuto il segnale di accettazione della richiesta, i comincia le procedure per iniziare la trasmissione inviando a j il segnale di START_TRASMISSION che serve al ricevitore per la sincronizzazione e ai nodi in fase di ricezione nel cluster di i di adattare le connessioni BE al valore di bit rate che permette la trasmissione della connessione $i-j$ alla potenza P_i .

Ora la trasmissione può partire e quindi i inizia ad emettere, sul canale dati con codice di time-hopping C_{i-j} , alla potenza P_i ed al bit rate R_i , i dati che devono essere trasferiti al ricevitore j . Il diagramma di segnalazione di questa parte di protocollo è descritta in fig.3.13:

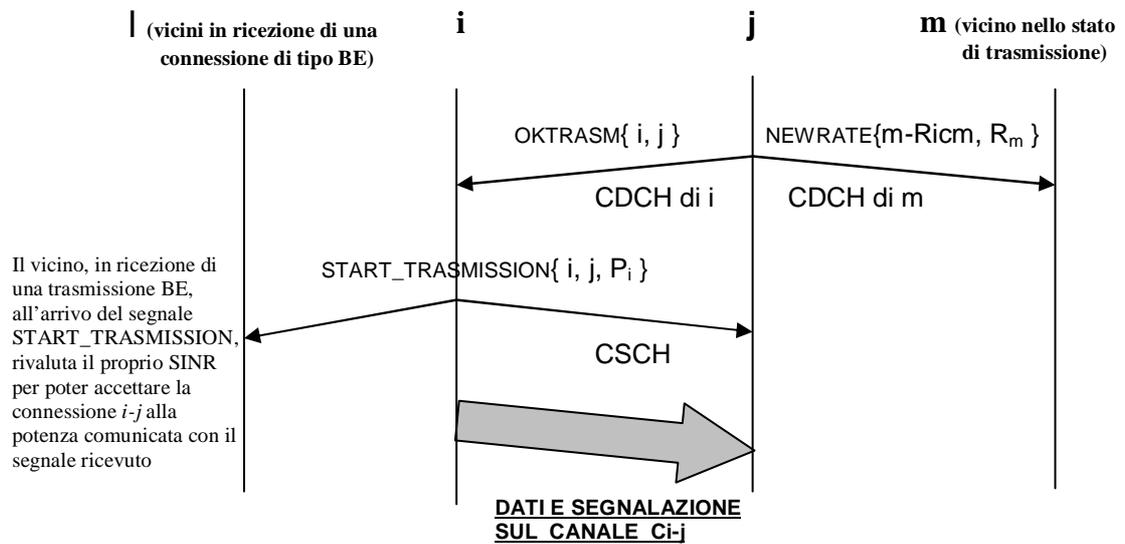


Fig.3.13. Diagramma di segnalazione nel caso di successo della procedura di Emergenza al Ricevitore e relativa partenza della trasmissione dei dati.

Può succedere che una connessione appartenga a più cluster di ricevitori che stiano in fase di Emergenza al Ricevitore; per cui finiti i riadattamenti è possibile che una connessione riceva il segnale di riadattamento (NEWRATE) da più nodi. In questa situazione la connessione si riadatta alla condizione più conservativa e cioè al valore di bit rate più basso oppure si abatterà se c'è una tale richiesta (in questo caso si può utilizzare ancora lo stesso segnale NEWRATE dove il valore di bit rate comunicato è 0) in modo da garantire a tutti i riadattamenti di essere soddisfatti.

3.2.8 Problema della stima dell'interferenza per trasmissioni non continue

Come si è visto nella descrizione del protocollo, un nodo che deve tentare l'instaurazione della connessione, valuta la potenza necessaria per la trasmissione basandosi sul valore di interferenza del ricevitore (vedi par 3.2.2). Questo significa che tale valore fornisce il valore della capacità occupata (visto che questa è limitata proprio dal valore di interferenza) e quindi già assegnata ad altre connessioni. Poiché le trasmissioni non è detto che siano continue o che nonostante la risorsa riservata

emettano sempre al valore massimo loro concesso, può accadere che nel momento in cui j va ad effettuare la stima del valore di interferenza a seguito di un segnale RTS, qualche connessione stia trasmettendo sotto il valore di bit rate assegnatogli e quindi ad un valore di potenza più basso di quello richiesto e concesso alla connessione. Questo determina che j stima un valore di interferenza più basso, portando ad una sottovalutazione della risorsa assegnata e quindi ad un sottodimensionamento della potenza necessaria a garantire una stabilita qualità della connessione $i-j$. Infatti al momento in cui le connessioni che stavano trasmettendo ad un valore di bit rate più basso di quello assegnatogli, tornano a trasmettere al loro livello allocato, allora il valore di interferenza I_j cresce e quindi il $SINR_{i-j}$ potrebbe scendere sotto il livello minimo concesso ($SINR_{RIF}$):

$$SINR_{i-j} = \frac{A_i^2 \cdot mp^2 \cdot g_{i-j}}{Tf \cdot (No \cdot mp + \sigma_a^2 \cdot I_j) \cdot R_i}$$

Per evitare questo si può pensare di far mantenere le connessioni sempre al livello massimo di potenza trasmessa, facendogli emettere dei pacchetti vuoti quando la mancanza di informazioni da trasmettere farebbe diminuire il bit rate; questa soluzione è comunque inefficiente poiché determina che ogni nodo emetta più potenza di quanta in realtà sia necessaria e con un consumo superiore delle batterie. Così si può pensare che per poter stimare correttamente il valore dell'interferenza quando un nodo (nel nostro caso il nodo j) riceve un segnale di RTS, esso emetta a sua volta un segnale (MAXPOT) sul canale di segnalazione $CSCH$ con il quale comanda ai trasmettitori del suo cluster di trasmettere per un certo intervallo di tempo al massimo bit rate assegnato e quindi alla massima potenza (emettendo anche in questo caso dei pacchetti vuoti), in modo che in quell'intervallo di tempo il nodo possa valutare la reale interferenza (e quindi la totale risorsa allocata nel cluster) e può dimensionare correttamente la potenza della connessione $i-j$ che ha fatto richiesta. Nel segnale MAXPOT è comunicato anche il codice di segnalazione dedicato ($CDCH$ di $j = C_j$). Lo scambio di segnalazione fra i nodi è presentato in fig.3.14:

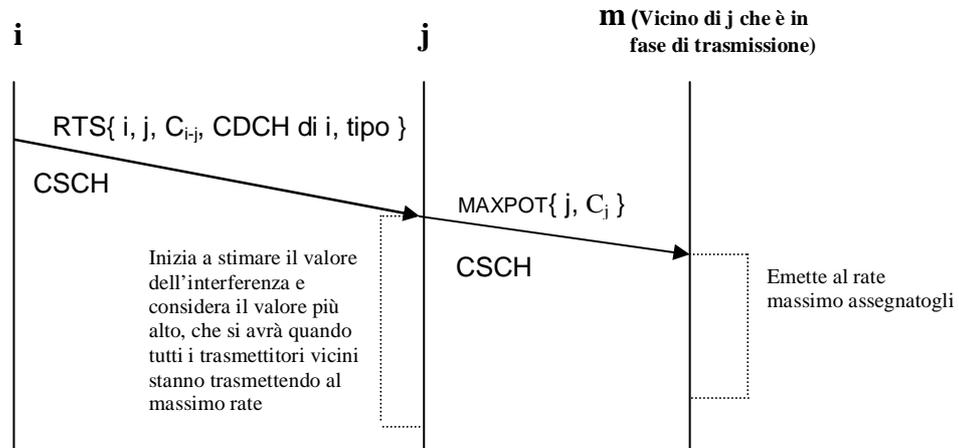


Fig.3.14. Diagramma di segnalazione per la stima del valore esatto dell'interferenza al nodo ricevitore

3.2.9 Problemi dei set up concorrenti

Un problema che può verificarsi è quello che durante la fase di set up della connessione il valore di interferenza al ricevitore, che serve per dimensionare la connessione, varia dall'istante in cui è stimato dal ricevitore (cioè all'arrivo dell'RTS) al momento in cui parte realmente la trasmissione, perché nel frattempo possono essere iniziate delle connessioni che al momento della stima di I_j erano in fase di set up e che quindi non sono state considerate in tale valore stimato. Per risolvere tale problema si può effettuare un "blocco" dei set up nel cluster dove già ne è attivo uno. In particolare se il trasmettitore i è attivo in un set up, al momento in cui un generico ricevitore y (della connessione x - y) nel suo cluster tenta la stima dell'interferenza emettendo il segnale di $MAXPOT\{ y, C_y \}$, i emette verso tale nodo (per cui sul canale di segnalazione $CDCH$ di y) un segnale (WAIT) che blocca il set up della connessione x - y . A questo punto y ricevuto il segnale di blocco non continua il set up con x e quindi non gli invierà il segnale di ACKRTS con il quale gli avrebbe dovuto comunicare il valore dell'interferenza. Il trasmettitore della connessione bloccata (cioè x) passato un certo intervallo di tempo entro il quale non riceve il segnale di ACKRTS, capisce che il

tentativo di set up è fallito e quindi ritenterà un nuovo set up dopo un certo periodo di tempo. Il digramma di segnalazione è presentato in fig.3.15:

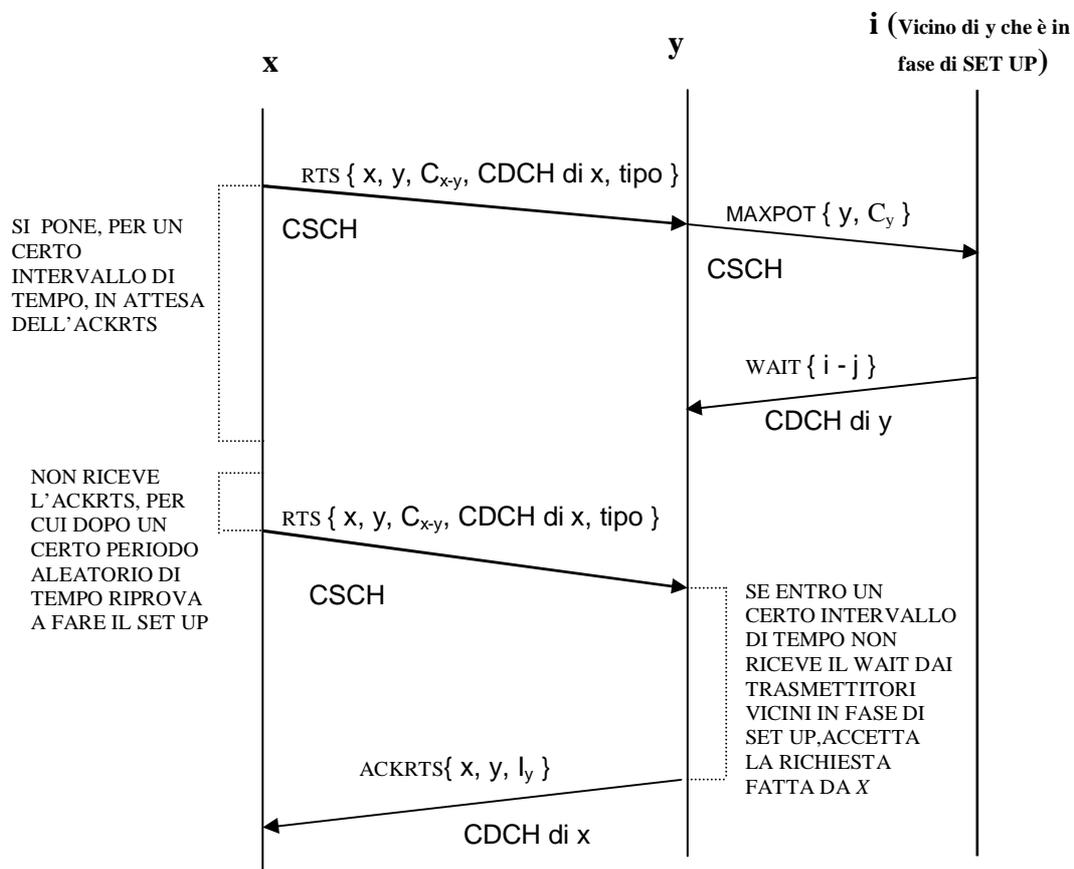


Fig.3.15. Diagramma di segnalazione nel caso di blocco di set up

Questo determina che poiché l'invio dell'RTS da parte di un nodo non implica l'accettazione del set up, tale segnale non può più essere usato anche come segnale che comanda ai vicini nello stato di ricezione di emettere il segnale MARGINE (vedi par 3.2.2); per cui solo quando il nodo riceve l'ACKRTS ed è quindi sicuro che la sua richiesta di set up è stata accettata, allora richiede ai ricevitori nel suo cluster il limite di potenza che possono concedere; quindi va introdotto un nuovo segnale per la richiesta dei margini (NOW) che il nodo *i* emetterà sul canale CSCH, subito dopo aver ricevuto il segnale ACKRTS da *j*. Il diagramma di segnalazione di fig.3.2 si modifica secondo quanto descritto in fig.3.16.

Poiché nell'istante in cui vengono forniti i margini non è detto che la trasmissione parta subito visto che ci potrebbe essere bisogno di riadattare il cluster del trasmettitore e/o

dell’Emergenza al Ricevitore, allora si deve assicurare che durante lo svolgersi del set up il valore di ogni margine non subisca variazioni (in particolare una diminuzione); per

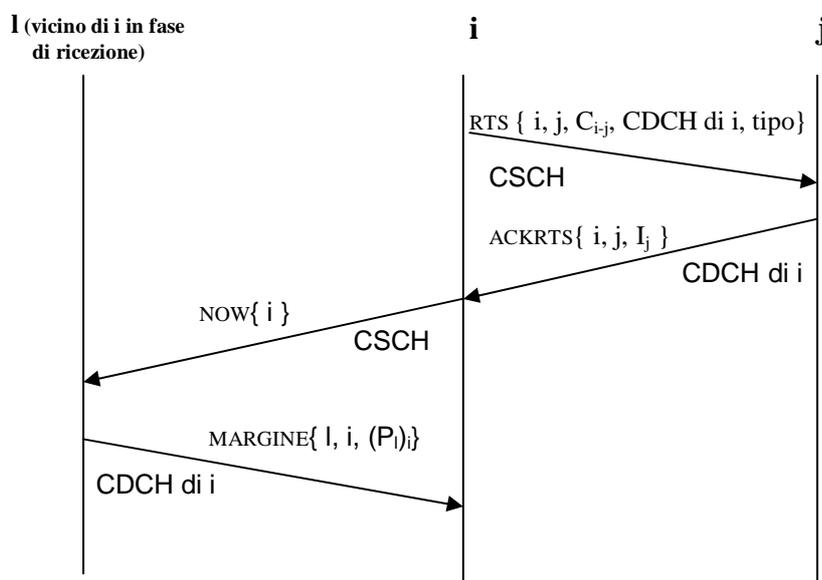


Fig.3.16. Modifica del diagramma di segnalazione per l’acquisizione del limite di potenza concesso dalle connessioni nel cluster del trasmettitore.

cui si deve garantire che nei clusters dei ricevitori vicini al trasmettitore i la situazione non vari dall’istante in cui si effettua la valutazione dei margini fino al momento in cui parte la connessione $i-j$. Il problema è analogo a quello della stima di interferenza affrontato nel par.3.2.8 e quindi può essere risolto con lo stesso criterio, bloccando eventuali richieste di margini nel cluster dove è già attivo un tentativo di set up. Infatti quando un nodo ricevitore ($r1$) nel cluster del trasmettitore riceve un segnale di richiesta di margine (NOW), esso per calcolarlo deve stimare l’interferenza e quindi richiederà ai trasmettitori del suo cluster di trasmettere alla massima potenza (MAXPOT); nel caso in cui il generico trasmettitore ($t1$) del cluster di $r1$ è impegnato in un set up, allora blocca con il segnale di WAIT il ricevitore $r1$ che deve valutare l’interferenza, il quale a sua volta attraverso un segnale (STOP_SET_UP) sul canale di segnalazione *CDCH di i*, comunica ad i (cioè al nodo che aveva richiesto il margine) l’avvenuto blocco del set up e quindi il tentativo di set up della connessione $i-j$ avrà termine ed i potrà tentare il set up più tardi. In fig.3.17 è presentata la disposizione dei

nodo interessati alla fase del protocollo appena descritta, mentre in fig.3.18 è descritto il relativo diagramma temporale della segnalazione:

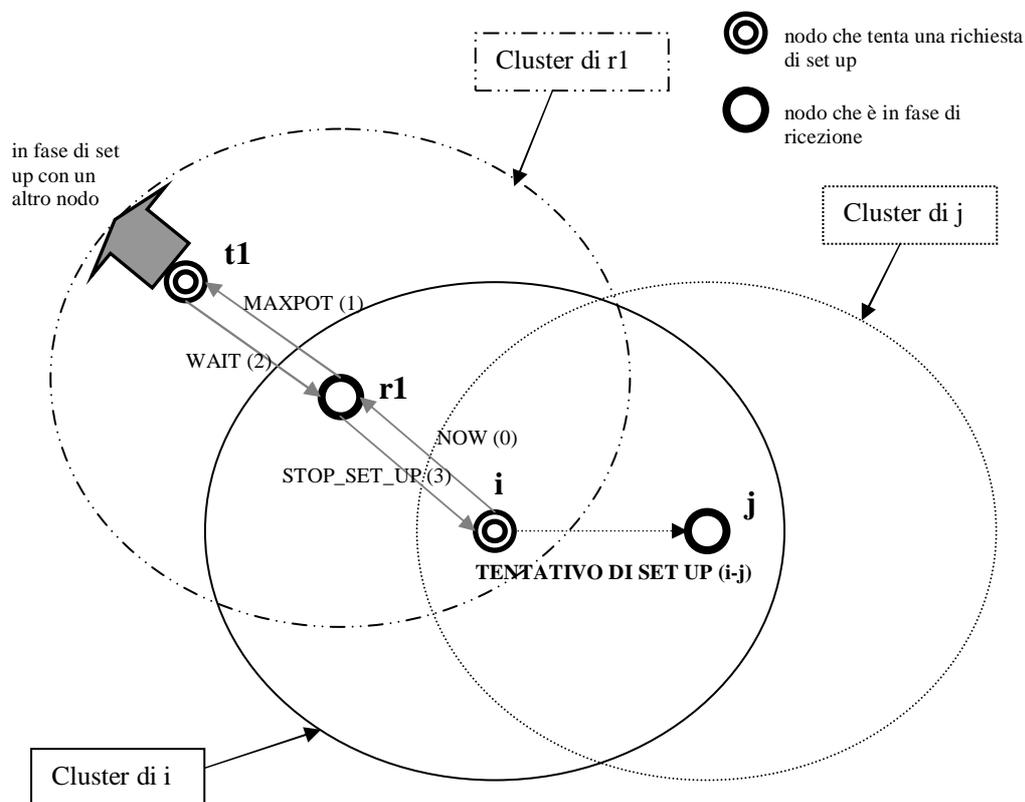


Fig.3.17. Esempio di disposizione dei nodi, nel caso di blocco di set up nella richiesta dei margini dai vicini. Il numero tra parentesi accanto al nome del segnale indica l'ordine temporale dei segnali.

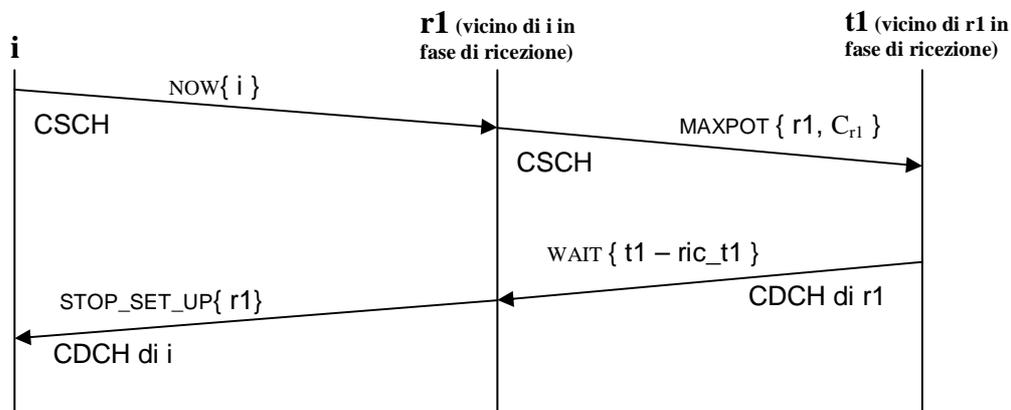


Fig.3.18. Diagramma di segnalazione nel caso di blocco del set up nella fase di richiesta di dei margini

Per cui si può stabilire dai due casi di blocco del tentativo di set up (dovuto alla richiesta di set up al ricevitore e di richiesta dei margini ai vicini) che l'area che può causare il blocco di un tentativo di set up è quella formata dal cluster del ricevitore del tentativo di set up e quella formata dai clusters dei nodi ricevitori presenti nel cluster del nodo che ha fatto richiesta di set up. Quindi qualsiasi richiesta di set up già attiva in questa area può bloccare la richiesta di set up $i-j$. In fig.3.20 è raffigurata l'area di blocco del set up $i-j$ che in generale si può affermare essere formata dai clusters dei nodi che sono nello stato di ricezione (considerando fra questi anche il nodo che riceve la richiesta di set up) presenti nel cluster del trasmettitore che ha fatto la richiesta:

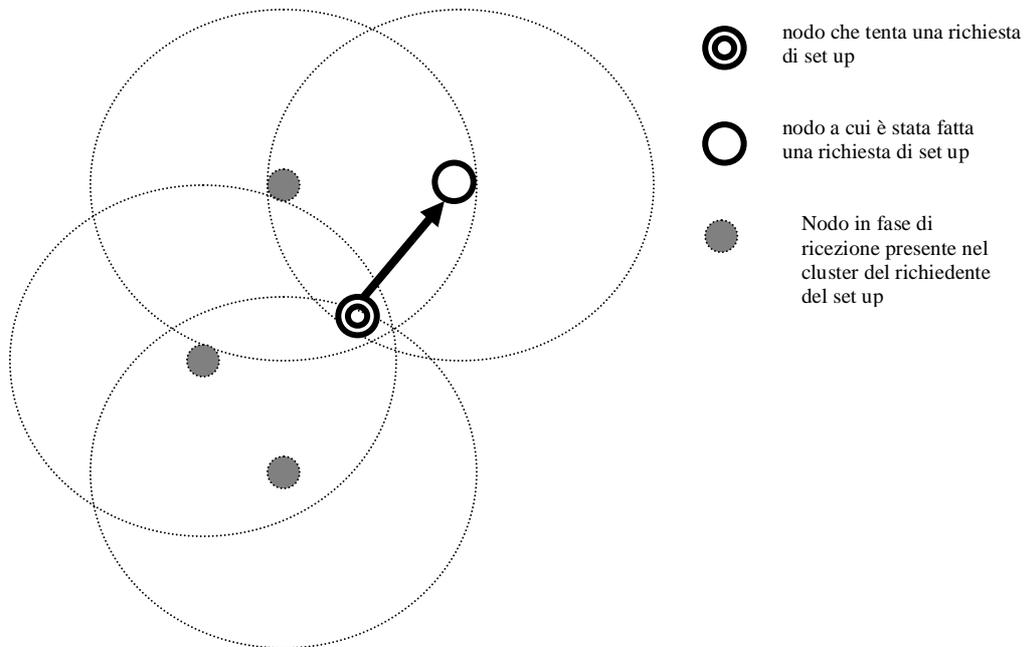


Fig.3.20. Esempio di area di blocco della richiesta di set up

3.2 .10 Tentativo di aumento del bit rate da parte di una connessione BE

Durante una generica connessione $t-r$ il trasmettitore ha conoscenza soltanto delle eventuali richieste di trasmissioni che possono determinare delle eventuali diminuzioni del proprio bit rate (già visto con le procedure di riadattamento). Nel caso in cui una comunicazione termina o viene abbattuta il trasmettitore non ha conoscenza di questo evento e quindi della relativa diminuzione dell'interferenza nel suo cluster. Per cui

potrebbe aumentare il proprio bit rate (e quindi il valore di potenza trasmessa) senza disturbare le ricezioni vicine visto che comunque il loro margine è aumentato a causa della diminuzione dell'interferenza in seguito alla fine della connessione nel cluster. Quindi non avendo conoscenza del verificarsi di tale evento, può tentare una procedura di aumento del proprio bit rate ad intervalli di tempo casuali; in particolare si può pensare che il periodo minimo (vedi fig 3.21) di tentativo di richiesta di aumento del bit rate cresce se nel tentativo precedente c'era stato un rifiuto (perché significa che la risorsa nel cluster è ancora completamente occupata), mentre rimane lo stesso (o al limite diminuisce) se invece il precedente tentativo ha avuto successo (perché significa che la risorsa nel cluster è disponibile e quindi può essere utilizzata).

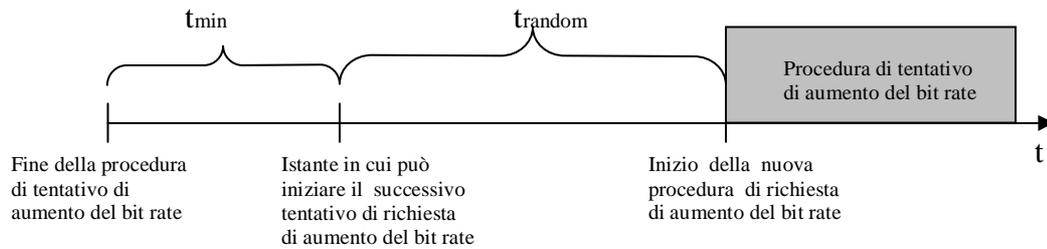


Fig.3.21 Diagramma temporale del tentativo di richiesta di aumento del bit rate di una connessione BE; passato un tempo minimo dalla fine del precedente tentativo, si aspetta un tempo random per poter tentare una nuova richiesta di aumento del bit rate.

Quindi il trasmettitore t inizia la procedura di aumento del bit rate emettendo un segnale di richiesta (UPRATE) sul canale di segnalazione comune $CSCH$, nel quale comunica la variazione di potenza trasmessa che vuole ottenere (ΔP_{t-r}). Questo valore è infatti legato in maniera proporzionale alla variazione di bit rate che si vuole ottenere, infatti la potenza di trasmissione della connessione è stata stabilita in fase di set up secondo la (1) e (2) e cioè:

$$A_{t-r}^2 = \frac{Tf \cdot (No mp + \sigma_a^2 Ir) \cdot R_{t-r} \cdot \gamma}{mp^2 \cdot g_{t-r}} = K_{t-r} \cdot R_{t-r}$$

$$P_{t-r} = \frac{A_{t-r}^2 \cdot E_w}{Tf \cdot R}$$

se $R'_{t-r} = R_{t-r} + \Delta R_{t-r}$ allora:

$$(A'_{t-r})^2 = K_{t-r} \cdot R'_{t-r} = K_{t-r} \cdot R_{t-r} + K_{t-r} \cdot \Delta R_{t-r} = (A_{t-r})^2 + (\Delta A_{t-r})^2$$

dove $(\Delta A_{t-r})^2 = K_{t-r} \cdot \Delta R_{t-r}$ e quindi si avrà:

$$\Delta P_{t-r} = \frac{E_w \cdot (\Delta A_{t-r})^2}{Tf \cdot R} = \frac{E_w}{Tf \cdot R} \cdot K_{t-r} \cdot \Delta R_{t-r}$$

ricevuto il segnale di UPRATE, i vicini di t in fase di ricezione valutano se tale aumento di potenza può essere consentito dalle loro connessioni (cioè se tale aumento fa scendere le prestazioni della connessione sotto il valore di SINR di instaurazione (γ)).

Per cui il generico vicino v in fase di ricezione della connessione $u-v$ effettuerà il seguente controllo sull'SINR della connessione:

$$SINR_{u-v} = \frac{(A_{u-v} \cdot mp)^2 \cdot g_{u-v}}{Tf \cdot (No \cdot mp + \sigma_a^2 \cdot I_v + \Delta A_{t-r}^2 \cdot g_{t-v}) \cdot R_{t-r}} > \gamma \quad (7)$$

se tale condizione è rispettata, allora la connessione può accettare la richiesta di aumento del bit rate, altrimenti viene rifiutata; in particolare il nodo v invierà il segnale di accettazione (OK_UPRATE) sul canale di segnalazione dedicato di t (CDCH di t) se tale condizione sull'SINR è verificata per tutte le sue connessioni in ricezione. Se invece anche una sola connessione non rispetta tale condizione, allora il nodo invierà un segnale di non accettazione (NOT_UPRATE) sul canale CDHC di t . Per cui se il nodo che ha fatto richiesta di aumento del bit rate riceve almeno una “non autorizzazione” da qualche vicino allora la richiesta viene bloccata (vedi fig.3.22). Poiché per verificare la (7) il nodo v deve stimare l'interferenza, può esserci lo stesso problema che si verificava nei set up concorrenti al momento della valutazione dei margini, cioè il blocco da parte di qualche nodo che è in fase di set up. Per cui al momento in cui un vicino in fase di set up riceve il segnale di MAXPOT_R, invia il segnale di blocco (WAIT); in questo modo

il vicino che deve effettuare il controllo sull'SINR capisce che nel suo cluster è in atto un set up e quindi segnala a t il rifiuto della richiesta di aumento del bit rate (vedi fig.3.23).

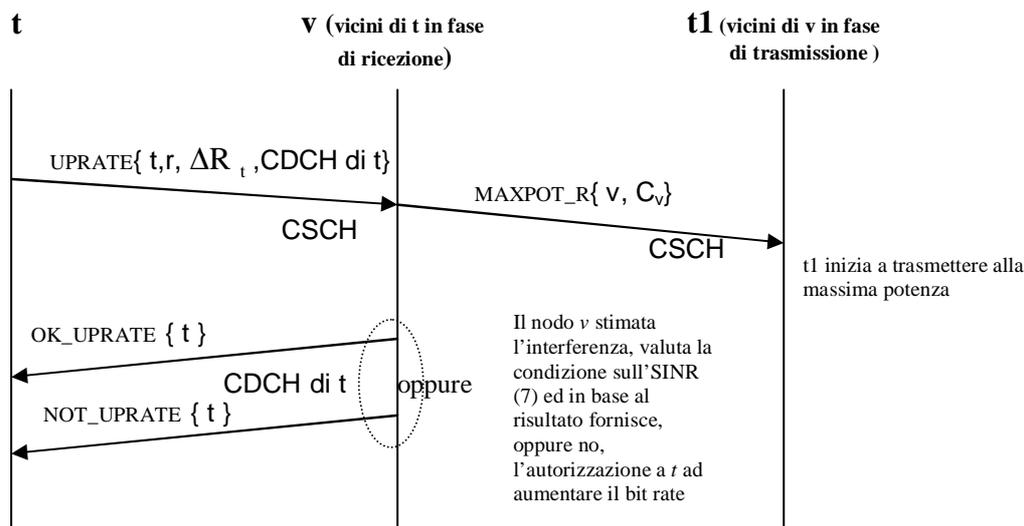


Fig.3.22. Diagramma di segnalazione nel caso di procedura di richiesta di aumento del bit rate

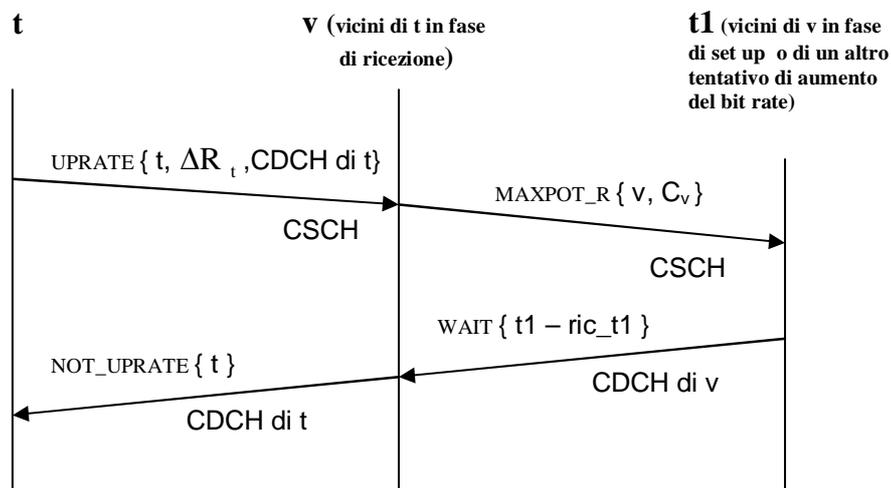


Fig.3.23. Diagramma di segnalazione nel caso di blocco della procedura di richiesta di aumento del bit rate da parte di un set up già attivo

Come si può notare il segnale per la richiesta di emissione a massima potenza dei vicini in trasmissione non è lo stesso del caso di set up, perché in questo modo una

connessione può differenziare la richiesta di set up da quella di aumento di bit rate. Così una procedura di richiesta di aumento di bit rate che è in svolgimento non può bloccare una successiva richiesta di set up. Infatti se durante la procedura di tentativo di aumento del bit rate arriva al trasmettitore interessato una richiesta di emissione al massimo valore di potenza dovuto ad una fase di set up (MAXPOT), allora blocca il tentativo di aumento del bit rate (vedi fig.3.24):

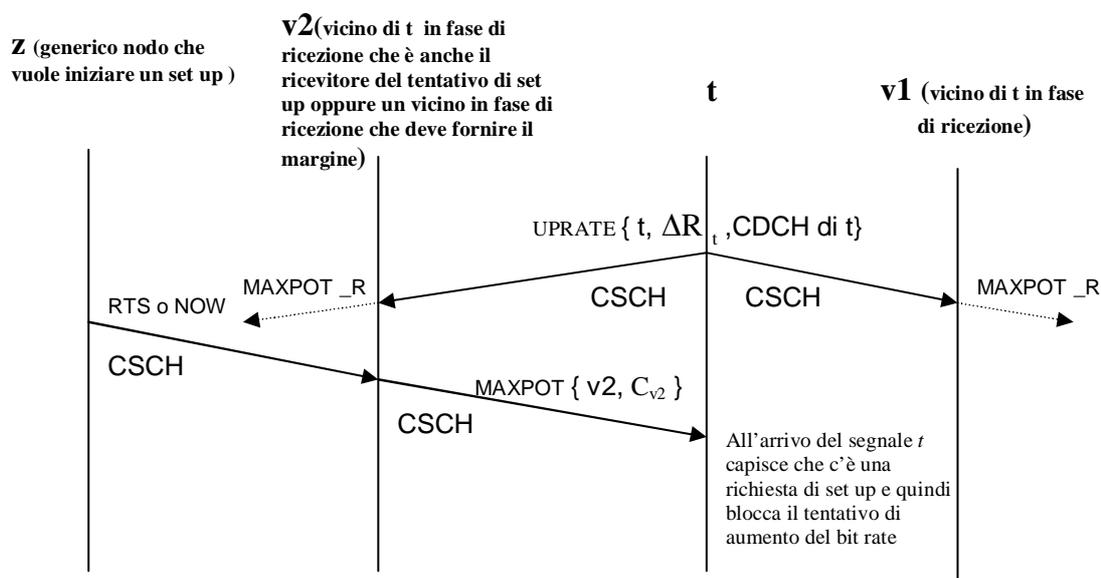


Fig.3.24. Diagramma di segnalazione nel caso di blocco del tentativo di aumento del bit rate a causa di una successiva richiesta di set up

3.2.11 Procedure di Allarme

Può capitare per qualche motivo, per esempio la perdita in fase di set up di qualche segnale di MARGINE, che il dimensionamento della connessione sia errato e che quindi provochi disturbo (cioè faccia scendere la qualità) di qualche connessione già instaurata. Così il trasmettitore della nuova connessione instaurata, prima di iniziare la trasmissione delle informazioni utili, invia dei pacchetti di prova alla potenza (e quindi al bit rate) assegnatogli. In questo modo se qualche connessione a qualità garantita nota un peggioramento della sua qualità sotto il livello minimo, emette un segnale di allarme (RED_ALERT_1) sul canale CSCH in modo che se la nuova trasmissione instaurata

durante l'emissione dei pacchetti di prova riceve tale segnale abbatte la connessione con il segnale di SHOOT DOWN sul canale dati (vedi fig.3.25). Per questo motivo durante una comunicazione ogni nodo ricevitore monitorizza gli SINR delle proprie connessioni attive. Se invece non riceve alcun segnale di allarme allora inizia la trasmissione delle informazioni utili (vedi fig.3.26).

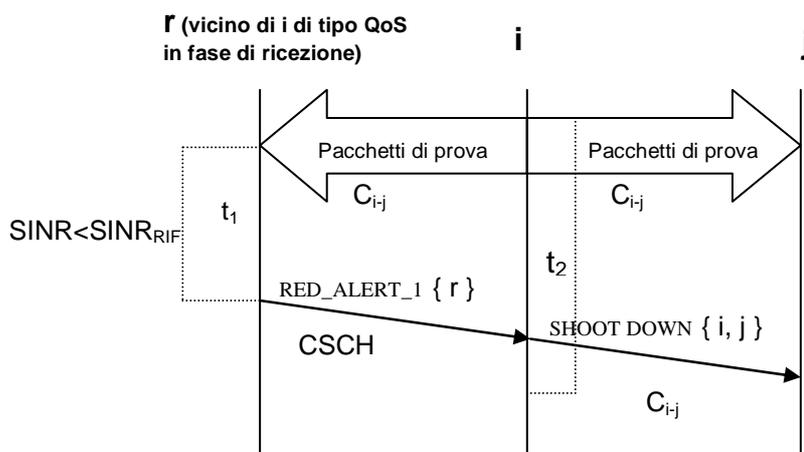


Fig.3.25. Diagramma temporale dell'inizio di una trasmissione dopo il successo di set up; iniziata la trasmissione dei pacchetti di prova il nodo attende un certo intervallo di tempo (t_2), se entro questo periodo riceve il segnale di allarme allora abbate la connessione appena instaurata. Il segnale di allarme viene emesso dal vicino in fase di ricezione di una connessione QoS che verifica che per un certo intervallo di tempo (t_2) il SINR è sceso sotto il livello minimo ($SINR_{RIF}$).

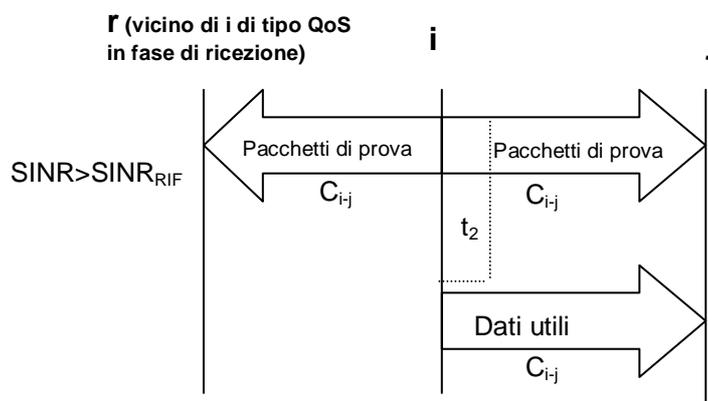


Fig.3.26. Diagramma temporale dell'inizio di una trasmissione dopo il successo di set up; iniziata la trasmissione dei pacchetti di prova il nodo attende un certo intervallo di tempo (t_2), se entro questo periodo non riceve alcun segnale di allarme allora inizia la trasmissione dell'informazione utile.

Per quanto riguarda invece le trasmissioni a qualità non garantita, cioè le connessioni di tipo BE (per esempio $t-r$), se durante il monitoraggio da parte del ricevitore si verifica un peggioramento della propria qualità, invece di effettuare la procedura di allarme cerca di recuperare la qualità perduta diminuendo il proprio bit rate e portandolo al valore minimo, e se neanche questo ripristina la minima qualità allora si abbatte la connessione. In particolare il ricevitore della connessione emette sul canale di segnalazione dedicato del trasmettitore ($CDCH$ di t) un segnale ($DOWN_RATE$) con il quale gli comunica di diminuire il bit rate al valore minimo. A questo punto il ricevitore r controlla nuovamente il SINR e se verifica che ancora non è soddisfatta la condizione sulla qualità minima ($SINR > SINR_{RIF}$) allora ordina al trasmettitore l'abbattimento della connessione ($SHOOT\ DOWN$). In fig.3.27 è riportato quanto appena descritto:

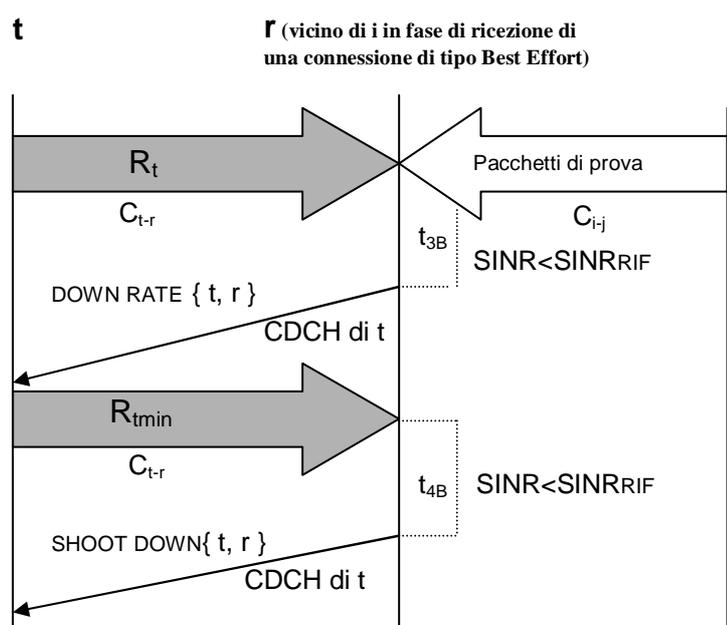


Fig3.27. Diagramma temporale del comportamento di una connessione BE che verifica una perdita di qualità della connessione. Se per un certo intervallo di tempo (t_{3B}) la qualità scende sotto il livello minimo, allora la trasmissione si abbassa al rate minimo, se neanche questo permette di recuperare la qualità, trascorso un certo intervallo di tempo (t_{4B}), allora si abbatte la connessione.

Se per qualche motivo la causa dell'abbassamento della qualità di una connessione QoS non è dovuta ad una nuova connessione che è entrata nella rete, allora la procedura di segnalazione RED_ALERT_1 non provoca alcun effetto. Per questo si può pensare di attuare una seconda procedura di allarme. Se passato un certo intervallo di tempo (t_3)

dal primo segnale di allarme non si verifica alcun miglioramento sulla qualità della connessione (cioè si ha ancora $SINR < SINR_{RIF}$), allora il ricevitore j emette un secondo segnale di allarme (RED_ALERT_2) con il quale ordina a tutte le connessioni di tipo BE del suo cluster di portare al valore minimo il proprio bit rate (e quindi diminuire la potenza trasmessa) in modo che l'interferenza al ricevitore diminuisce e il SINR della connessione $i-j$ aumenta. Se neanche questa procedura riesce a ripristinare la condizione sull'SINR, e quindi sulla qualità della connessione, allora il ricevitore j trascorso un certo intervallo di tempo (t_4) attua una terza procedura di allarme con il segnale RED_ALERT_3 con il quale abbatte tutte le connessioni BE del suo cluster. Se infine, anche questo non permette il ripristino della qualità, allora trascorso un intervallo di tempo (t_5) la connessione $i-j$ si abbatte. Va detto che tutti i segnali di allarme sono emessi sul canale di segnalazione comune CSCH. Inoltre nel caso in cui il ricevitore verifica che la condizione sulla qualità è fortemente degradata ($SINR \ll SINR_{RIF}$) può emettere direttamente il segnale di allarme RED_ALERT_3. In fig.3.28 è presentato il diagramma temporale della procedura di allarme:

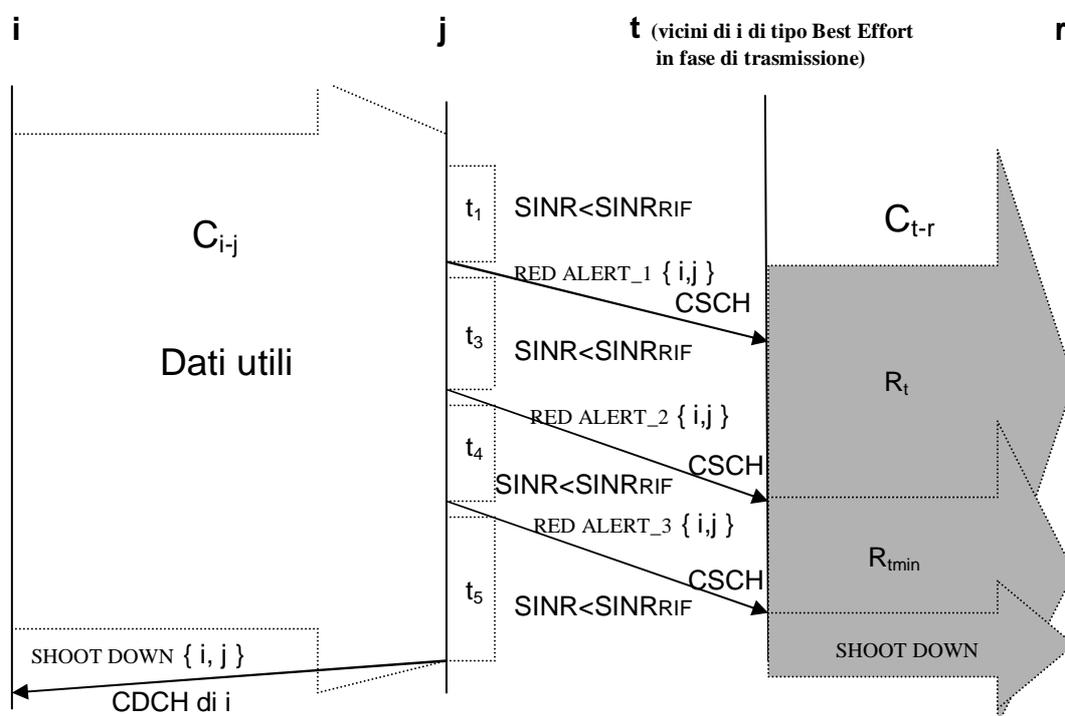


Fig.3.28. Diagramma di segnalazione delle procedure di allarme per il ripristino della qualità di una connessione di tipo QoS.

3.2 .12 Riepilogo e descrizione dei segnali utilizzati nel protocollo

Per una descrizione più completa e più veloce da consultare vengono presentati i segnali usati nel protocollo con una breve descrizione del loro utilizzo e delle informazioni che trasferiscono:

RTS { $i, j, C_{i,j}, \text{CDCH di } i, \text{ tipo}$ } = richiesta di invio, serve a segnalare al ricevitore la volontà di instaurare la connessione al quale gli si comunica oltre all'identificativo della connessione (i, j) il codice di Time-Hopping sul quale si vuole effettuare la trasmissione, il codice di segnalazione dedicato del nodo (CDCH di i) ed il tipo di connessione che si vuole instaurare (QoS oppure BE);

ACKRTS { i, j, I_j } = il ricevitore stimato il valore di interferenza comunica al trasmettitore tale valore relativo alla richiesta di RTS con identificativo (i, j);

MAXPOT { j, C_j } = il ricevitore segnala alle vicine connessioni di emettere alla massima potenza assegnatagli in modo da poter valutare la risorsa ancora disponibile. Inoltre nel segnale comunica il proprio codice di segnalazione dedicato in modo che eventuali segnali di blocco del set up (WAIT) siano comunicati al ricevitore sul proprio canale di segnalazione;

WAIT { $i-j$ } = serve per il blocco del set up da parte del trasmettitore i che è già impegnato con il set up della connessione $i-j$;

NOW { i } = il nodo che vuole trasmettere richiede ai vicini in fase di ricezione il valore di potenza che possono permettere alla sua richiesta di connessione $i-j$;

MARGINE { $l, i, (P_l)_i$ } = il generico vicino (l) in fase di ricezione comunica al nodo che ha richiesto il margine (i) il valore di potenza che può concedergli $(P_l)_i$;

STOP_SET_UP { l } = il generico vicino (l) in fase di ricezione ricevuto il segnale di WAIT da un trasmettitore nel suo cluster durante la fase della valutazione del margine, blocca la richiesta di set up di i ;

START_TRASMISSION { $i, j, P_{i,j}$ } = ha il duplice compito di segnalare al ricevitore j il successo del set up della connessione $i-j$ in modo che i e j possano sincronizzarsi e allo stesso tempo serve alle connessioni BE del cluster di trasmissione, nel caso che la richiesta di connessione $i-j$ sia di tipo QoS, di adattarsi per poter accettare la nuova trasmissione di i alla potenza P_i ;

EMERGENCY_TR { i, P_i } = il nodo i che deve instaurare una connessione BE non potendo effettuare la trasmissione, invia tale segnale per permettere alle connessioni nel suo cluster di adattare le proprie comunicazioni in modo da accettare la trasmissione di i alla potenza P_i ;

ACCEPT { i } = serve a comunicare al nodo (i) che ha richiesto l'adattamento della connessione il successo di tale operazione;

NOT_ACCEPT { $i, (P_i)_i$ } = serve a comunicare al nodo (i) che ha richiesto l'adattamento della connessione il fallimento di tale operazione e la potenza che si può concedere alla richiesta ($(P_i)_i$);

S_RTS { i, j, P_i, R_i } = serve a segnalare al ricevitore, a seguito del fallimento del tentativo di connessione, la volontà di instaurare la connessione al nuovo valore di potenza (più basso) P_i . Inoltre viene comunicato il bit rate (che è lo stesso ma che non era conosciuto dal ricevitore) a cui la connessione vuole essere instaurata;

EMERGENCY_RIC { $j, CDCH$ di j } = serve a richiedere alle connessioni nel cluster del ricevitore il pacchetto contenente le informazioni necessarie al riadattamento del cluster e a comunicare il codice di segnalazione dedicato;

INFO { $m, \lambda_m, R_m, R_{mmin}, CDCH$ di m } = serve a comunicare al nodo che ha richiesto un "Emergenza al Ricevitore", le informazioni relative alla connessione (m -ricm) nel cluster di ricezione. In particolare vengono comunicate oltre al codice di segnalazione dedicato, il parametro di proporzionalità fra potenza e bit rate (λ_m), il bit rate stesso, ed il minimo valore di bit rate della connessione;

OKTRASM { $i-j$ } = serve a segnalare al trasmettitore che ha fatto richiesta dell'Emergenza al Ricevitore, l'esito positivo del riadattamento e quindi la possibilità di poter partire con la trasmissione al nuovo valore di potenza;

NOTRASM { $i-j$ } = serve a segnalare al trasmettitore che ha fatto richiesta dell'Emergenza al Ricevitore, l'esito negativo del riadattamento e quindi la mancata possibilità di iniziare la connessione;

NEWRATE { m -Ricm, R_m } = serve a comunicare alla connessione m -Ricm il nuovo valore di bit rate che deve assumere in base al riadattamento effettuato;

UPRATE { $t,r, \Delta R_t, CDCH$ di t } = richiesta di aumento del bit rate di una connessione BE ($t-r$), serve a segnalare al ricevitore la volontà di aumentare il bit rate della

connessione comunicando oltre all'identificativo della connessione (r,t), l'incremento di bit rate che si vuole;

OK_UPRATE {t} = serve a segnalare al trasmettitore della connessione che ne ha fatto richiesta, l'accettazione della richiesta di aumento del bit rate;

NOT_UPRATE {t} = serve a segnalare al trasmettitore della connessione che ne ha fatto richiesta, il rifiuto della richiesta di aumento del bit rate;

MAXPOT_R {v, C_v} = viene emesso dal vicino (v) di un trasmettitore che ha fatto richiesta di aumento del bit rate per comandare ai trasmettitori nel suo cluster di emettere alla massima potenza per poter stimare l'interferenza (come il MAXPOT si differenzia solo dal fatto che in questo caso non segue ad una richiesta relativa ad una fase di set up ma solo di aumento di bit rate di una connessione BE già instaurata);

RED_ALERT_1 {r} = serve al ricevitore r di una connessione di tipo QoS, vicina ad una nuova connessione instaurata, a segnalare la perdita di qualità;

SHOOT DOWN {i,j} = serve all'abbattimento della connessione i-j;

DOWN RATE {t,r} = serve a portare al bit rate minimo una connessione BE (t-r);

RED_ALERT_2 {r} = serve al ricevitore di una connessione di tipo QoS (i-j) a comandare alle connessioni di tipo BE del suo cluster di portarsi al valore minimo di bit rate per recuperare la qualità della connessione;

RED_ALERT_3 {r} = serve al ricevitore di una connessione di tipo QoS (i-j) a comandare alle connessioni di tipo BE del suo cluster di abbattersi per recuperare la qualità della connessione.

CAPITOLO 4

SIMULAZIONE DEL PROTOCOLLO E RISULTATI

4.1 DESCRIZIONE DEL SIMULATORE

4.1.1 Introduzione

Il simulatore che si è realizzato è stato ottenuto utilizzando il linguaggio di programmazione C++. Non tutte le parti del protocollo descritto nel Cap.3 sono state sviluppate. In particolare si è cercato di analizzare la parte principale e cioè quella relativa alle procedure di adattamento dei cluster (di trasmissione e ricezione) e delle trasmissioni di un nodo. Non verranno analizzati problemi relativi alla stima dell'interferenza che si suppone essere non soggetta ad errori e che quindi le connessioni trasmettano sempre al bit rate che gli è stato concesso. Si suppone che i canali siano ideali e quindi che non ci siano problemi di errori sia nei dati che nei segnali ricevuti e che gli stessi non sono soggetti ad errori dovuta a collisioni. Per questo non vengono sviluppate le procedure di allarme presentate alla fine della descrizione del protocollo. Inoltre non sarà sviluppata la procedura del tentativo di aumento del bit rate da parte di una connessioni di tipo Best Effort.

Lo scopo che si vuole prefiggere la simulazione è quello di quantificare il miglioramento che l'applicazione del protocollo di assegnazione distribuita delle risorse ha sul numero di connessioni totali che si riescono ad instaurare nel sistema. Inoltre si vuole analizzare l'effetto che la scelta del margine Δ del rapporto segnale-interferenze (SINR) ha sulle prestazioni della rete (sempre valutata sul numero totali di connessioni instaurate). Infine si vuole trovare quale parametro del sistema ne caratterizza le prestazioni e determinare una possibile soluzione per il miglioramento delle stesse.

4.1.2 Assunzioni della simulazione

In base ai risultati di dimensionamento ottenuti nel par.3.1.4 si assume che la dimensione del raggio del cluster UWB sia di 10 metri in modo da garantire la possibilità di effettuare connessioni ad un bit rate di 1024 Kb/s anche con un SINR = 16 dB. In questo modo se si ipotizza di avere una probabilità di errore relativa ad un SINR = 12 dB, come è stato scelto in [4], allora si hanno a 4 dB di margine sul rapporto segnale-interferenze. Assunte tali dimensioni per il cluster UWB, si è analizzata una superficie quadrata di rete di $(30\text{m} * 30\text{m}) = 900 \text{ m}^2$. Tale area è stata divisa in una matrice con elementi unitari di superficie di $(1\text{m} * 1\text{m})$ ed ipotizzando la presenza di un nodo in questi elementi unitari, si ottiene che la distanza minima fra due nodi e quindi quella fra due connessioni è di 1m (fig.4.1). Si è assunta che la probabilità di una richiesta di connessione e quindi della presenza di un nodo nel relativo elemento unitario di superficie è data dalla distribuzione di Poisson con frequenza di nascita $\lambda = 0.0333$ (stesso valore fornito in [4]). Una volta che il nodo è presente nella rete e che quindi ha una connessione attiva la probabilità di avere una nuova richiesta di connessione da quel nodo è ancora data dalla distribuzione poissoniana descritta sopra, ma con un fattore moltiplicativo pari a 10.

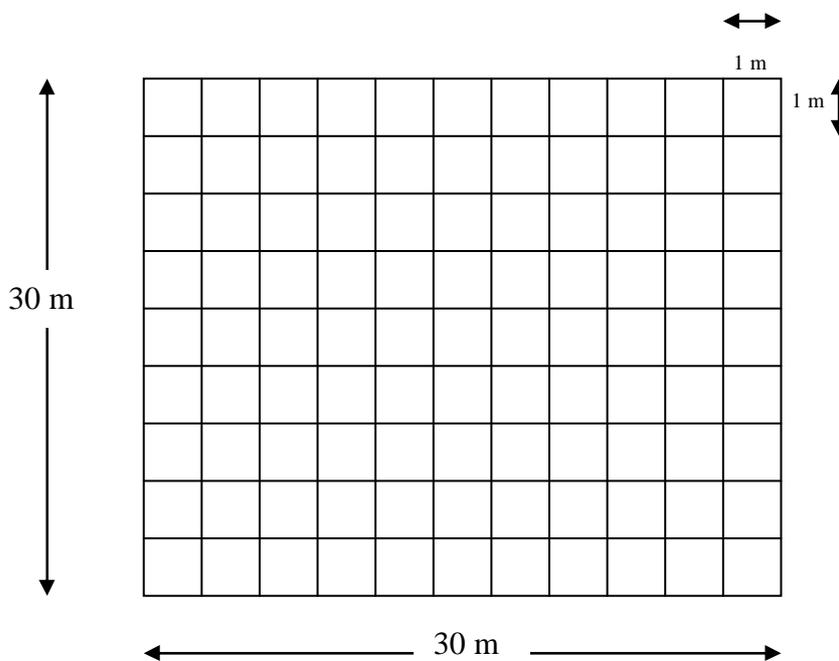


Fig.4.1. Struttura e dimensioni dell'area di superficie considerata nella simulazione.

Naturalmente, come già descritto nel protocollo, non è detto che la richiesta di connessione si trasformi in un tentativo di set up, poiché può esserci il blocco da parte di un altro tentativo già attivo nella zona descritta in 3.2.9. Per questo motivo in un periodo di tempo in cui sono nate più richieste di set up ne viene scelta in modo casuale una come prima richiesta (e quindi in grado di bloccare le altre) e da questa inizia la procedura che elimina i set up concorrenti. Alla fine di tale procedura sono presenti nella rete solo richieste di set up non concorrenti. La posizione del nodo ricevitore, la cui distanza è al massimo di 10 metri, è scelta in maniera casuale fra gli elementi della matrice che rappresentano la rete. Poiché la scelta random coincide con una distribuzione uniforme delle distanze, si ha che il valor medio della dimensione delle connessioni durante la simulazione è di 5 metri. La durata media della connessione ha distribuzione esponenziale decrescente con valore $\mu = 180$ sec. Il tempo di un periodo è di 20 sec. per una durata complessiva della simulazione di 1800 sec. (per cui 90 periodi) che determinano una richiesta di set up ogni circa 2.8 sec.

Le richieste di connessione sono differenziate in Qualità di Servizio (QoS) e Best Effort (BE) secondo le caratteristiche già descritte nel par.1.2.3.3, e si assume che sul totale il 40% rappresenti richieste di tipo QoS ed il restante 60% di tipo BE. Per quanto riguarda il primo tipo di connessioni si ipotizza che la richiesta della risorsa (il bit rate) sia variabile fra 16 gamme di valori che vanno da 64 Kb/s a 1024 Kb/s con passo di 64 Kb/s, mentre per quelle di tipo Best Effort va definito anche il limite inferiore di risorsa accettabile sotto il quale la connessione o non entra nel sistema (nel caso di adattamento del valore della richiesta) oppure viene abbattuta (nel caso di riadattamento di un connessione già presente nel sistema). In particolare si ipotizza che la richiesta di bit rate sia variabile fra 9 gamme di valori che vanno da 512 Kb/s a 1024 Kb/s con passo di 64 Kb/s, mentre il limite inferiore del bit rate è anche esso variabile da connessione a connessione fra una gamma di 9 valori e può andare da 32 Kb/s a 160 Kb/s con passo di 16 Kb/s. Infine si assume che durante le tre procedure di adattamento il passo di diminuzione del bit rate sia pari a 16 Kb/s.

4.1.3 Descrizione generale del programma di simulazione

Per quanto riguarda lo sviluppo delle procedure si basa sulla descrizione delle stesse data nel Cap.3 e quindi possono essere capite analizzando i relativi diagrammi di flusso. Anche per il richiamo delle procedure di adattamento esse si basano sulle 4 condizioni descritte nel par.3.2.2.

L'unica parte del simulatore che necessita di una descrizione più approfondita è quella relativa alla struttura dati utilizzata per gestire le informazioni necessarie al sistema. Come già detto nel paragrafo precedente la rete è rappresentata tramite una griglia e quindi per la sua rappresentazione viene utilizzata una matrice $n*n$ i cui elementi saranno indirizzati attraverso gli indici di riga e di colonna. Ogni elemento della matrice è un record che rappresenta lo stato di quell'elemento della rete, dove i campi del record contengono le seguenti informazioni:

pot	inter	n°tr	n°ric	n°vic	p.vic	p.tr	p.ric
-----	-------	------	-------	-------	-------	------	-------

Fig.4.2. Struttura del record che mantiene le informazioni relative ad un elemento della matrice che rappresenta la rete.

pot = potenza media emessa dal nodo;

inter = ampiezza al quadrato dell'interferenza presente al nodo;

n°tr = numero di trasmissioni uscenti dal nodo;

n°ric = numero di ricezioni entranti nel nodo;

n°vic = numero di nodi *vicini* (nel raggio di dimensione di 10 m.) in fase di trasmissione;

p.vic = puntatore alla lista che contiene informazioni sui nodi *vicini* in fase di trasmissione;

p.tr = puntatore alla lista che contiene informazioni sulle trasmissioni del nodo;

p.ric. = puntatore alla lista che contiene informazioni sulle ricezioni del nodo;

Se in una posizione della rete un nodo non è presente, allora i campi del record nel corrispondente elemento della matrice di rete sono vuoti ed i puntatori alle liste sono NULL. Per quanto riguarda le tre liste introdotte esse contengono le seguenti informazioni:

rig	col	pot	dist	next
-----	-----	-----	------	------

vicino

Fig.4.3. Elemento della lista dei vicini in fase di trasmissione.

rig,col = coordinate (riga e colonna) della posizione nella matrice di rete del vicino in fase di trasmissione;

dist = distanza del vicino;

next = puntatore al successivo della lista;

rig	col	pot	classe	dist	R	R _{min}	next
-----	-----	-----	--------	------	---	------------------	------

trasmissione

Fig.4.4. Elemento della lista delle trasmissioni del nodo.

rig,col = coordinate (riga e colonna) della posizione nella matrice di rete del ricevitore della trasmissione;

pot = potenza media emessa per la trasmissione;

classe = identificativo della classe di servizio della trasmissione (BE = 0, QoS = 1);

dist = distanza del ricevitore della trasmissione;

R = bit rate a cui si trova la trasmissione;

R_{min} = bit rate minimo a cui può arrivare la trasmissione (nel caso di QoS è lo stesso valore del bit rate);

next = puntatore al successivo elemento della lista;

rig	col	pot	classe	dist	R	R _{min}	interf	margin	next
-----	-----	-----	--------	------	---	------------------	--------	--------	------

ricezione

Fig.4.5. Elemento della lista delle ricezioni del nodo.

rig,col = coordinate (riga e colonna) della posizione nella matrice di rete del trasmettitore della ricezione;

pot = potenza media emessa dal trasmettitore della ricezione;

classe = identificativo della classe di servizio della ricezione (BE = 0, QoS = 1);

dist = distanza del trasmettitore della ricezione;

R = bit rate a cui si trova la ricezione;

R_{\min} = bit rate minimo a cui può arrivare la ricezione (nel caso di QoS è lo stesso valore del bit rate);

interf = ampiezza al quadrato dell'interferenza che si ha sulla connessione fra il trasmettitore (rig,col) ed il ricevitore;

margin = margine in ampiezza al quadrato che la connessione fra il trasmettitore (rig,col) ed il ricevitore può fornire a meno del fattore di guadagno g;

Gestendo in questo modo la rete ad ogni istante è possibile accedere a qualsiasi informazione necessaria per sviluppare l'algoritmo che implementa il protocollo.

4.2 RISULTATI E CONCLUSIONI

4.2.1 Risultati della simulazione

Attraverso l'utilizzazione del simulatore descritto nel paragrafo precedente si sono studiate le prestazioni della rete ed i vantaggi che l'introduzione del protocollo porta al numero totale delle connessioni instaurate. Come primo risultato si è cercato di dimensionare il valore del margine Δ che può essere fornito all'SINR e vedere se questa scelta porta ad un miglioramento delle prestazioni del sistema; in particolare si è confrontato il numero totale di connessioni instaurate utilizzando diversi valori di margine ($\Delta=1, 2, 3$ o 5 dB) oppure non utilizzando alcun margine ($\Delta=0$). Come si può notare in fig.4.5 la differenza sostanziale si ha usando oppure no il margine. Infatti scegliendo $\Delta=0$ si ottiene che il numero di connessioni che si riescono ad instaurare è poco più della metà (si ha una differenza del 40%) rispetto al caso in cui si utilizza un margine Δ sull'SINR di 1dB. Aumentando il valore del margine non si ottiene un netto miglioramento come nel caso precedente e così passando da $\Delta=1$ a $\Delta=2$ si ha un aumento delle connessioni instaurate di circa il 5%. Infine passando da $\Delta=2$ a $\Delta=3$ l'aumento delle connessioni instaurate è ancora minore ottenendo un incremento di poco superiore all'1%. Utilizzando poi un $\Delta=5$ si ha addirittura una diminuzione delle connessioni instaurate.

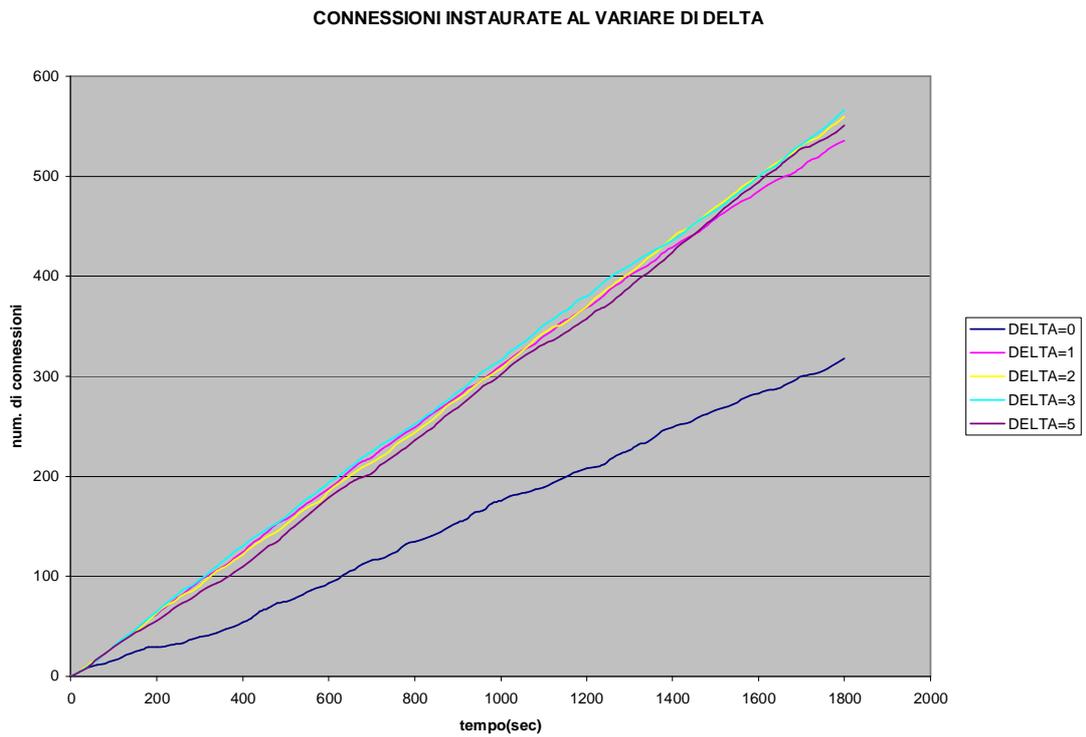


Fig.4.5. Numero di connessioni instaurate nel tempo al variare del margine Δ

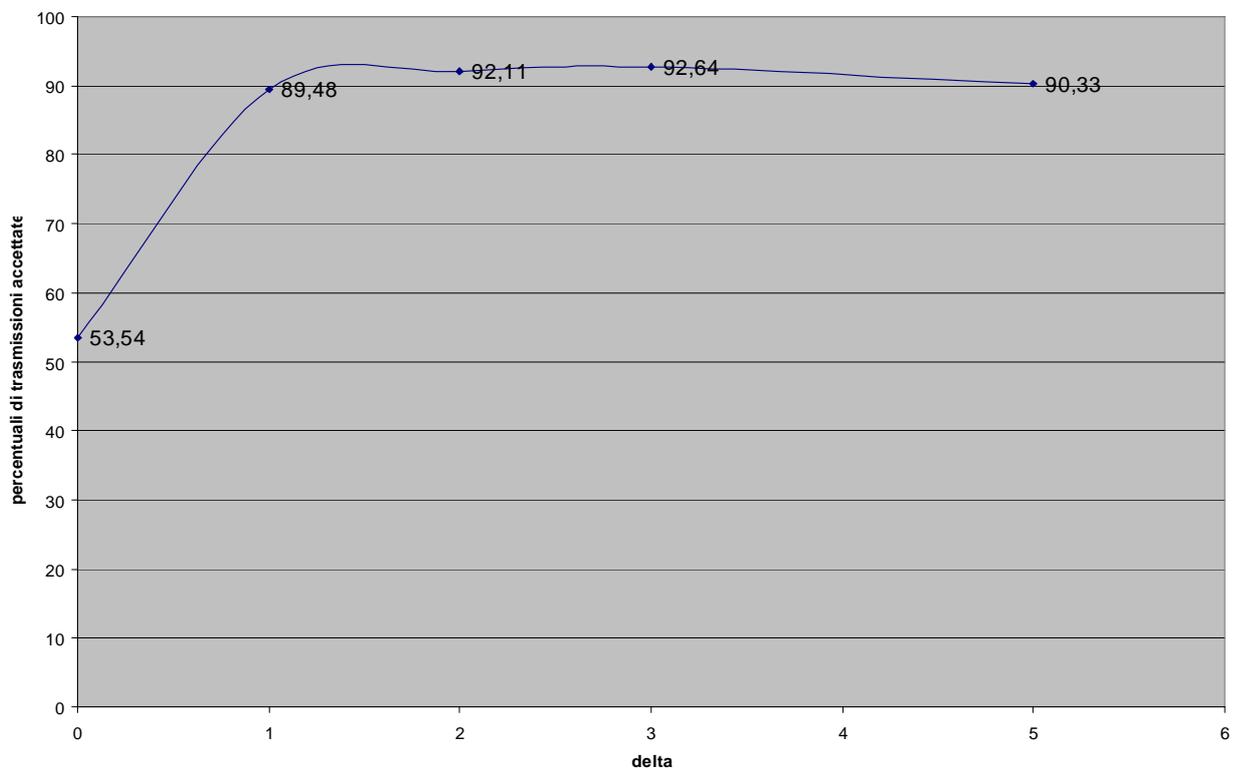


Fig.4.6. Numero di connessioni instaurate nel tempo al variare del margine Δ

Per cui non è necessario scegliere un valore del margine Δ elevato per ottenere delle prestazioni del sistema nettamente migliori. Dal grafico di fig.4.5 si può vedere che

l'aumento del margine sull'SINR oltre un certo valore inizia a far degradare le prestazioni del sistema. Infatti ponendo un margine $\Delta=5$ si ha che il totale delle connessioni instaurate subisce una diminuzione (fig.4.6). Questo perché aumentando il margine aumenta di conseguenza il SINR con cui vengono tentate le instaurazioni delle connessioni e di conseguenza la potenza necessaria per queste. Ciò determina una crescita delle connessioni rifiutate poiché l'aumento della potenza necessaria per la trasmissione provoca sia l'aumento dell'interferenza generale nel cluster di trasmissione ma anche occupa più risorsa disponibile al nodo e quindi limitando successive richieste di connessioni (inoltre è più probabile che la potenza necessaria ecceda il limite dell'FCC e che quindi debba essere rifiutata subito). Per cui la scelta ottima di Δ ottenuta per via sperimentale si orienta per un valore compreso fra 2 e 3 dB.

Un ulteriore risultato che si è analizzato è il numero di richieste di connessioni che per instaurarsi utilizzano il protocollo sempre al variare del margine Δ ; questo risultato è importante perché crescendo il numero di utilizzazioni del protocollo cresce la segnalazione conseguente ed in caso di canali non più ideali, quindi soggetti a collisione, mantenere una ridotta segnalazione può portare ad un minor numero di pacchetti di segnalazione persi per collisione e a tutti i conseguenti vantaggi che si possono avere con un minor scambio di segnalazione.

Per questo sono riportati nelle figg.4.7 i risultati relativi alla percentuale di utilizzazione del protocollo al variare di Δ .

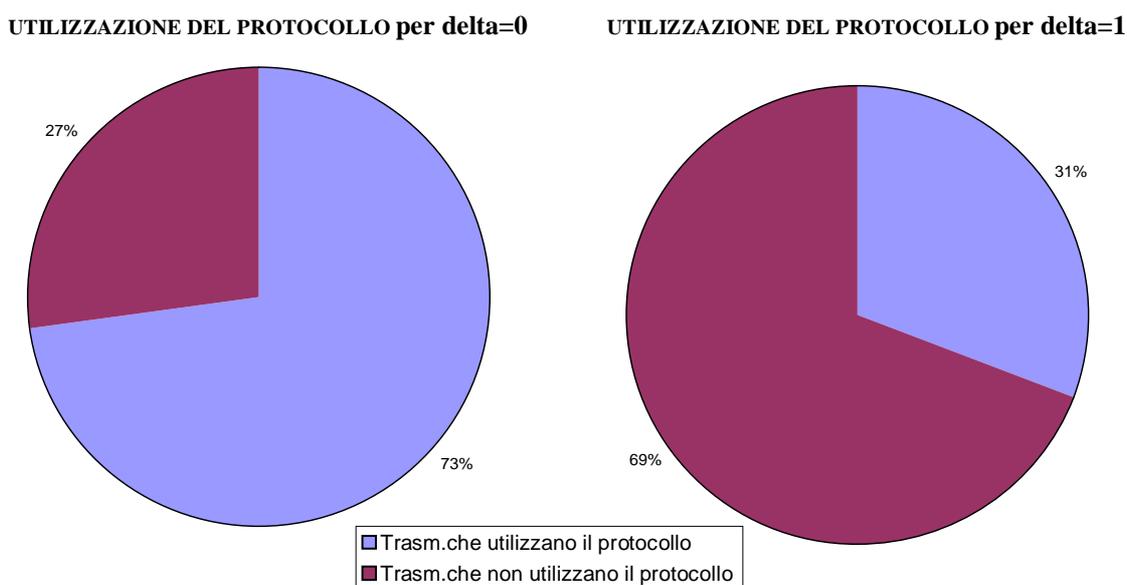


Fig.4.7(a). Percentuale delle connessioni che utilizzano il protocollo per valori di margine $\Delta = 0$ dB e $\Delta = 1$ dB.

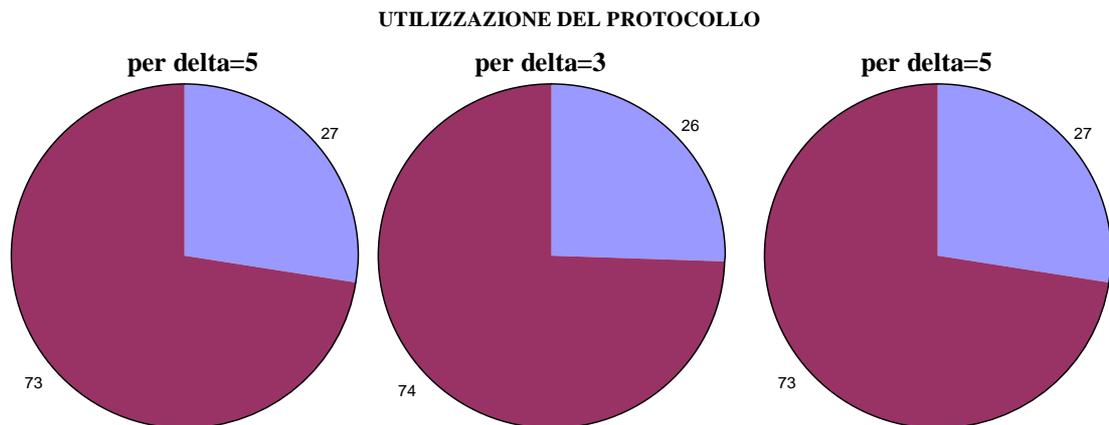


Fig.4.7(b). Percentuale delle connessioni che utilizzano il protocollo per valori di margine $\Delta = 2$ dB, $\Delta = 3$ dB e $\Delta = 5$ dB

Come si può notare la scelta di non adottare il margine ha come ulteriore svantaggio quello di una elevata utilizzazione del protocollo; questo è un risultato logico dato che non usando il Δ ad ogni nuova richiesta di connessione, anche se questa determina una minima interferenza alle connessioni già instaurate, si ha una diminuzione del loro SINR sotto il livello minimo di qualità ($SINR_{RIF}$) ed è quindi necessario riadattare le trasmissioni per poter permettere alla nuova richiesta di entrare nel sistema senza disturbare la connessioni già presenti. Utilizzando invece il margine si ha ancora che la differenza che si ottiene per diversi valori, diminuisce al crescere di Δ . Così si ottiene che passando da $\Delta = 1$ dB a $\Delta = 2$ dB c'è una diminuzione dell'utilizzazione del protocollo del 4%, mentre passando da 2 dB a 3 dB si ha una diminuzione di appena l'1%. Per cui anche da questo punto di vista la scelta ottima del valore di Δ è orientata fra un valore compreso fra 2 e 3 dB.

Passiamo ora ad analizzare i vantaggi che si hanno utilizzando il protocollo confrontando il numero di connessioni che riescono ad essere instaurate. In questo caso si analizzano i dati relativi ai primi quattro casi di Δ studiati in precedenza. Nel caso di $\Delta = 0$ il vantaggio in termini di percentuale sarà sostanziale visto che il protocollo viene utilizzato in maniera massiccia anche se in termini assoluti (cioè numero totali di connessioni instaurate), come già osservato in fig.4.5, le prestazioni sono scadenti. Come si vede da fig.4.8(a) il numero totale di connessioni che si instaurano grazie al protocollo è circa il doppio del caso in cui non è utilizzato il protocollo.

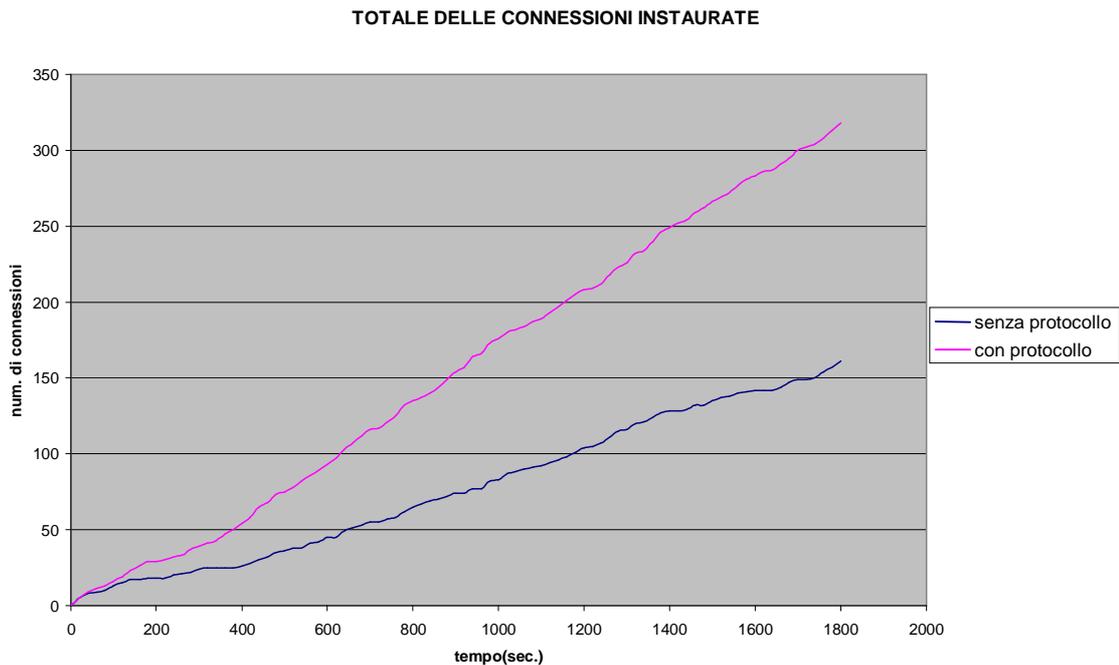


Fig.4.7(a). Numero di connessioni totali instaurate utilizzando o no il protocollo per $\Delta = 0$.

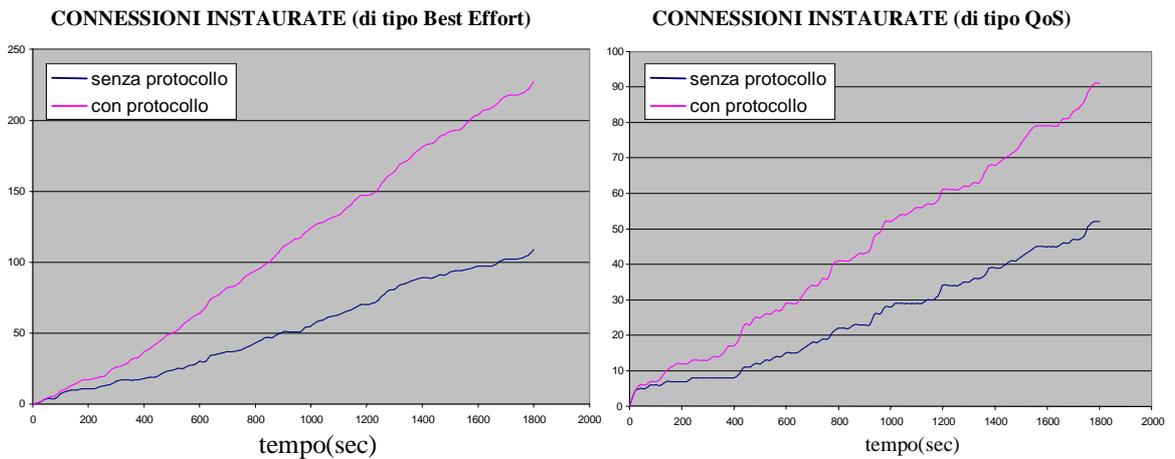


Fig.4.7.(b). Numero di connessioni instaurate utilizzando o no il protocollo per le due classi di servizio nel caso di $\Delta = 0$

In fig.4.7(b) è presentato lo stesso grafico differenziato però nelle due classi di servizio. Come detto però, in termini assoluti, le prestazioni che si ottengono con un margine nullo sono scadenti e questo lo si può notare analizzando la percentuale di connessioni rifiutate sul totale delle richieste di connessioni. Infatti in fig.4.9 sono riportate le percentuali sull'esito del tentativo di connessioni e si può osservare che circa la metà delle richieste di connessioni (47%) viene rifiutato dal sistema. Utilizzando invece un margine $\Delta=1\text{dB}$ si ha che la differenza fra l'uso o no del protocollo non è più così netta come nel caso precedente (fig.4.10 (a),(b)), mentre in termini assoluti le prestazioni

sono nettamente migliori passando ad una percentuale di connessioni rifiutate del solo 11% (fig.4.11).

RISULTATI DEI TENTATIVI DI CONNESSIONE PER DELTA=0

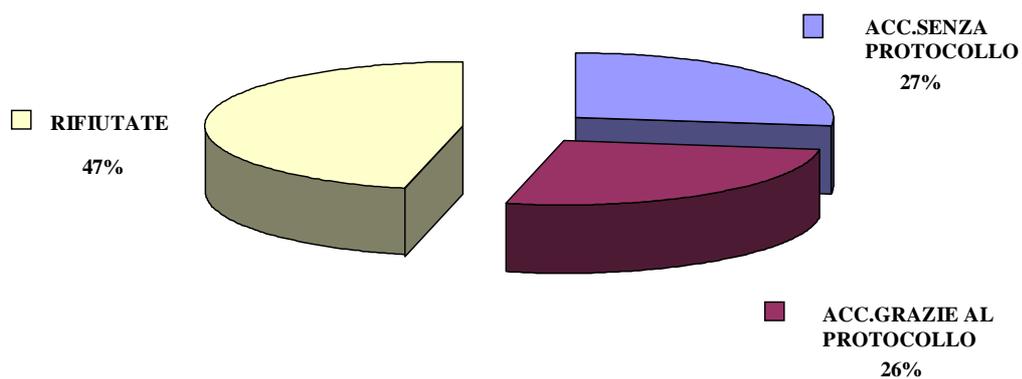


Fig.4.9. Esito dei tentativi di connessione per $\Delta = 0$

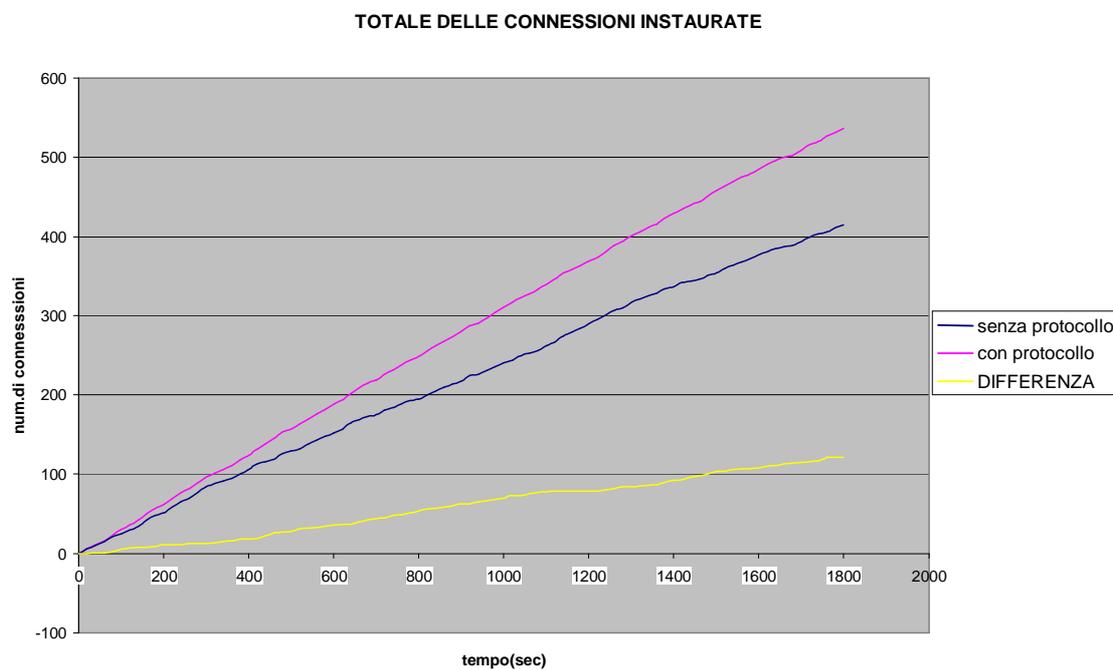


Fig.4.10(a). Numero di connessioni totali instaurate utilizzando o no il protocollo per $\Delta = 1$.

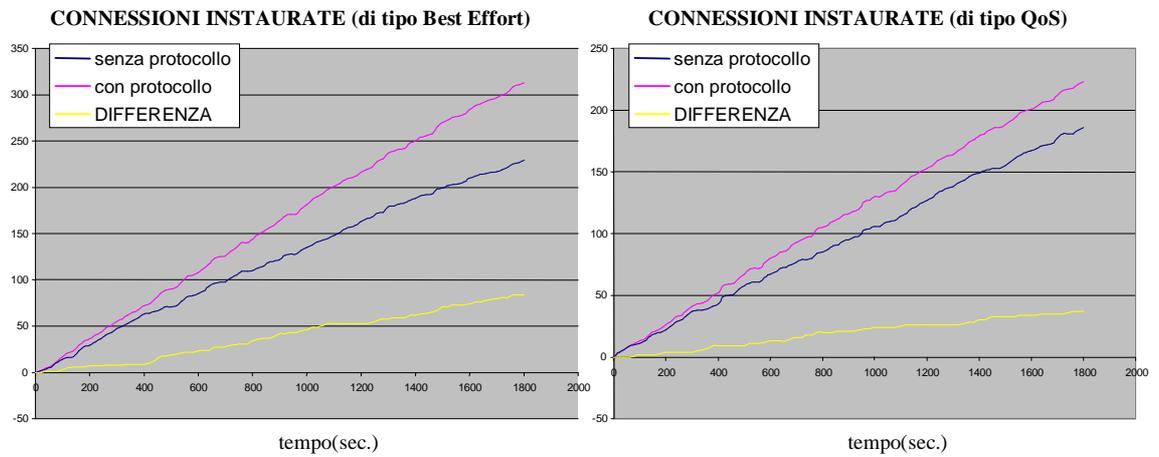


Fig.4.10(b). Numero di connessioni instaurate utilizzando o no il protocollo per le due classi di servizio nel caso di $\Delta = 1$

RISULTATI DEI TENTATIVI DI CONNESSIONE PER DELTA=1

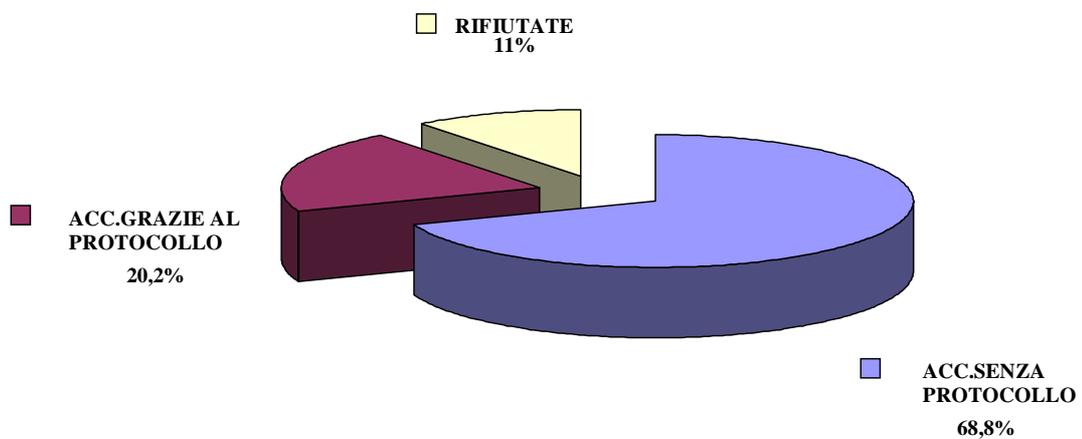


Fig.4.11. Esito dei tentativi di connessione per $\Delta = 1$

Infine sono forniti i risultati ottenuti per $\Delta = 2dB$ (figg.4.12 e fig.4.13) e $\Delta = 3dB$ (figg.4.14 e fig.4.15) dove si ottengono ancora prestazioni migliori (si arriva ad un numero di connessioni rifiutate per $\Delta = 3dB$ del 7%) anche se non c'è un miglioramento netto come nel caso di passaggio da $\Delta = 0dB$ a $\Delta = 1dB$. Quindi si ha un effetto "saturazione" delle prestazioni che confermano la scelta $2dB \leq \Delta \leq 3dB$.

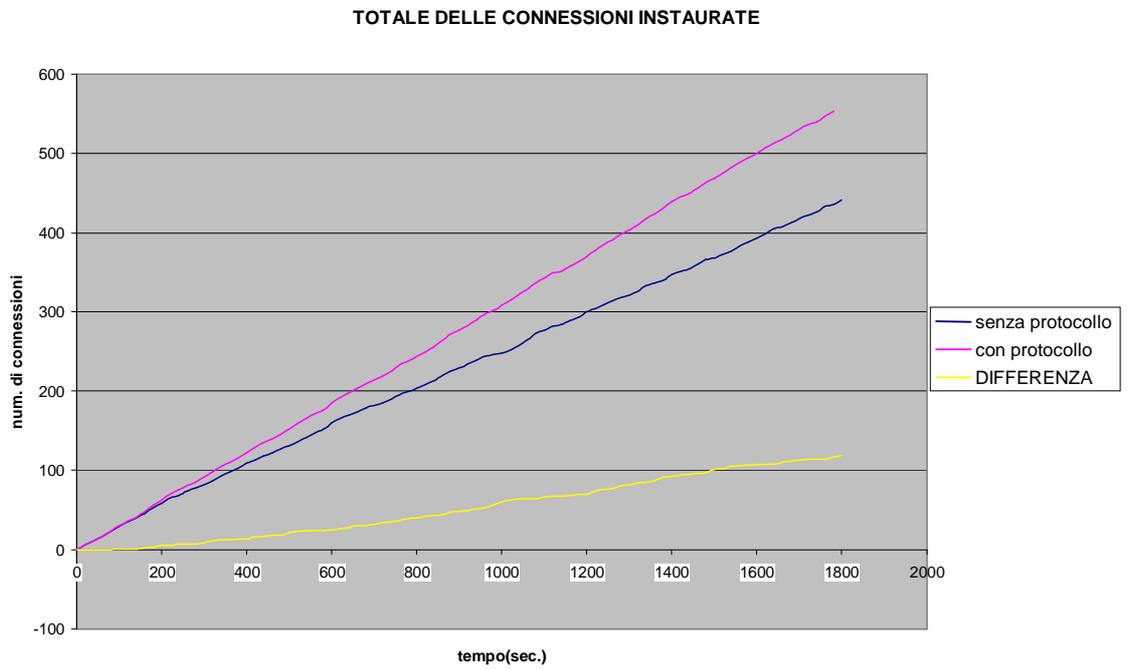


Fig.4.12(a). Numero di connessioni totali instaurate utilizzando o no il protocollo per $\Delta = 2$

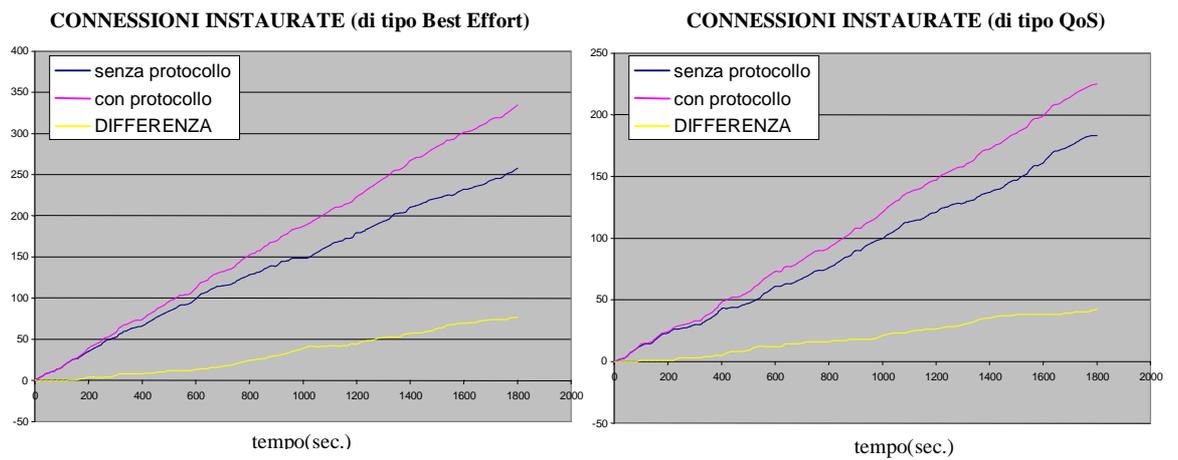


Fig.4.12(b). Numero di connessioni instaurate utilizzando o no il protocollo per le due classi di servizio nel caso di $\Delta = 2$

RISULTATI DEI TENTATIVI DI CONNESSIONE PER DELTA=2

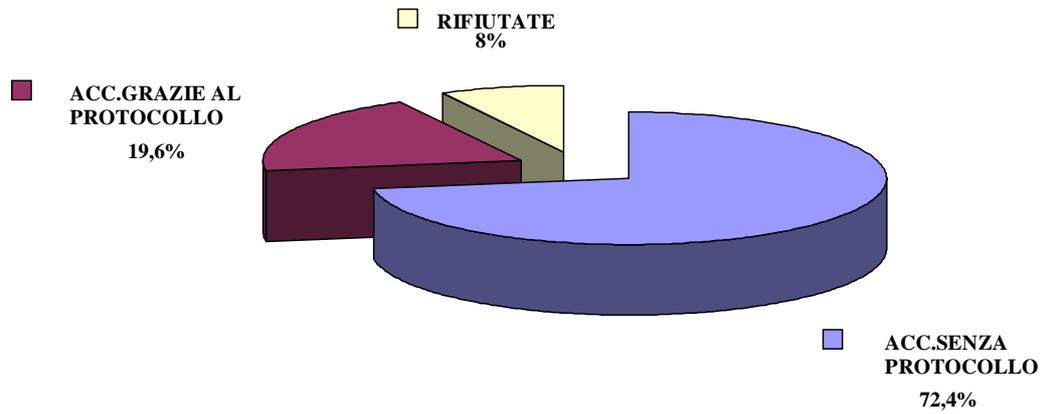


Fig.4.13. Esito dei tentativi di connessione per $\Delta = 2$

TOTALE DELLE CONNESSIONI INSTAURATE

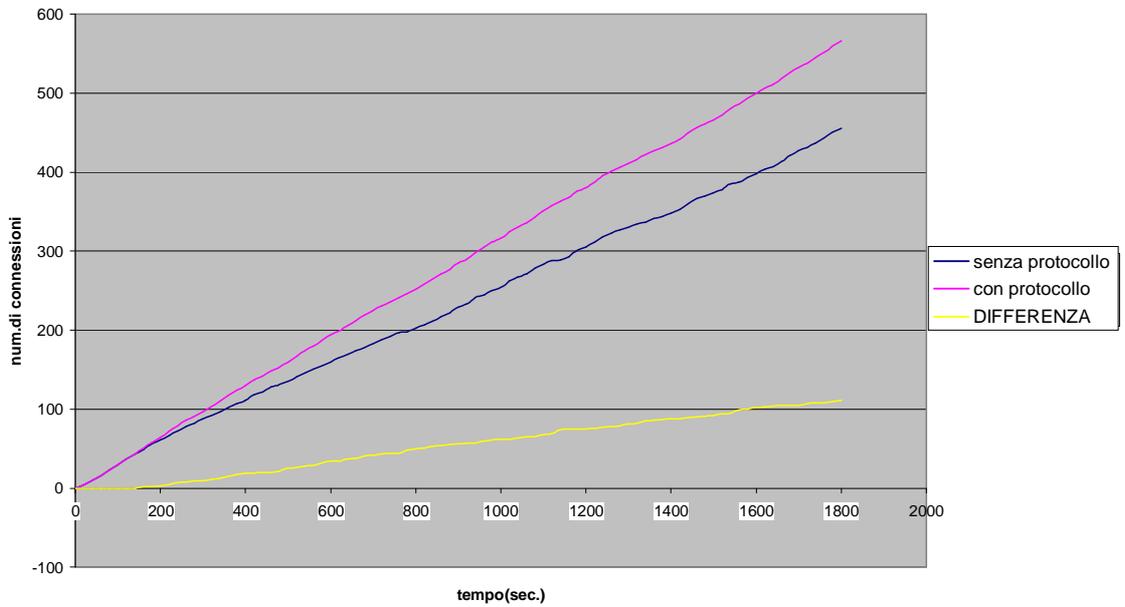


Fig.4.14(a). Numero di connessioni totali instaurate utilizzando o no il protocollo per $\Delta = 3$

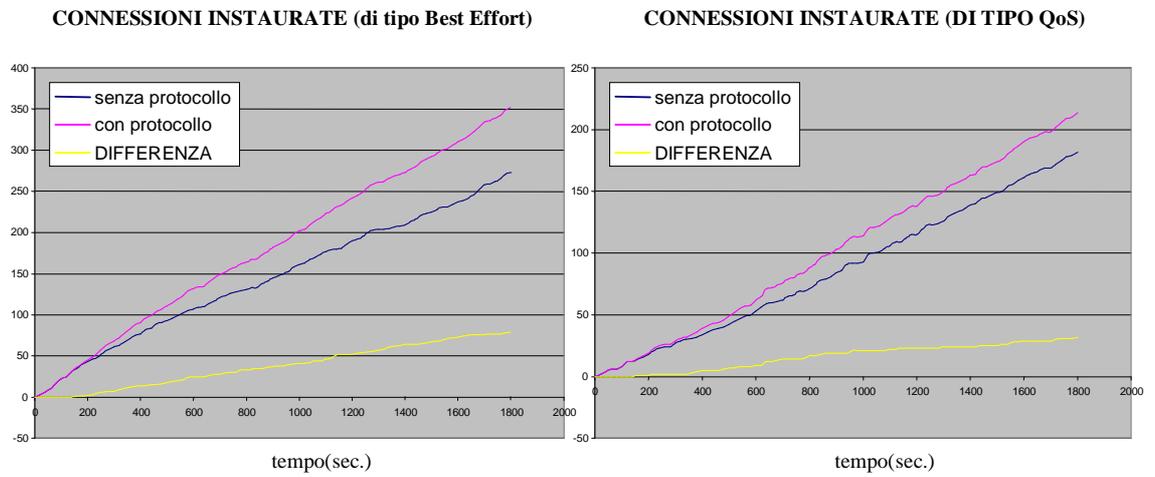


Fig.4.14(b). Numero di connessioni instaurate utilizzando o no il protocollo per le due classi di servizio nel caso di $\Delta = 3$

RISULTATI DEI TENTATIVI DI CONNESSIONE PER DELTA=3

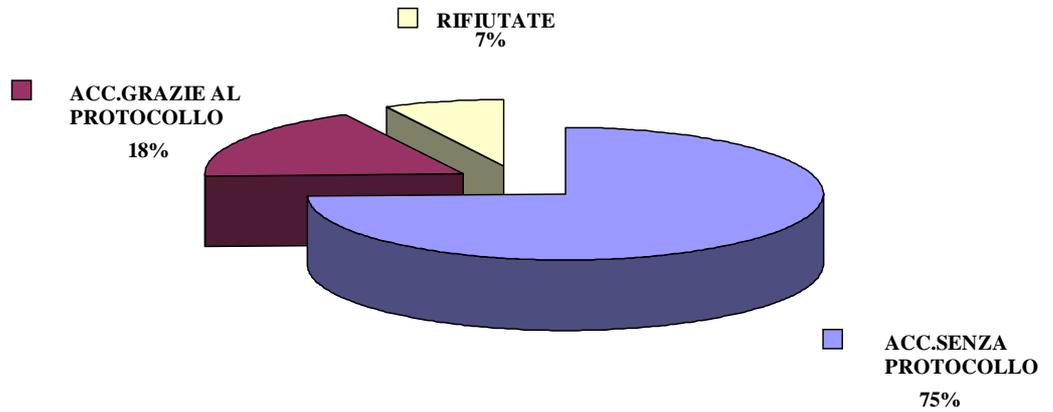


Fig.4.15. Esito dei tentativi di connessione per $\Delta = 3$

4.2.2 Considerazioni sulle prestazioni del sistema causate dall'interferenza

Durante le simulazioni dell'evoluzione della rete si è riscontrata una forte variabilità dei risultati ottenuti fra una prova e l'altra. Questo fatto è dovuto a come si distribuiscono nello spazio e nel tempo le richieste di connessioni. Questo perché come era da attendersi dal modello di strato fisico dell'SINR e come già messo in evidenza in [4], le prestazioni sono fortemente dipendenti dall'interferenza. Infatti una volta che una zona di rete è "satura", cioè il numero di connessioni di tipo QoS ha esaurito la risorsa disponibile (la potenza di trasmissione), allora qualsiasi altro tentativo di connessione che viene fatto in quella zona non può essere accettato.

Per cui le prestazioni del sistema sono fortemente legata alla topologia della rete a causa del forte impatto che l'interferenza da altre trasmissioni UWB ha sull'SINR delle comunicazione. In particolare la vicinanza di un'altra trasmissione UWB già attiva impedisce l'ingresso nel sistema di una nuova connessione. Come si può notare in fig.4.16 l'effetto di una nuova trasmissione sul rapporto segnale-interferenze di una connessione è fortemente dipendente dalla distanza fra le due connessioni.

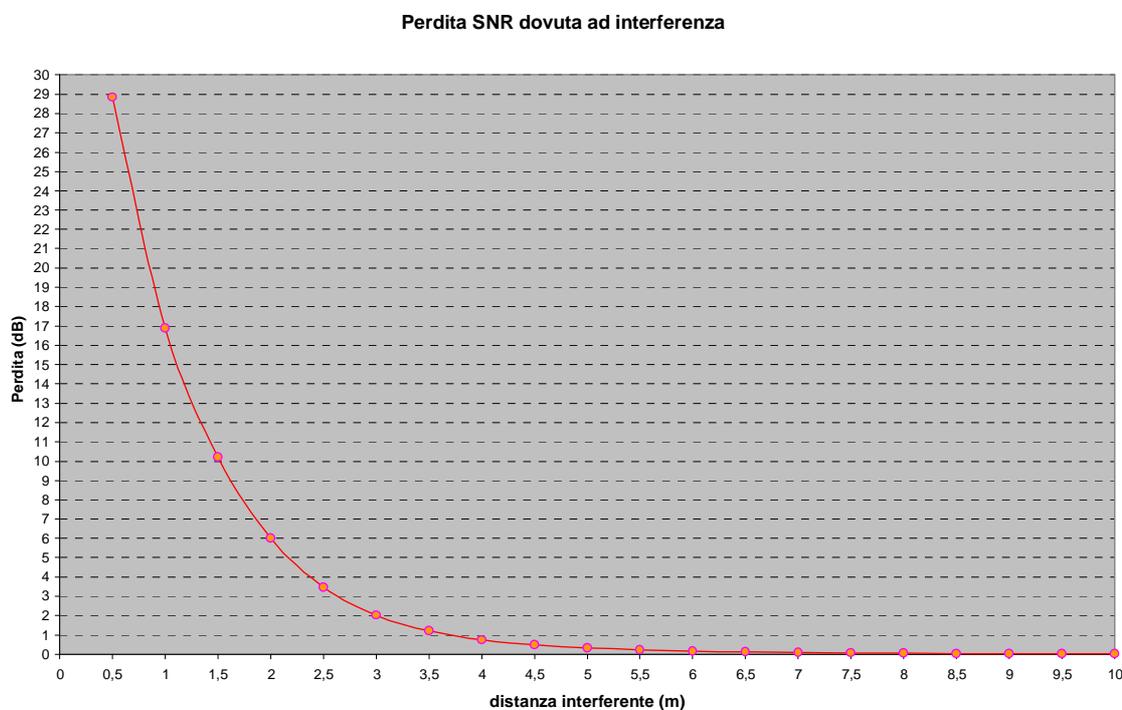


Fig.4.16. Degradazione dell'SINR di un collegamento in funzione della distanza dell'interferente che trasmette a metà del limite dell'FCC

Infatti un interferente ad appena un metro che emette a metà del limite dell'FCC degrada il SINR della connessione di circa 17dB, un valore che non è recuperabile con l'utilizzo del margine Δ . Per poter accettare una nuova connessione che trasmetta ad una potenza che è metà del limite dell'FCC questa deve trovarsi a $2,5 \div 3$ metri dove la degradazione dell'SINR rientra nei valori del margine scelto.

In base a tali risultati si ha che a livello dello strato MAC il protocollo per il controllo della potenza per minimizzare l'interferenza del sistema non riesce ad ottenere risultati indipendenti dalla topologia e questo per ambienti a dimensioni limitate dove la densità di utenti potrebbe essere molto elevata e quindi la distanza fra unità trasmittenti e quelle riceventi molto piccola (per es. una stanza o un aula) è un fatto che limita le prestazioni del sistema.

L'idea che si potrebbe seguire è quella di minimizzare l'interferenza abbassando la potenza di trasmissione sfruttando a livello di instradamento dei percorsi più brevi per giungere a destinazione (*multihop*). Infatti con collegamenti più brevi la potenza necessaria al singolo *hop* diminuisce in maniera consistente con il vantaggio di non provocare più la forte degradazione ad eventuali connessioni presenti a distanze molto vicine. Allo scopo di testare questa ipotesi si è analizzato la situazione rappresentata in fig.4.17 dove nei pressi di un collegamento attivo si pone un trasmettitore interferente ad 1 metro che emette ad un bit rate di 1024 Kb/s verso un ricevitore la cui distanza varia da 10 metri fino ad 1 metro. Sotto questa condizione si è analizzato come cambia la degradazione sull'SINR del collegamento attivo (fig.4.18).

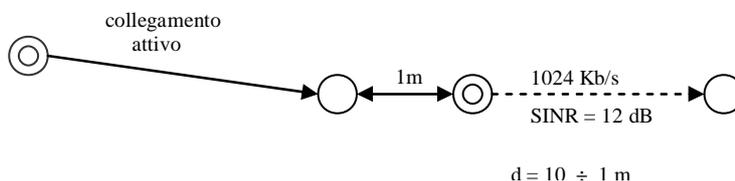


Fig.4.17. Disposizione delle connessioni nella rete nell'analisi della degradazione dell'SINR.

guadagno sulla degradazione dell'SINR al diminuire della distanza del collegamento dell'interferente

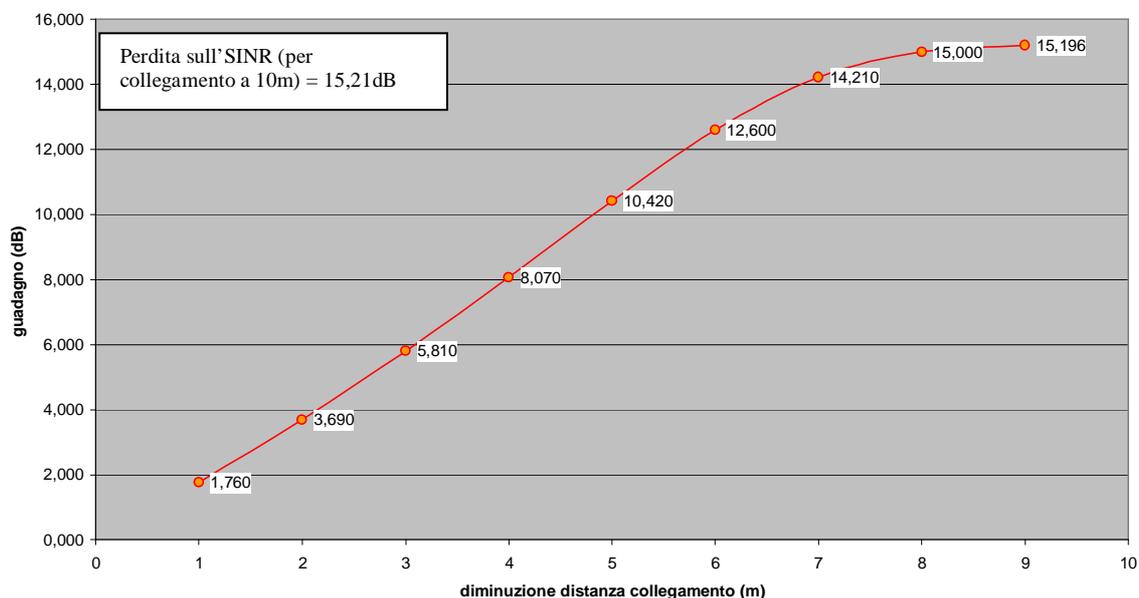


Fig.4.18. Diagramma del guadagno sull'SINR quando la connessione interferente varia la potenza in seguito alla diminuzione della distanza del ricevitore (situazione che può verificarsi in seguito ad un nuovo instradamento della connessione che non avviene più con un singlehop ma attraverso un multihop).

Come si può notare dalla tabella 4.1(ultima colonna) il guadagno sulla degradazione dell'SINR può arrivare fino a 15,196 dB, nel caso si passi da un collegamento di 10m. ad uno di 1m., e poiché la perdita sull'SINR del collegamento utile nel caso di 10m. è di 15,21 dB si ha che la perdita sull'SINR causata da un interferente diventa trascurabile (0,014 dB).

Distanza del ricevitore nel collegamento interferente (m)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 0,5m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 1m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 2m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 3m.) (dB)	Guadagno sulla degradazione dell'SINR rispetto al ric. a 10m. (caso interf. a 1m.) (dB)
10	27,124	15,21	4,79	1,45	-----
9	25,3	13,45	3,65	1,0055	1,760
8	23,26	11,52	2,61	0,655	3,690
7	20,95	9,4	1,71	0,395	5,810
6	18,31	7,14	1,01	0,22	8,070
5	15,21	4,79	0,514	0,107	10,420
4	11,515	2,61	0,22	0,09	12,600
3	7,13	1	0,07	0,012	14,210
2	2,61	0,21	0,014	0,003	15,000
1	0,21	0,014	0,0027	0	15,196

Tabella.4.1. Risultati relativi alla situazione topologica descritta in fig.4.17.

Analizzando anche il caso più sfavorevole quello in cui la potenza dell'interferente è dimensionata, nel caso di 10 metri, al limite massimo consentito dall'FCC (perché l'interferenza al suo ricevitore non è più nulla e quindi è costretto ad aumentare la potenza trasmessa) si ottiene ancora un consistente vantaggio diminuendo la distanza del collegamento interferente (fig.4.19 e tabella 4.2).

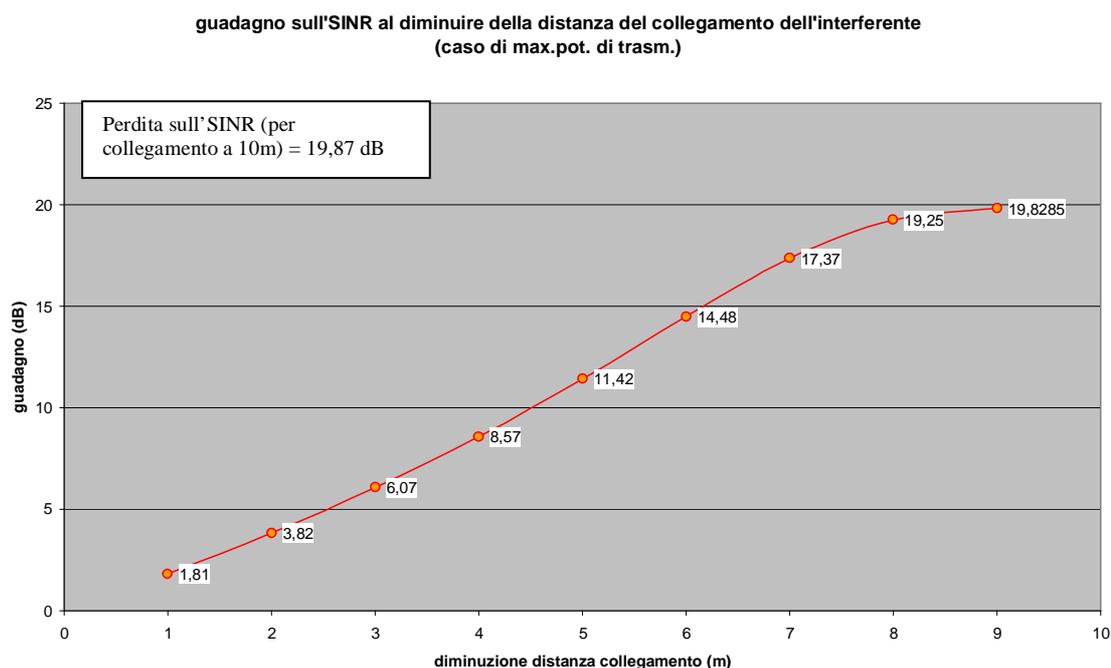


Fig.4.19. Diagramma del guadagno sull'SINR quando la connessione interferente varia la potenza in seguito alla diminuzione della distanza del ricevitore nel caso in cui il dimensionamento della potenza interferente è pari al limite dell'FCC.

Distanza del ricevitore nel collegamento interferente (m)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 0,5m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 1m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 2m.) (dB)	Perdita dell'SINR del collegamento attivo(caso di interf. a 3m.) (dB)	Guadagno sulla degradazione dell'SINR rispetto al ric. a 10m. (caso interf. a 1m.) (dB)
10	31,87	19,87	8,45	3,4	-----
9	30,04	18,06	6,93	2,5	1,81
8	28	16,05	5,39	1,72	3,82
7	25,7	13,8	3,87	1,087	6,07
6	23,02	11,3	2,5	0,62	8,57
5	19,87	8,45	1,38	0,31	11,42
4	16,06	5,39	0,62	0,13	14,48
3	11,28	2,5	0,21	0,0415	17,37
2	5,39	0,62	0,0415	0,0082	19,25
1	0,62	0,0415	0,0026	0	19,8285

Tabella.4.2. Risultati relativi alla situazione topologica descritta in fig.4.17 nel caso in cui il dimensionamento della potenza interferente è pari al limite dell'FCC.

4.2.3 Conclusioni

Nel lavoro svolto si è cercato di applicare la tecnica di trasmissione Ultra-Wideband ad una rete multiutente sfruttando come tecnica di accesso multiplo il Time-Hopping CDMA. In particolare si è realizzato un protocollo di strato MAC per la gestione distribuita delle risorse allo scopo di soddisfare le linee guida fornite dal progetto di ricerca “Whyless.com”. Scopo del protocollo è stato quello di controllare la potenza emessa da ogni utente al fine di diminuire il valore di potenza in aria e di conseguenza l’interferenza che una nuova connessione provoca sulla qualità delle connessioni già attive nella rete. Si sono così analizzate le prestazioni della rete in termini di numero totale di connessioni accettate nel caso di applicazione o no del protocollo progettato. Inoltre si è dimensionato il parametro Δ del protocollo che costituisce il margine da fornire all’SINR per il dimensionamento della potenza di una connessione in modo che questa possa accettare altre trasmissioni senza degradare troppo la qualità della sua connessione.

Si è così ottenuto che il protocollo fornisce un aumento (tra il 18 e il 20 %) del numero delle connessioni che si riescono ad instaurare, ma allo stesso tempo si è osservato che le prestazioni sono fortemente legate alla posizione relativa dei trasmettitori e ricevitori nella rete e che nel caso di un interferente vicino la degradazione della qualità di una connessione dovuta all’interferenza non è recuperabile neanche con l’applicazione del protocollo determinando un limite alle prestazioni della rete soprattutto in ambienti di dimensioni limitate (per es. stanze, aule acc.) dove gli utenti possono trovarsi a distanze molto ridotte.

A tale scopo si è esaminato il valore della degradazione sull’SINR che si ha a causa dell’interferenza. Si è così visto che il recupero di tale degradazione può essere realizzato solo con una forte diminuzione della potenza della connessione interferente, la quale non può essere ottenuta, come realizzato dal protocollo dello strato MAC, sfruttando la diminuzione del bit rate di trasmissione, ma solo attraverso una diminuzione della distanza del ricevitore della connessione interferente e quindi solo al livello di instradamento, adottando una tecnica di tipo *multihop* che consente di giungere al ricevitore con delle connessioni intermedie di dimensioni inferiori invece di utilizzare una singola connessione diretta.

BIBLIOGRAFIA

- [1] Moe Z. Win e Robert A. Scholtz, "Ultra-Wide Bandwidth Time-Hopping Spread-Spectrum Impulse Radio for Wireless Multiple-Access Communications". In *IEEE TRANS. ON COMMUNICATIONS*, vol.48, pagg. 679-690, Aprile 2000.
- [2] Robert A. Scholtz, "Multiple Access with Time-Hopping Impulse Modulation". In *Proc. IEEE MILCOM'93*, Ottobre 1993.
- [3] Angelo Bernardini, "Lezioni del corso di Sistemi di Telecomunicazione". Edizioni Ingegneria 2000.
- [4] Santosh S. Kolenchery, J. Keith Townsend e Griff Bilbro, "Performance of Local Power Control in Peer-to-Peer Impulse Radio Networks with Bursty Traffic". In *Proc. IEEE GLOBECOM*, pagg.910-916, Novembre1997.
- [5] Santosh S. Kolenchery, J. Keith Townsend e James A. Freebersyser, "A Novel Impulse Radio Network for Tactical Military Wireless Communications". In *Proc. IEEE MILCOM'98*, vol.1, pagg. 59-65, 1998.
- [6] Sandeep Jain e Vinod Sharma, "FAFS: A New MAC Protocol for Wireless ATM". In *IEEE ICPWC'99*, pagg.135-139, Gennaio 1999.
- [7] Jean-François Frigon, Henry C.B. Chan e Victor C.M. Leung, "A Variable Bit Rate Resource Allocation Algorithm for Wireless ATM". In *Proc. IEEE GLOBECOM*, pagg.2673-2677,1999.
- [8] D.Raychaudhuri e N.D.Wilson, "ATM-Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Network". In *IEEE JSAC*, vol.12, pagg.1401-1414, Ottobre 1994.
- [9] J.F.Frigon, H.C.B. Chan e V.C.M. Leung, "Data and Voice Integration in DR-TDMA for Wireless ATM Networks". In *Proc. ICC'99*, Giugno 1999.
- [10] J.F.Frigon, "Dynamic Reservation TDMA Medium Access Control Protocol for Wireless ATM Networks", tesi, Università di British Columbia, Agosto 1998.
- [11] Athanasios Papoulis, "Probabilità, Variabili Aleatorie e Processi Stocastici". Edizione Boringhieri, 1973.
- [12] William C.Y.Lee, "Mobile Communication Engineering". Edizione McGraw-Hill, 1982.
- [13] K.Phalavan, "Trends in Local Wireless Data Network". In *proc. IEEE VTS 46th Vehicular Technology Conf.*, vol.1, pagg. 21-25, 1996.

- [14] Sanjay Lal e Elvino S. Sousa, "Distributed Resource Allocation for DS-CDMA-Based Multimedia ad hoc Wireless LAN's". In *IEEE JOURNAL ON SELECTION AREAS IN COMMUNICATIONS*, vol.17, pagg.947-967, Maggio 1999.
- [15] E.S. Sousa, "Interference Modeling in a Direct-Sequence Spread Spectrum Packet Radio Network". In *IEEE TRANS. ON COMMUNICATIONS*, vol.38, pagg.1475-1482, Settembre 1990.
- [16] J.Whitehead, "Distributed Packet Dynamic Resource Allocation (DRA) for Wireless Network". In *proc. IEEE VTS 46th Vehicular Technology Conf.*, vol.1, pagg.111-115, 1996.
- [17] Cristina Martello, Francesca Cuomo, Andrea Baiocchi, "MAC layer: the functional model and resource management principles". *Internal Report n° 1*, 03 Aprile 2001.
- [18] M.S. Iacobucci e M.G. Di Benedetto, "Time Hopping Codes in Impulse Radio Multiple Access Communication Systems". *International Symposium on 3rd Generation Infrastructure and Service*, 2-3 luglio 2001 Atene.