

Indice generale

CAPITOLO I

1. Mobile Ad-hoc Networks	1
1.1.Introduzione	2
1.2.Ad-Hoc Networks (Principi architetturali)	4
1.3.Problematiche relative alle Ad-Hoc networks	7
1.3.1. Routing e gestione della mobilità	7
1.3.2. Identificativo di terminale	9
1.3.3. Interfaccia radio	10
1.3.4. Gestione della sicurezza	10
1.3.5. Range di trasmissione e controllo di potenza	11
1.4.Ad-Hoc Networks e reti wireless di futura generazione	12

CAPITOLO II

2. Tecnica trasmissiva UWB	14
2.1.Introduzione	15
2.2.Tecniche di accesso multiplo	18
2.2.1. Impulsi UWB e Time-Hopping	18
2.2.2. Schema di modulazione	22
2.3.Ricevitore UWB	24
2.4.Prestazioni in caso di multi-utente	30
2.4.1. SNR all'uscita del ricevitore e P_e	30
2.4.2. Numero massimo di utenti nel sistema	32
2.5.Interferenza UWB verso altre trasmissioni	35
2.5.1. Interferenza di un segnale sinusoidale su una trasmissione UWB	37
2.6.Ulteriori questioni riguardanti la tecnologia UWB	41

CAPITOLO III

3. Progetto Whyless.com	43
3.1.Descrizione introduttiva	44
3.2.Allocazione dinamica delle risorse e ad-hoc networks	45
3.3.Architettura di riferimento ed elementi di rete	47
3.4.Modello funzionale di riferimento	52
3.5.Allocazione dinamica delle risorse tramite RRC	57

CAPITOLO IV

4. Protocolli MAC nelle mobile-multihop-ad-hoc Networks	60
4.1.Introduzione	61
4.2.Protocollo di accesso multiplo: ALOHA	62
4.3.Protocolli di tipo Carrier-Sense (CSMA)	63
4.4.MACA e MACAW (Collision Avoidance MAC protocols)	65
4.5.MACA-BI (MACA-By Invitation)	71
4.6.Standard IEEE 802.11 e protocolli di tipo CSMA/CA	72
4.7.FAMA (Floor Acquisition Multiple Access) Protocol	73
4.8.Protocolli di tipo busy-tone (BTMA e DBTMA)	74

CAPITOLO V

5. Protocollo MAC per il canale di segnalazione comune (PCCC) nel sistema Whyless.com	77
5.1.Introduzione	78
5.2.Segnalazione nel sistema Whyless.com	79
5.3.Ipotesi di sistema	83
5.4.Protocollo FAMA/NCS	88
5.5.Schema di accesso multiplo sul canale di segnalazione : Protocollo pseudo-DBTMA/FAMA	94

CAPITOLO VI

6. Simulazioni del protocollo MAC pseudo-DBTMA/FAMA e considerazioni conclusive	112
6.1. Descrizione della simulazione	113
6.2. Analisi dei risultati	119
6.2.1. Trasmissioni Broadcast	119
6.2.2. Trasmissioni Unicast	121
6.2.3. Risposte ad una trasmissione Broadcast	122
6.3. Protocollo pseudo-DBTMA/FAMA e tecnologia UWB	125
6.4. Conclusioni	134
Bibliografia	135

CAPITOLO 1

Mobile ad-hoc-networks

1.1. Introduzione

L'enorme sviluppo, avutosi negli ultimi decenni, nel campo della microelettronica e della tecnologia integrata a larga scala(VLSI) ha permesso una facile diffusione commerciale di dispositivi di comunicazione e di elaborazione, che prima venivano utilizzati prevalentemente in ambito scientifico e militare.

Il successo di prodotti come PC, laptops, telefoni cellulari ed altri , è stato basato su una continua diminuzione dei loro costi e delle loro dimensioni; sinora l' opportunità di scambiare informazioni tra tali dispositivi era resa possibile nella maggioranza dei casi da connessioni via cavo, recentemente invece si sono moltiplicati gli studi sulla possibilità di utilizzare per questi scambi d'informazione tecniche di tipo *wireless*, per mezzo, cioè, di comunicazioni radio di tipo *short-ad-hoc-range*. Da tutto ciò ci si rende immediatamente conto che il futuro dello sviluppo tecnologico nel campo informativo sarà pesantemente indirizzato verso la soluzioni di tipo *wireless*.

La maggioranza dei sistemi radio attualmente utilizzati , in ambito commerciale, sono basati essenzialmente su architetture radio di tipo cellulare. Una rete mobile instaurata su di una rete dorsale (*backbone*) fissa , utilizza una o più stazioni radio base , localizzate in punti strategici, per provvedere un' adeguata copertura locale del territorio. Gli utenti utilizzano terminali mobili per il loro accesso alla rete , tramite i quali sono connessi, alla rete, per mezzo di un collegamento-radio con le stazioni radio-base; esiste, quindi, una netta differenza concettuale tra i terminali e le stazioni radio-base, infatti una volta registrato alla rete , il terminale vi rimane

“agganciato” tramite i canali di controllo di questa, e le connessioni possono essere instaurate ed abbattute in accordo con i protocolli di accesso a tali canali. Qualsiasi questione, riguardante il controllo del traffico, l’interferenza, l’accesso al canale e l’allocazione di questo in base alle richieste di servizio da parte dei terminali, è controllata esclusivamente e direttamente dalla rete, per mezzo delle stazioni-radio-base.

In netto contrasto con tutto ciò si pongono le *Ad-Hoc-networks*, in cui non vi è alcuna distinzione tra le varie unità radio che compongono la rete, in esse non vi è differenza alcuna (dal punto di vista funzionale, quindi come elementi di rete) tra i terminali e le stazioni radio-base; la rete è composta esclusivamente da un solo tipo di unità radio (*terminode*) in cui sono integrate tutte le funzionalità necessarie e sufficienti per le operazioni di rete (ambiente di tipo *peer-to-peer*), ed inoltre esiste alcun organo centrale di controllo. Da tutto ciò non consegue che tutti i terminali siano identici, alcuni di essi, potranno infatti svolgere funzionalità aggiuntive, aumentando e/o semplificando la capacità operativa dell’intera rete, a patto però che tale valore funzionale aggiunto non sia essenziale per il funzionamento della rete Ad-Hoc.

Ovviamente una tale tipologia di rete non deve essere vista né come una sostituzione e né, tantomeno, come un’alternativa delle attuali reti wireless basate su architetture centralizzate, essa sarà probabilmente la “longa-mano” di queste ultime, in tutti quei casi in cui costi e le necessità dettate dal particolare ambiente di comunicazione richiederanno di seguire un approccio non-centralizzato.

Per questo motivo si vedranno sempre più spesso, probabilmente, reti di tipo Ad-Hoc interconnesse tra di loro tramite le più usuali infrastrutture di

rete oggi utilizzate, come la rete fissa(internet) e quelle cellulari.Nel prossimo paragrafo verranno descritti brevemente i principi di fondo che sono alla base di un' architettura di rete di tipo Ad-Hoc, e tutte le relative problematiche connesse alla sua gestione come rete wireless per le comunicazioni.

1.2 Ad-Hoc-Networks (Principi Architeturali)

L'idea di fondo che è alla base del concetto di una wireless *Ad-Hoc-network* non è recente, infatti già dai primi anni settanta vari progetti di ricerca sono stati portati avanti in tal senso, per quanto riguarda soprattutto l'allocazione delle risorse radio e l'organizzazione di rete, conducendo al primo vero progetto realizzativo di una rete wireless-Ad-Hoc denominato "***Packet Radio Network***".In questo progetto un tale tipo di rete era stata pensata soprattutto per operare in ambito locale, con un numero finito di terminali, che come detto in precedenza, comunicano tra loro senza l'utilizzo di alcuna infrastruttura di rete fissa di tipo *wired*(ad esempio le WLAN dello standard IEEE 802.11).

In seguito, ulteriori sviluppi, verso tale direzione, si sono avuti per applicazioni in campo militare ed in quello della protezione civile, molto interessati ad un tale tipo di soluzione comunicativa in tutti quei casi che richiedevano copertura locale del territorio, facile messa in opera della rete

di comunicazione, bassi costi d'instaurazione e mantenimento, tutti requisiti, questi che con un approccio "classico", come può essere quello cellulare, certamente non potevano essere soddisfatti.

Lo stato attuale delle ricerche nel campo delle reti Ad-Hoc tende ad indirizzarsi verso un loro possibile utilizzo in un ambito non più locale, ma geograficamente più esteso, dove quindi il numero di utenti risulta notevolmente maggiore e può variare nel tempo come, del resto, accade nelle usuali reti radiomobili.

L'estensione dell'area operativa di una rete di tipo Ad-Hoc, porta in risalto, il concetto di *multihop*; infatti l'ovvio limite sul consumo di potenza da parte dei dispositivi radio-portatili porta inevitabilmente ad un range di trasmissione di ognuno di questi molto basso. Quindi se due stazioni, geograficamente fuori dal *range* l'una dell'altra, intendono instaurare una connessione dovranno, per forza di cose, compiere più "salti"(hop, appunto) attraverso dei "*router*", ma data l'essenza di tipo *peer-to-peer* di una rete Ad-Hoc (per definizione), si capisce che i terminali dovranno possedere, come funzionalità di base, oltre a quelle di rice-trasmittitore anche quelle di *router* e, da qui deriva l'enorme differenza concettuale esistente tra tali architetture di rete e quelle attualmente utilizzate(GSM,UMTS,...)per le reti di tipo Wide-Area WLAN. Infatti, come già accennato in precedenza, in queste ultime il terminale mobile è responsabile solo del "primo contatto" con la rete, attraverso la stazione radio-base, e sarà poi compito delle infrastrutture di rete fissa trattare tutti quei problemi quali la localizzazione, l'instradamento, la commutazione, la tariffazione, assegnazione dei canali, la sicurezza, problemi che invece, in un' architettura di tipo peer-to-peer, gestita in

modo completamente distribuito, devono essere svolti dai terminali stessi(Fig1).Se questo elevato grado di complessità dei terminali può essere visto come un freno per lo sviluppo di tali architetture di rete, d'altra parte i considerando che queste non richiedono, per il loro funzionamento, alcuna infrastruttura di rete fissa (come stazioni radio-base, ...), risulta lampante il fortissimo abbattimento dei costi di instaurazione e dipianificazione di una rete simile rispetto quelli, enormi, che occorrono per “mettere in piedi” una rete *wireless* di tipo access-network/core-network a controllo centralizzato.

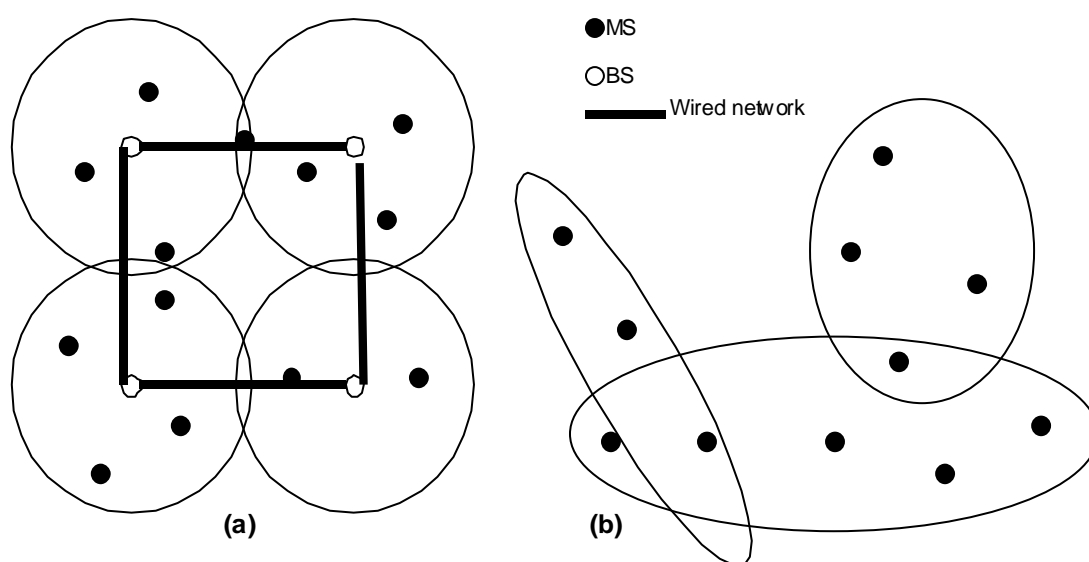


Fig. 1 architettura di rete wireless centralizzato(a), ad-hoc di tipo peer-to-peer(b)

1.3. Problematiche relative alle mobile-ad-hoc-networks

Da quanto è stato detto nel paragrafo precedente si capisce che la natura completamente distribuita di una rete Ad-Hoc porta alla luce tutta una serie di problemi, da aggiungere a quelli “tradizionali” riguardanti le comunicazioni mobili di tipo wireless (controllo di potenza, ottimizzazione di banda, controllo della qualità trasmissiva, etc), la cui risoluzione appare molto complessa. Infatti occorre ripensare in maniera totalmente decentralizzata e terminale-dipendente tutte quelle funzioni come routing, localizzazione, gestione della sicurezza, controllo di traffico che in una rete mobile a controllo centrale sono demandate alle infrastrutture di rete fissa (stazioni-radio-base e core-network). Di seguito viene data una breve descrizione di quelli che sono la maggioranza dei problemi che occorre affrontare e risolvere nel momento in cui si pensa ad un possibile impiego di una rete wireless Ad-Hoc in un area geografica non più strettamente locale.

1.3.1. Routing e gestione della mobilità

Per qualsiasi tipo di rete questa è una funzione fondamentale. Il routing nelle reti Ad-Hoc si fonda principalmente su due cambiamenti rispetto a quello nelle reti *wireless* centralizzate. Per prima cosa, le soluzioni tradizionali (come per esempio nella rete internet ed in quella cellulare) si basano su un rapido scambio di informazioni tra le varie entità di rete riguardanti i cambiamenti topologici assunti dalla rete al variare del tempo ;

ciò è reso possibile, dal fatto che le reti per cui sono stati pensati tali algoritmi di routing hanno un comportamento relativamente stabile. Al contrario, in una rete Ad-Hoc, la topologia è in costante cambiamento, ed è impensabile un continuo scambio d'informazioni, come ad esempio, quelle di controllo tra i terminali riguardo le loro rispettive posizioni e i gli stati di congestione delle loro code di traffico.

In secondo luogo, i tradizionali algoritmi di routing utilizzano in qualche modo dei database, che contengono vari tipi di informazioni, come localizzazione, congestione dei nodi da attraversare ..., e che sono mantenuti sia nei nodi di rete (*router*) sia in particolari nodi di gestione (server di rete). Invece in una rete Ad-Hoc tali database sarebbero difficilmente memorizzabili dai nodi, data la veloce variazione della topologia di rete, e comunque non sarebbero molto affidabili. Per risolvere tali problemi sono stati proposti molti algoritmi di routing, i più interessanti dei quali prevedono l'ottimizzazione di quelli tradizionali (*distance-vector*, *source-routing*) ed addirittura alcuni, richiedono ad ogni terminale, la conoscenza della propria posizione geografica e di quella degli altri terminali e su tali informazioni viene effettuato il routing (*geocasting-routing-algorithm*). E' da considerare inoltre, il fatto che non vi sono elementi di rete che garantiscono un dato servizio, dal momento che tale servizio è garantito finché nella rete vi sono terminali "disposti" a farlo. Occorre, di conseguenza, per poter offrire un servizio accettabile, in termini di perdita, ritardo, banda a tutti quegli applicativi di rete che hanno specifiche esigenze il tal senso, trovare delle soluzioni in cui si incentiva in qualche modo la collaborazione tra i nodi. Infatti il fatto che un terminale debba svolgere un "servizio" per gli altri, fa sì che questo "sprechi" in

qualche modo la risorsa e consumi potenza(quindi durata delle proprie batterie) non per le proprie attività .

In aggiunta a questo, la rete deve poter gestire la mobilità dei terminali, e quindi deve essere in grado di individuare ognuno dei suoi terminali. In particolare se un terminale vuole comunicare con un altro, deve possedere l'”indirizzo” di questo. Pensare di risolvere tale problema attraverso lo scambio broadcast di messaggi di paging in tutta la rete, non è una soluzione scalabile. Nelle reti cellulari, le informazioni circa la localizzazione dei vari terminali, è mantenuta in appositi server di rete centralizzati (ad esempio, HLR del sistema GSM). L'organizzazione di tipo distribuito di una ad-hoc-network, preclude l'esistenza di tali servers, e di conseguenza tutte le informazioni sulla localizzazione dei terminali della rete devono risiedere negli stessi . Più soluzioni di questo problema sono state proposte ultimamente, introducendo ad esempio il concetto di *backbone-virtuale*, oppure basandosi su algoritmi di predizione della posizione dei terminali nella rete.

1.3.2. Identificativo di terminale

Pensato, in ambiente IP, un nodo mobile utilizza come indirizzo, quello IP, costituito da un prefisso che indica la ad-hoc-network locale di appartenenza del terminale in questione. Per reti di ampia estensione geografica, l'assegnazione dell'indirizzo basata sulle informazioni topologiche, attualmente utilizzata in internet, non risulta essere ottimale nel caso di una mobile-ad-hoc-network. In queste ultime l'indirizzo di ogni

terminale dovrebbe essere “stabile” (legato cioè intrinsecamente al terminale) e non dipendere dalla particolare posizione assunta dal terminale nella rete.

1.3.3. Interfaccia Radio

Può essere sviluppata in molti modi, in base alle specifiche di sistema richieste. Comunque c'è da tenere conto di molti fattori. Ad esempio, che l'intensità del segnale radio che decresce con il quadrato della distanza, se non maggiormente, inoltre alcuni protocolli multi-accesso non sono utilizzabili in tale ambiente (come ad esempio CSMA/CD), in più, data l'alta inaffidabilità del canale radio c'è la possibilità che un terminale vada ad interferire con le comunicazioni di un altro che ne ignora l'esistenza (problema del terminale-nascosto). Per questo si sono sviluppati studi paralleli che da un lato considerano un approccio di tipo *carrier-sense* (**MACA/PR**), mentre dall'altro si tenta di introdurre una struttura a cluster adattiva e completamente distribuita (**BlueTooth**, **Cluster-TDMA**).

1.3.4. Gestione della sicurezza

La sicurezza è uno dei problemi di maggiore importanza per molte tipologie di rete, e quella di tipo mobile-ad-hoc non fa eccezione da questo punto di vista. Sono molte le caratteristiche di sicurezza richieste, come, integrità delle informazioni, confidenzialità di queste, autenticazione etc..

Il garantire tali richieste da parte degli utenti della rete è fondamentale per un suo sviluppo. Sono state proposte varie soluzioni per tale problema, ed in tal senso occorre ricordare che in qualunque venga attuata, la gestione della sicurezza deve essere fatta in maniera distribuita tra i vari terminali della rete, a causa del fatto che questa è di tipo ad-hoc.

1.3.5. Range di trasmissione e controllo di potenza

Il controllo di potenza è fondamentale in una rete di tipo mobile-ad-hoc, per due motivi principali, il primo dei quali è la ricerca di un throughput complessivo di rete che sia il più alto possibile, ed in tal senso va vista la scelta del range di trasmissione di ogni terminale. Infatti a prima vista sembrerebbe che più grande è il *range* di trasmissione meglio è, in realtà non è proprio così, dato che sebbene un elevato *range* riduca sensibilmente il numero di hop che in media separa due nodi della rete distanti l'uno dall'altro, questo incrementa di pari passo il numero di nodi che "competono" per l'accesso della risorsa condivisa (canale radio) aumentando, così, il ritardo di accesso e diminuendo l'effettiva utilizzazione del canale. D'altra parte un piccolo *range* di trasmissione permette di aumentare il throughput complessivo della rete e di diminuire sensibilmente il consumo di potenza da parte dei terminali, ma fa aumentare il rischio che la rete si trovi ad essere partizionata in tante sottoreti disconnesse l'una dall'altra, rendendo così impossibili comunicazioni tra terminali distanti geograficamente.

Il secondo aspetto connesso al problema del controllo di potenza, risulta essere quello, non trascurabile della ricerca di limitare al massimo il consumo di potenza da parte di un terminale, che in tale circostanza risulta autoalimentarsi tramite batterie.

1.4. Ad-hoc-networks e reti wireless

Una ulteriore possibilità di utilizzo, come architetture di rete, per le Ad-Hoc-Networks, e che si presenta come intermedia tra quelle totalmente centralizzate(internet, reti cellulari) e quelle di contro totalmente distribuite, è quello di creare architetture di tipo misto centralizzato/distribuito, cioè che utilizzino comunque le stazioni-radio-base per accedere alla rete fissa(*wired backbone*), per instaurare connessioni ad elevata distanza, gestire la mobilità, la tariffazione, gli instradamenti non locali , e sfruttino allo stesso tempo, in ambito localizzato, la capacità di tutti i terminali di operare come nodi di rete.

Questo permetterebbe a parità di area geografica di diminuire il numero di stazioni radio-base, potendosi sfruttare i terminali più vicini come ripetitori per raggiungere distanze maggiori; il traffico non si troverebbe ad essere instradato tutto verso i punti di accesso alla rete fissa(appunto le stazioni radio-base), in quanto tutto il traffico “locale” verrebbe completamente gestito dai terminali stessi evitando così l'effetto *bottleneck* alle stazioni radio-base.

Inoltre, con una tale soluzione si abbatterebbe la complessità eccessiva dei terminali, come richiesta da un'architettura completamente distribuita, i

costi d'instaurazione della rete, soprattutto per ciò che riguarda la parte di accesso, sarebbero inferiori ed essendo la gestione delle questioni più complesse demandata alla rete fissa, il supporto di molti servizi di TLC con rigide richieste di *QoS* (come ad esempio tutti i servizi real-time) non sarebbe un problema così complesso da risolvere, come invece si presenta in un'architettura di tipo ad-hoc "ideale", ossia completamente distribuita.

Come verrà descritto nel (capitolo 3), il progetto *Whyless.com* si occupa proprio dello sviluppo di una soluzione di questo tipo, ossia una rete di accesso wireless a banda-larga (interfaccia radio UWB), che in un contesto locale si comporta come una ad-hoc network.

CAPITOLO 2

Tecnica trasmissiva UWB

2.1. Introduzione

Nota anche sotto il nome di IMPULSE-RADIO, tale tecnologia trasmissiva è stata sviluppata ed applicata, già da almeno tre decenni, nel campo delle trasmissioni radar, e ne sono state studiate a fondo tutte le caratteristiche propagative, di risoluzione spazio-temporale ed implementative, relativamente a tali applicazioni; mentre, è soltanto negli ultimi tempi, che si sta pensando ad essa come possibile alternativa, nel vasto campo delle comunicazioni radio, alle tecniche trasmissive ad oggi più diffuse. Come verrà descritto nelle pagine seguenti, l'UWB presenta delle caratteristiche positive ed altre meno favorevoli, se pensato applicato nell'ambito delle comunicazioni radio. Infatti, un sistema UWB, non necessita l'allocatione di una banda particolare, visto che opera su bande già "occupate" da sistemi esistenti, prevede la possibilità di raggiungere elevate velocità di trasmissione, e risulta essere una tecnica fortemente robusta nei confronti del fenomeno dei cammini multipli (per questo si presta ad essere utilizzata in ambienti fortemente disturbati, indoor). D'altro canto, però, in caso di più trasmissioni UWB nella medesima area sorgono problemi d'interferenza tra i vari trasmettitori/ricevitori, per cui non si utilizza di solito un'elevata potenza trasmissiva, determinando così, un raggio d'azione di ogni trasmettitore, relativamente basso. Ciò crea problemi di connettività della rete. Tutto quanto detto porta a pensare che un possibile impiego di tale tecnica trasmissiva, che ne sottolinei i vantaggi, celando per quanto possibile tutti

quelli che sono gli svantaggi, riguardi tipologie di rete di tipo multihop-ad-hoc.

La denominazione **UWB**, data a tale tecnologia, specifica le proprietà spettrali della forma d'onda che si utilizza per la trasmissione, *Ultra-Wide-Bandwidth*; il termine *wideband*, nell'ambito degli usuali sistemi di comunicazione radio, implica una modulazione a banda larga sul segnale informativo da trasmettere, quindi un *rate* trasmissivo molto elevato. Per quel che riguarda l'UWB, invece, il termine *wideband* sta ad indicare semplicemente che il segnale (impulso) trasmesso occupa una banda estremamente ampia, anche in assenza di modulazione; in tal caso la forma d'onda da trasmettere viene ad occupare una banda molto più ampia di quella del segnale dati modulato e, di conseguenza, con una densità spettrale di potenza ridotta rispetto ad esso. Un tale approccio, in linea teorica, ha le potenzialità di produrre un segnale per la trasmissione che, con riferimento alla banda di frequenze occupata, viene visto, dagli altri sistemi radio che operano in essa, come un rumore di fondo, e che quindi, entro certi limiti di potenza trasmessa, provoca un disturbo minimo sulle altre comunicazioni radio (da notare che tutto ciò soltanto in linea di principio, infatti quello dell'interferenza provocata dalle trasmissioni UWB sugli attuali sistemi radio è un problema ancora sotto attento studio, e su cui non si hanno ancora risultati concreti).

Un' ulteriore caratteristica che differenzia tale sistema (*Impulse Radio*) dalle altre tecniche trasmissive utilizzate come interfaccia radio dei più comuni sistemi di comunicazione wireless, è il fatto che non viene utilizzata alcuna portante sinusoidale per modulare il segnale da trasmettere e portarlo, così, a frequenze con caratteristiche propagative più favorevoli;

la comunicazione avviene tramite segnali di banda-base composti da molti impulsi della durata dell'ordine dei pochi nanosecondi, denominati *monocicli*.

Occupando una banda così ampia, il segnale sotto esame risente delle distorsioni dovute alla propagazione, anche in ambienti trasmissivi "favorevoli"; d'altro canto, però, il fatto che questo operi sin dalle più basse bande di frequenze, possibili per la sua ampia banda di trasmissione, fa sì che tale sistema possieda una alta capacità di penetrazione dei materiali, che, tra l'altro, tende ad affievolirsi alle alte frequenze; infine si può notare che utilizzando un segnale per la trasmissione con una banda di alcuni gigahertz, implica il poter distinguere i cammini multipli (*multipath*) con ritardi differenziali di percorso inferiori o uguali al nanosecondo, ossia ad una differenza di percorso, dal cammino principale, dell'ordine dei trenta centimetri, questo porta ad una significativa riduzione degli effetti dovuti al fading (da *multipath*), anche in ambiente indoor, e quindi ad una possibilità di riduzione dei margini da fading nel dimensionamento del collegamento radio, rendendo, così, possibile operare ad una bassa potenza trasmissiva minimizzando di conseguenza l'interferenza che tali sistemi trasmissivi potrebbero causare su quelli (*narrow-band-radio-system*) operanti nelle bande di frequenze dedicate (TV, sistemi cellulari, GPS, etc.).

Da tutto quanto si è detto in precedenza appare che quello che rende interessante l'introduzione di sistemi trasmissivi UWB, soprattutto nel campo delle comunicazioni radio in ambienti fortemente disturbati, è innanzitutto la forte capacità di risoluzione del *multipath*, ed in secondo luogo, fatto non di certo trascurabile, la disponibilità tecnologica per

implementare e generare comunicazioni UWB con bassissimo grado di complessità, e soprattutto a bassissimo costo.

2.2. Tecniche di accesso multiplo

2.2.1. Impulsi UWB e Time-Hopping

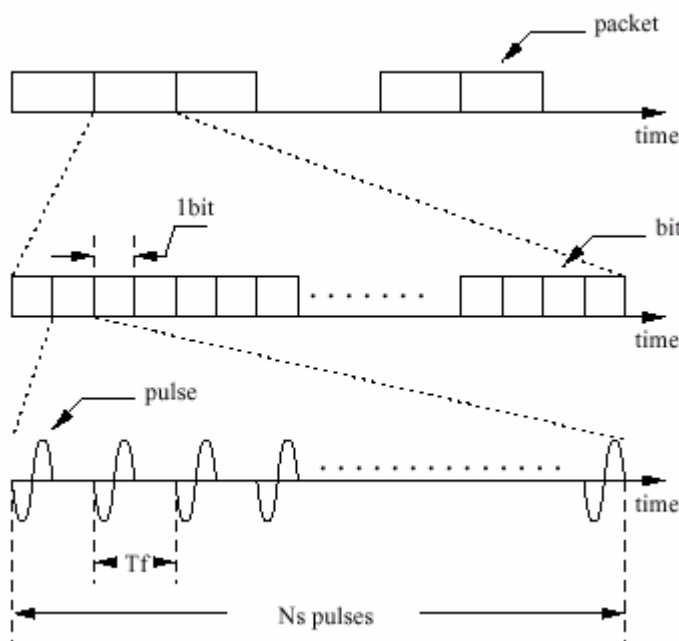
Come detto in precedenza, quella dell' *Impulse-Radio* è una tecnica di trasmissione spread-spectrum che utilizza impulsi di brevissima durata ed una modulazione di tipo PPM per la trasmissione del flusso informativo che supporremo essere binario.

Il segnale trasmesso è :

$$s_{tr}(t) = \sum_{j=-\infty}^{\infty} w_{tr}(t^{(k)} - jT_f + \delta D_{\lfloor j/N_s \rfloor}^{(k)}(u))$$

dove $w_{tr}(t)$ rappresenta l'impulso, N_s è il numero di impulsi per bit e $T_b = N_s * T_f$ è la durata di un bit .La variabile u rappresenta lo spazio delle probabilità (per ogni valore distinto di u , un processo aleatorio $r(u,t)$ è una funzione del tempo differente, mentre fissato t diviene una variabile aleatoria).La sequenza $d_j^{(k)}(u) = \delta D_{\lfloor j/N_s \rfloor}^k(u)$ rappresenta i bit d'informazione; essa viene modellata come una sequenza di campioni,

estratti da un processo aleatorio stazionario $\{d_j(u,t)\}$, ad intervalli di $(1/T_f)$. Il tempo di frame, detto anche periodo di ripetizione dell'impulso, T_f , può tipicamente assumere dei valori che vanno dalle centinaia alle migliaia di volte la durata di un singolo impulso, risulta quindi che il segnale trasmesso nel suo complesso abbia un *duty-cycle* estremamente basso(Figura 1)



(Fig. 1) Trasmissione di un bit con la tecnica Impulse-Radio

In caso di presenza di più trasmissioni UWB contemporanee, si pone il problema dell'accesso multiplo di queste sul canale condiviso. Dal momento che gli impulsi di ogni trasmissione sono uniformemente spazati, nel tempo, l'uno dall'altro, la coesistenza di più trasmissioni UWB contemporanee, è resa difficoltosa dalle collisioni, cosiddette *catastrofiche*, che avvengono fra i pacchetti trasmessi, nel momento in cui le relative trasmissioni trovino a sovrapporsi temporalmente l'una all'altra. L'effetto

risultante sarebbe paragonabile se non peggiore, dal punto di vista dell'utilizzazione del canale in caso di multi-accesso, a quanto avviene per i tradizionali sistemi ALOHA.

Allo scopo, quindi, di eliminare tali collisioni, viene utilizzata la tecnica di accesso multiplo del *Time-Hopping* (TH); in tal caso l'impulso trasmesso viene ad assumere la seguente forma:

$$s_{tr}(t) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} w_{tr}(t^{(k)} - jT_f - c_j^{(k)}(u)T_c - \mathcal{D}_{\lfloor j/N_s \rfloor}^{(k)}(u))$$

in cui si nota un ulteriore sfasamento temporale ($c_j^{(k)}(u)T_c$) dovuto al codice di TH, con $0 \leq c_j^{(k)}(u) \leq N_h$ e $(N_s * T_c) \leq T_f$. La sequenza di TH $\{c_j(u)\}$ è pseudorandom, periodica di periodo N_p ; ciò rende la forma d'onda trasmessa $s_{tr}(u,t)$ periodica di periodo $[T_p = (N_p * T_f)]$ e quindi con densità spettrale di potenza replicata ogni $(1/T_p)$. Il rapporto $(N_h * T_c / T_f)$ indica la frazione del tempo di frame (T_f) in cui opera il meccanismo del TH; dato che occorre comunque tenere conto di un tempo di guardia per la ricezione di ogni impulso e per il reset del/dei correlatore/i del ricevitore, la quantità $(N_h * T_c / T_f)$ deve essere strettamente minore dell'unità; se fosse molto minore di 1, rimarrebbe ancora irrisolto il problema delle collisioni da accesso multiplo (in tal caso il meccanismo del TH opererebbe soltanto in una frazione limitata del tempo di frame T_f), si è dimostrato, d'altra parte, che con un adeguato valore di $(N_h * T_c / T_f)$ ed un buon codice di TH l'interferenza da accesso multiplo può, nella maggioranza dei casi, essere modellata come un processo aleatorio con caratteristiche Gaussiane. In ogni caso, si possono utilizzare tipologie di codici di TH differenti da

quello pseudo-random. Ci sono, però, delle proprietà che tutte le famiglie di codici prese in considerazione dovrebbero possedere, e cioè:

- avere il più elevato possibile grado di ortogonalità, in modo da poter di generare la minore interferenza tra gli utenti del sistema .
- potersi identificare tramite il minor numero di parametri possibili; in tal caso la loro comunicazione al ricevitore, fatta per permettere a questo di effettuare la decodifica del segnale informativo ricevuto, risulta molto più semplice.
- vi devono essere il maggior numero di codici disponibili per ogni famiglia, in tal caso, infatti, la probabilità che più utenti scelgano il medesimo codice diminuirebbe, così come il rischio di collisioni.
- Inoltre come detto in precedenza, il periodo del codice, N_p influenza le ripetizioni spettrali dello spettro di densità di potenza del segnale trasmesso. Si dimostra che aumentando N_p , ossia, riducendo la separazione spettrale tra le varie righe dello spettro di densità di potenza del segnale UWB, la potenza complessiva in banda può essere diminuita anche di molti decibel, lasciando invariati tutti gli altri parametri trasmissivi del segnale.

Per quel che riguarda il codice pseudo-random descritto in precedenza, si può dimostrare che questo mantiene basso il livello d'interferenza multi-utente, ammette nel sistema UWB un numero teoricamente illimitato di utenti, però purtroppo, risulta difficilmente comunicabile dal trasmettitore al ricevitore. Infatti tale famiglia di codici non possiede un “costruttore”, in quanto, per ogni codice, una volta fissato il numero d'impulsi per simbolo trasmesso (N_s), gli N_p simboli di codice si

ottengono estraendo in maniera casuale N_p valori compresi nell'intervallo $[0, (N_h-1)]$. Quindi, affinché il ricevitore sia in grado di decodificare il segnale ricevuto, il trasmettitore dovrebbe comunicare a questo l'intera parola di codice con tutti gli svantaggi che ciò comporta.

Esistono, altresì codici che possiedono dei costruttori, quindi più facilmente gestibili dal punto di vista della loro comunicazione al ricevitore da parte del trasmettitore (un codice viene costruito avendo conoscenza di pochissimi parametri, ad esempio 1 o 2), ma che soffrono di limitazioni sulle prestazioni, soprattutto sul numero massimo di utenti ammessi nel sistema.

2.2.2. Schema di modulazione

Andando ad esaminare lo schema di modulazione, utilizzato per la trasmissione dei bit d'informazione in un segnale di tipo TH-Impulse-Radio, considereremo, almeno per ora, una modulazione di tipo PPM (Pulse-Position-Modulation). Questa risulta in una modulazione sovracampionata del segnale, con N_s monocicli trasmessi per ogni simbolo d'informazione del flusso dati del trasmettitore, quindi i simboli dati modulanti cambiano solo dopo N_s passi. Assumendo che un nuovo simbolo abbia inizio in corrispondenza del valore dell'indice $j=0$, allora l'indice relativo al simbolo modulante lungo il treno d'impulsi trasmesso è $\lfloor j/N_s \rfloor$. In tale schema di modulazione, quando il simbolo dati da trasmettere è "0", l'impulso non viene ulteriormente sfasato mentre viene aggiunto un ulteriore sfasamento di δ quando il simbolo da trasmettere è

“1”.Ovviamente sono possibili altre forme di modulazione per i dati da trasmettere, in modo da migliorare le performance di sincronizzazione ed aumentare l’immunità all’interferenza. Occorre inoltre notare che la modulazione dati subita dal segnale UWB, ne modifica lo spettro di densità di potenza; ne risulta infatti uno spettro, del segnale complessivamente trasmesso, che presenta una forma più “smussata” alle estremità della banda occupata. In aggiunta a ciò, occorre notare che, dato che ogni singolo simbolo da trasmettere possiede una durata di ($T_s = N_s * T_f$), una volta fissato il periodo di ripetizione degli impulsi trasmessi (T_f), il rate di trasmissione (R_s), del segnale da trasmettere, determina il numero N_s di impulsi(*monocicli*) che devono essere trasmessi per ogni simbolo, infatti si ha che :

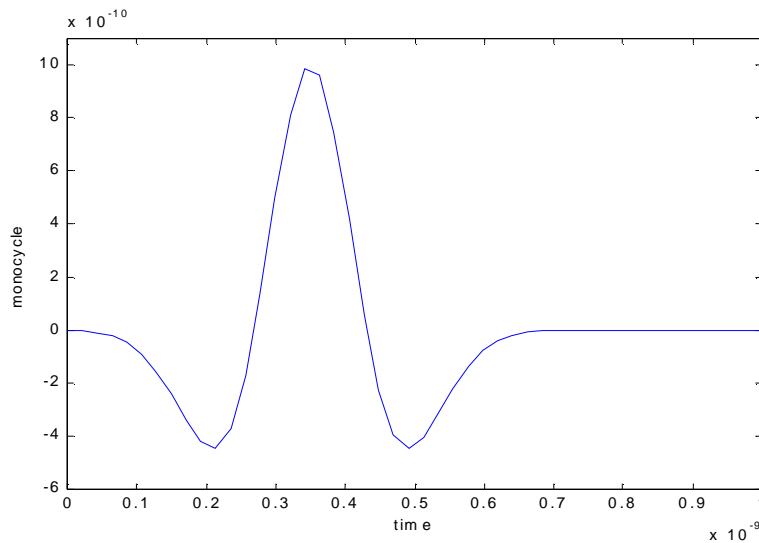
$$R_s = 1/T_s = 1/(N_s * T_f) \text{ [simboli/secondo].}$$

2.3 Ricevitore UWB

Quando N_u trasmettitori sono attivi nel sistema ed il rumore è additivo, il segnale ricevuto nel complesso da un ricevitore mono-utente, relativamente all'uscita della sua antenna, si può modellare come:

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

in cui i termini A_k rappresentano le attenuazioni lungo il percorso di propagazione del segnale $s_{rec}^{(k)}(\mathbf{u}, t - \tau_k(\mathbf{u}))$ ricevuto dal k -esimo trasmettitore. La variabile $\tau_k(\mathbf{u})$ rappresenta l'asincronismo esistente tra il clock del segnale ricevuto (ossia il clock del trasmettitore) e quello del ricevitore, mentre $n(\mathbf{u}, t)$ è tutta l'interferenza "non-UWB" presente al ricevitore (ad esempio rumore termico, altre eventuali trasmissioni etc..). avendo assunto un perfetto controllo di potenza e propagazione ideale, ossia le modifiche subite dal segnale, nella propagazione sul canale trasmissivo, dal trasmettitore al ricevitore sono un'attenuazione ed uno sfasamento rispetto al segnale trasmesso. Anche nel caso di comportamento ideale del sistema trasmissivo nel suo complesso (antenna trasmittente/canale/antenna ricevente), la forma d'onda originaria del segnale trasmesso viene modificata in qualche modo da $w_{tr}(t)$ a $w_{rec}(t)$. Un possibile modello idealizzato per il monociclo ricevuto, nel caso di modello di propagazione in spazio-libero, è quello mostrato nella (Figura 3).



(Fig. 3) Forma d'onda ideale di un possibile monociclo ricevuto

Supponendo si voglia effettuare la ricezione di un singolo bit trasmesso dal trasmettitore (1), il ricevitore dovrà decidere, basandosi sull'osservazione del segnale ricevuto $r(u,t)$, effettuata su un intervallo di tempo pari a $(T_{osserv.} = N_s * T_f)$, se il bit d'informazione trasmesso sia stato "0" oppure "1". Assumendo che il ricevitore possa essersi sincronizzato in modo appropriato con la trasmissione del trasmettitore, allora può determinare una sequenza d'intervalli temporali $\{\tau_i\}$, con l'intervallo τ_i contenente la forma d'onda rappresentante il bit $d^{(1)}_i$. Quindi, nel caso di perfetta sincronizzazione con il trasmettitore(1) la ricezione del simbolo trasmesso corrisponde ad attuare una regola di decisione

binaria, tra le due ipotesi possibili :

$$\mathcal{H}_d: r(u,t) = A_1 \sum_{j=0}^{N_s-1} w_{rec}(t - \tau_1 - jT_f - c_j^{(1)}T_c - \delta d) + n_{tot}(u,t)$$

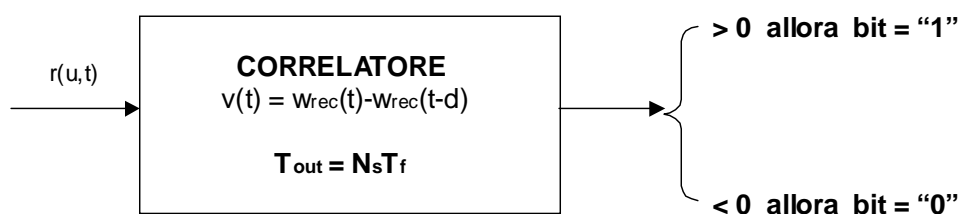
in cui d può assumere i valori “0” ed “1”, e la rimanente parte del segnale, interferenza e rumore, può essere aggregato nella seguente forma :

$$n_{tot}(u, t) = \sum_{k=2}^{N_u} A_k s_{rec}^{(k)}(u, t - \tau^{(k)}(u)) + n(u, t)$$

in cui, il termine della sommatoria rappresenta tutto quello che è il contributo d’interferenza dovuto alle altre trasmissioni UWB, e quindi rappresenta per così dire un *rumore da accesso-multiplo*, mentre la rimanente parte, $n(u, t)$ è il rumore proprio del ricevitore (termico, degli apparati ,...).

Ovviamente per poter garantire la ricezione secondo tale schema, si assume che il ricevitore sia perfettamente sincronizzato con il trasmettitore (1) e con il suo codice di TH.

Si dimostra [1] che, nel caso non siano presenti altri trasmettitori UWB e la sequenza di dati $\{D_i^1(u)\}$ del trasmettitore (1) sia composta da variabili aleatorie tra loro statisticamente indipendenti, il ricevitore ottimo, per singolo bit d’informazione, di un segnale di tipo impulse-radio in rumore gaussiano bianco, è quello a correlazione, che può essere modellato semplicemente come nella successiva (Figura 4) :



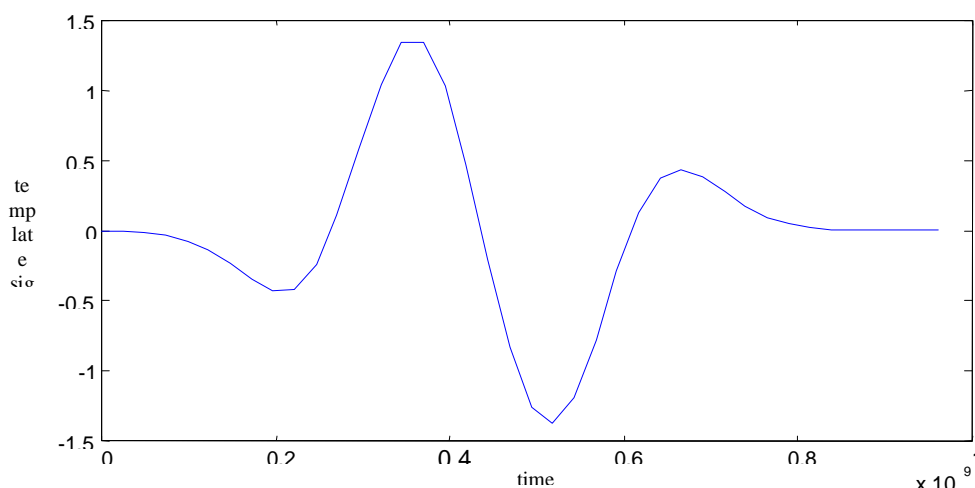
(Fig. 4) Modello schematico regola di decisione per la ricezione di un bit

$$D_0^{(1)} = 0 \Leftrightarrow \sum_{j=0}^{N_s-1} \int_{\tau_1+jT_f}^{\tau_1+(j+1)T_f} r(u,t)v(t - \tau_1 - jT_f - c_j^{(1)}T_c)dt > 0$$

statistica $\alpha(\mathbf{u})$ per la regola di decisione del ricevitore

dove $v(t)$ è il segnale di riferimento (Figura 5), utilizzato dal correlatore per tirar fuori il bit trasmesso[1], e che in condizioni ideali, cioè perfetta sincronizzazione trasmettitore/ricevitore e perfetto controllo di potenza(coefficienti A_k tutti identici) è pari a:

$$v(t) = [w_{\text{rec}}(t)-w_{\text{rec}}(t-\delta)]$$



e dal momento che $w_{\text{rec}}(t)$ è non nullo soltanto nell'intervallo di tempo $[0, T_m]$, allora il tempo su cui fissare $v(t)$ è $[0, T_m + \delta]$. La statistica $\alpha(\mathbf{u})$ della relazione precedente, non è altro che la somma delle N_s correlazioni dei rispettivi N_s impulsi ricevuti per bit, con il segnale di riferimento del correlatore, appunto $v(t)$. In pratica, il ricevitore, conoscendo il codice di TH utilizzato dal trasmettitore, una volta sincronizzatosi con il primo

impulso della sequenza trasmessa, conosce con esattezza le “finestre” temporali in cui “aprire” il/i correlatore/i per la ricezione. Un modello più specifico della struttura del possibile ricevitore è mostrata nella [1](Figura 6).

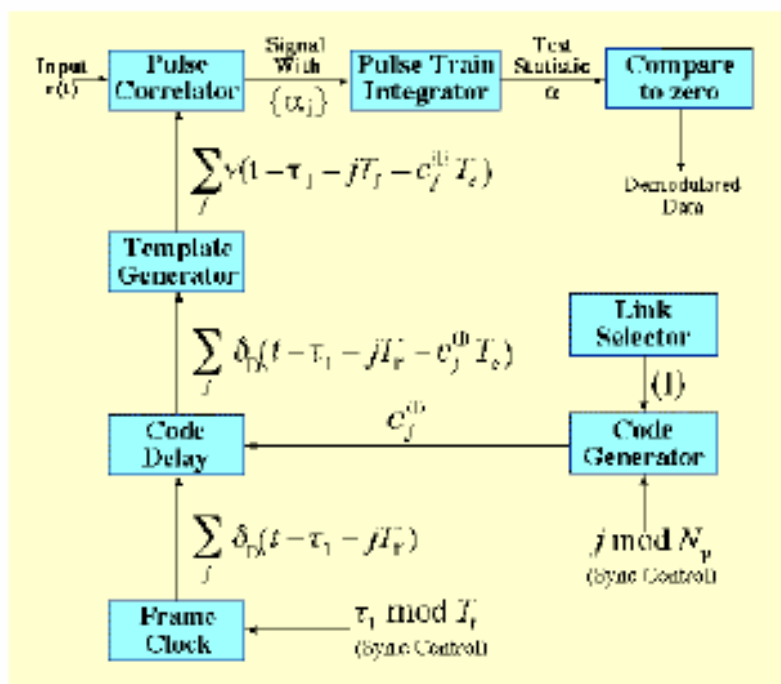


Fig. 6 Modello strutturale di principio del ricevitore UWB

In verità rimane da fare una precisazione, infatti la regola di decisione ora descritta, risulta ottima soltanto nel caso di singolo utente, mentre nel caso multiutente, la ricerca del ricevitore ottimo conduce ad un ricevitore di tipo molto più complesso. Infatti, per quanto visto in precedenza, il ricevitore deve avere conoscenza della struttura del rumore da accesso-multiplo, quest'ultimo da parte sua, non essendo più assimilabile come un processo aleatorio Gaussiano, complica notevolmente la struttura del ricevitore ottimo. Comunque se il numero di utenti è abbastanza alto, allora

è ragionevole, per ovvi motivi di semplicità implementativa, approssimare l'effetto combinato di tutti gli altri utenti come un processo aleatorio Gaussiano, e sotto tale approssimazione anche per il rumore complessivo $n_{tot}(t)$ si può utilizzare una tale approssimazione; conseguenza di ciò, è che la regola di decisione mostrata precedentemente risulta ottima anche nel caso di presenza di più trasmettitori UWB.

Premesso questo, il test statistico $\alpha(u)$ può essere riscritto come segue[1]:

$$\alpha(u) = m + n_d(u)$$

in cui le quantità m (nel caso di ipotesi \mathcal{H}_1) e n_d sono date da:

$$m = \sum_{j=0}^{N_s-1} \int_{\tau_1+jT_f}^{\tau_1+(j+1)T_f} \left[A_1 \sum_{i=0}^{N_s-1} w_{rec}(t - \tau_1 - jT_f - c_j^{(1)}T_c - \delta) \right] \times v(t - \tau_1 - jT_f - c_j^{(1)}T_c) dt$$

e

$$n_d(u) = \sum_{j=0}^{N_s-1} \int_{\tau_1+jT_f}^{\tau_1+(j+1)T_f} n_{tot}(u, t) \times v(t - \tau_1 - jT_f - c_j^{(1)}T_c) dt$$

la quantità m può ulteriormente semplificarsi in:

$$m = (N_s A_1 m_p)$$

con m_p definito da:

$$m_p = \int_{-\infty}^{+\infty} w_{rec}(x - \delta) v(x) dx$$

A_I e N_s rispettivamente sono l'attenuazione subita lungo il percorso dal segnale trasmesso dal trasmettitore (1), e il numero d'impulsi trasmessi per simbolo rispettivamente. Invece per quel che riguarda $\mathbf{n}_d(\mathbf{u})$ si ottiene, semplificando ulteriormente:

$$n_d(\mathbf{u}) = \sum_{k=2}^{N_u} A_k n^{(k)}(\mathbf{u}) + n_{rec}(\mathbf{u})$$

in cui il termine $\mathbf{n}^{(k)}(\mathbf{u})$ è causato dal rumore da multi-accesso al k-esimo trasmettitore, e $\mathbf{n}_{rec}(\mathbf{u})$ rappresenta l'azione congiunta del rumore del ricevitore e di tutti gli altri termini d'interferenza di tipo non-UWB.

2.4. Prestazioni in caso di multi-utente

2.4.1. SNR all'uscita del ricevitore e P_e

Al fine di calcolare le prestazioni di tale sistema trasmissivo nel caso multi-utente, occorre calcolare l'**SNR** che si ha in ricezione, che viene definito come [1]:

$$SNR_{out}(N_u) \equiv \frac{m^2}{E\left\{\left|n_d(\mathbf{u})\right|^2\right\}}$$

dove l'espressione al numeratore è stata calcolata al paragrafo precedente. Inoltre si dimostra che le variabili aleatorie $\mathbf{n}^{(k)}(\mathbf{u})$ dell'espressione di $\mathbf{n}_d(\mathbf{u})$ sono a valore atteso nullo per $k = 0, 1, \dots, N_u$, e dal momento che tutte le variabili aleatorie presenti nell'espressione di $\mathbf{n}_d(\mathbf{u})$ sono tutte statisticamente indipendenti a ed a valore atteso nullo, allora si ha per $\mathbf{E}\{|\mathbf{n}_d|^2\}$:

$$\mathbf{E}\left\{\left|\mathbf{n}_d(\mathbf{u})\right|^2\right\} = \sigma_{rec}^2 + N_s \sigma_a^2 \sum_{k=2}^{N_u} A_k^2$$

dove la quantità σ_{rec}^2 rappresenta la varianza del rumore, ricevuto all'uscita dell'integratore di ricezione, dovuto allo stesso ricevitore ed ad altre cause d'interferenza di tipo non-UWB, mentre σ_a^2 è la varianza della componente di rumore dovuta al multi-accesso ed è definito come segue[1]

$$\sigma_a^2 = T_f^{-1} \int_{-\infty}^{+\infty} \left[\int_{-\infty}^{+\infty} w_{rec}(x-s)v(x)dx \right]^2 ds$$

Quando soltanto il trasmettitore utilizzato è attivo nel sistema, cioè $N_u = 1$, allora il rapporto segnale/rumore (SNR) per il ricevitore relativo alla trasmissione (1) è :

$$SNR_{out}(1) = \frac{(N_s A_1 m_p)^2}{\sigma_{rec}^2} \quad (1)$$

Invece quando sono presenti più trasmettitori, il rapporto segnale/rumore all'uscita del ricevitore è :

$$SNR_{out}(N_u) = \frac{(N_s A_1 m_p)^2}{\sigma_{rec}^2 + N_s \sigma_a^2 \sum_{k=2}^{N_u} A_k^2}$$

da notare che per $N_u = 1$, il secondo termine a denominatore diviene nullo e si ritrova il risultato della (1).

Nel caso di un solo trasmettitore, all'uscita dell'integratore si ha, per ogni bit ricevuto, un segnale a due livelli $\pm m$, allora la P_e sarà corrispondente alla P_e di un ricevitore di tipo B-PSK con $SNR = SNR(N_u)$ e quindi :

$$P_e = 2Q \sqrt{SNR} \cdot \sin^2 \left(\frac{\pi}{2} \right)$$

Quando invece nel sistema è presente un numero di terminali maggiore di 1, allora si dimostra che in tal caso, la probabilità di errore assume la seguente espressione:

$$P_{errore}(N_u) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \cdot \frac{\int_{-\infty}^{+\infty} e^{-x/2} dx}{S_{out}(N_u)}$$

2.4.2. Numero massimo di utenti nel sistema

Un ulteriore parametro prestazionale è dato dal numero massimo di utenti permessi nel sistema affinché le prestazioni dei singoli utenti non scendano al di sotto di un limite prestazionale prestabilito. Infatti dalla formula dell' SNR del paragrafo precedente si può dedurre che, sotto l'assunzione di perfetto controllo di potenza, il numero di utenti che il sistema multi-accesso UWB può sopportare per un dato rate di trasmissione ed un dato SNR_{spec} richiesto in ricezione per ottenere determinate prestazioni (BER, P_e, \dots) è dato da [1]:

$$N_u(\Delta P) = \lfloor M^{-1} SNR_{spec} \{1 - 10^{-(\Delta P/10)}\} \rfloor + 1.$$

dove M è il coefficiente di modulazione definito come:

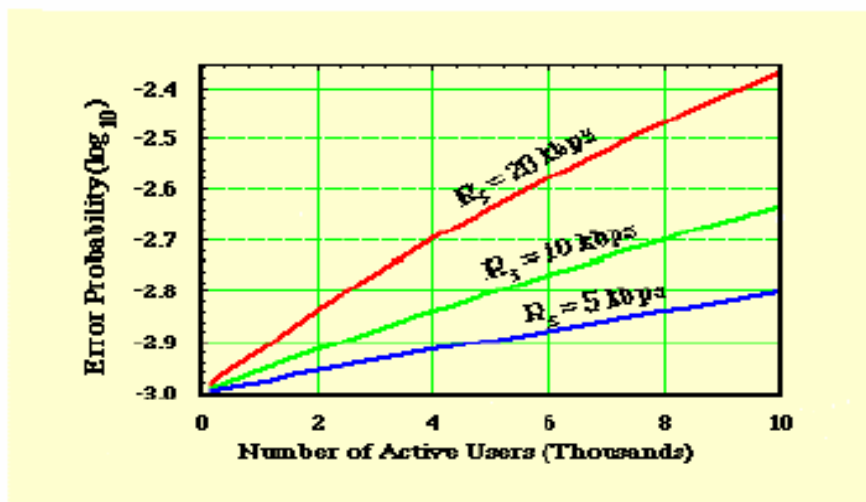
$$M^{-1} \equiv \frac{N_s m_p^2}{\sigma_a^2}$$

Il parametro Δ_p è invece l'incremento frazionale di potenza richiesto ad ogni trasmettitore per mantenere, al suo ricevitore, invariato l' SNR_{spec} , anche in presenza di N_u utenti nel sistema.

Da notare che $N_u(\Delta_p)$ è funzione crescente monotonamente di ΔP quindi,

$$N_u(\Delta_p) \leq \lim_{\Delta_p \rightarrow \infty} N_u(\Delta_p) = \lfloor M^{-1} SNR_{out}^{-1}(N_u) \rfloor + 1 \equiv N_{max}$$

Quindi per un dato $BER(P_e)$, dato da SNR_{spec} , c'è un limite massimo sul numero di utenti (per un dato rate di modulazione) che non può essere superato dai multi-utenti del sistema (Figura 7).



(Fig. 7) Prestazioni multi-accesso del sistema TH-UWB (utenti-ammessi vs. P_e)

A conclusione di tutto ciò, si può inoltre notare che il parametro di modulazione PPM (δ), da cui dipende la forma del segnale $v(t)$, utilizzato come riferimento nel correlatore in ricezione, compare soltanto nei termini \mathbf{m}_p e σ_a^2 , in maniera implicita, e può essere utilizzato per massimizzare $SNR(N_u)$ secondo varie specifiche fissate. Infatti dalle espressioni del $SNR(N_u)$ e da quella della probabilità di errore P_e , si vede che nel caso di un solo terminale, $N_u = 1$ oppure se il rumore da accesso-multiplo non domina nell'espressione del rapporto segnale/rumore, allora la scelta ottima di δ è quella che massimizza \mathbf{m}_p . D'altra parte, quando nel calcolo del SNR predomina il termine di rumore da accesso-multiplo, occorre cercare il δ_{opt} tale che minimizzi la quantità σ_a^2 / m_p^2 .

2.5. Interferenza UWB verso altre trasmissioni

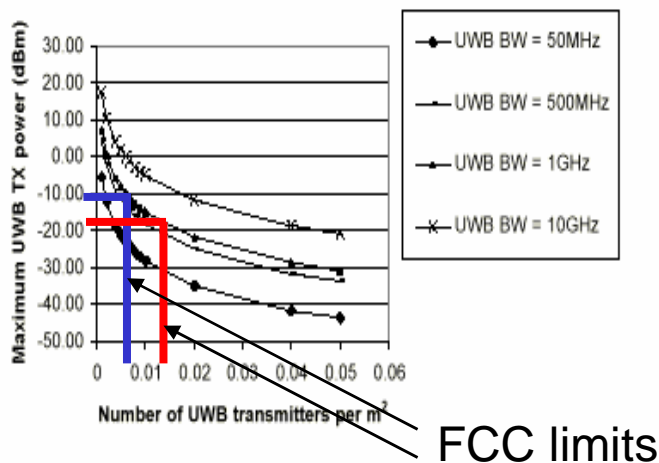
L'FCC(Federal Communication Commission), ente Federale Statunitense per le comunicazioni, sta cercando già da tempo di proporre delle regolamentazioni per ciò che riguarda l'interferenza che un sistema UWB provoca sugli altri sistemi di comunicazione attualmente operativi nella banda di frequenza da questo occupata. Tali regolamentazioni sono in termini di ampiezza del campo elettrico ad una determinata distanza dall'antenna del trasmettitore. I dispositivi trasmissivi UWB sono stati classificati come radiatori intenzionali di potenza, di tipo unlicensed, quindi l'attuale Parte 15 della regolamentazione imposta all'FCC assume i seguenti limiti per la potenza di emissione da parte dei dispositivi :

- 12nW/MHz per frequenze minori di 960MHz
- 75nW/MHz per frequenze superiori a 960MHz

Quindi per una trasmissione con una banda di 1 GHz, la potenza massima di trasmissione consentita è:

- -19.2dBm per frequenze inferiori a 960 MHz
- -11.2dBm per frequenze superiori ai 960MHz

Finora si è studiato ampiamente il problema dell'interferenza che una trasmissione UWB causa su altre trasmissioni presenti ad operare nella sua banda, di seguito riportiamo una serie di grafici che riportano gli effetti di una trasmissione UWB rispettivamente su un ricevitore di segnale FDMA/TDMA, uno CDMA ed infine su un ricevitore di un segnale Televisivo.



bandwidths.

Figure 19 Graph of the maximum UWB transmitted power for a variety of transmission bandwidths. The victim receiver is a noise limited 900MHz FDMA/TDMA mobile receiver located inside a building containing UWB devices.

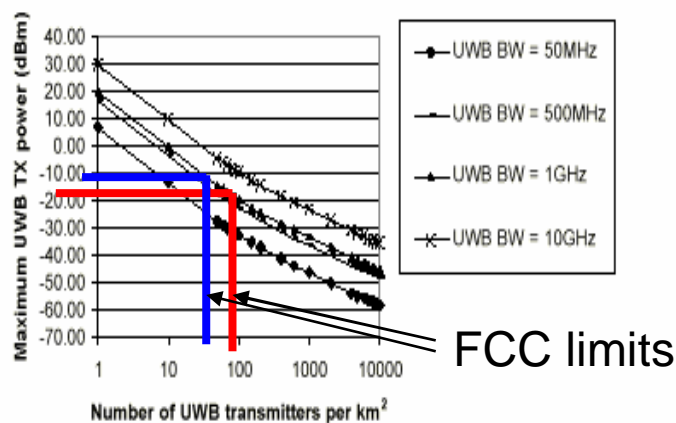


Figure 1 Graph of the maximum UWB transmitted power for a variety of transmission bandwidths and a 1dB performance degradation. The victim receiver has an operating frequency of 900MHz and is part of an urban CDMA cellular system.

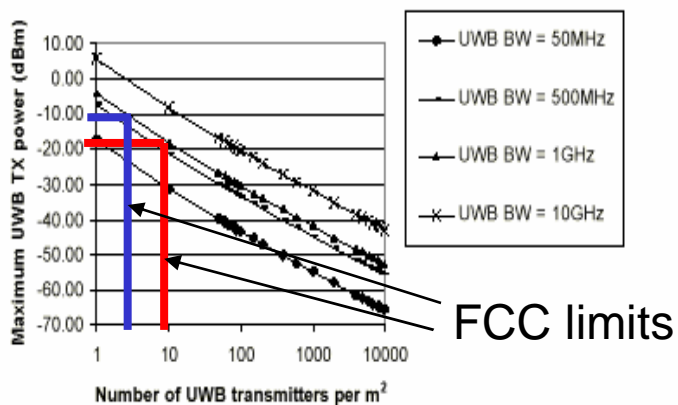


Figure 17 Graph of the maximum UWB transmitted power for a variety of transmission bandwidths for a 1dB degradation. The victim receiver is a TV receiver located in a residential area.

Purtroppo, però non si sono ancora caratterizzate in modo soddisfacente tutte le possibili interferenze che gli altri sistemi radio possono causare su quelli UWB.

Interessante, anche per le argomentazioni che verranno sviluppate nei capitoli successivi sui protocolli di accesso multiplo, è un primo tentativo di studio dell'interferenza subita da una trasmissione UWB e causata da un segnale di tipo sinusoidale (singolo tono spettrale).

2.5.1. Interferenza di un segnale sinusoidale su una trasmissione UWB.

Dato il segnale UWB trasmesso come di seguito indicato:

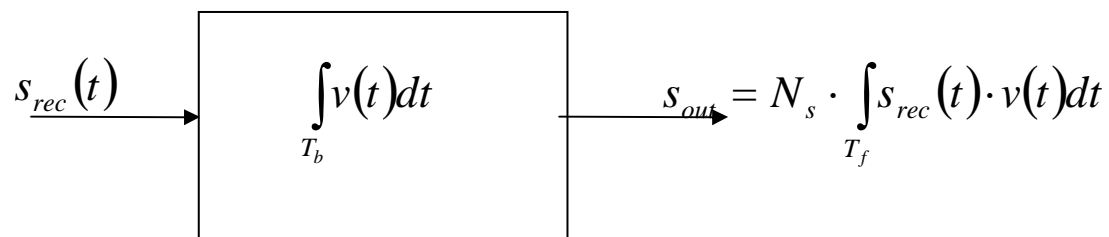
$$s(t) = A \cdot \sum_{j=1}^{N_s} g(t - jT_f - b_i \delta)$$

ed il segnale ricevuto:

allora il segnale all'uscita del correlatore per la ricezione del segnale

$$s_{rec}(t) = s(t) + A_c \sin(2\pi f_c t) = A \cdot \sum_{j=1}^{N_s} g(t - jT_f - b_i \delta) + A_c \sin(2\pi f_c t)$$

UWB, sarà:



$$s_{out} = \int_{T_b} s_{rec}(t) \cdot v(t) dt = (N_s A m_p) + A_c \cdot \sum_{j=0}^{N_s-1} \left[\int_{jT_f}^{(j+1)T_f} \sin(2\pi f_c t) \cdot v(t) dt \right]$$

la parte di segnale che rappresenta il termine d'interferenza all'uscita del correlatore di ricezione, sarà, dopo varie semplificazioni :

$$s_{int} = -2A_c \sin(\pi f_c \delta) \cdot \sum_{j=0}^{N_s-1} \left[\int_0^{T_w} g(t) \cos(\pi f_c (2t + 2jT_f + \delta)) dt \right]$$

si nota che questo dipende sia dalla forma dell'impulso $g(t)$ che dal parametro di modulazione PPM (δ).

In particolare una prima condizione per avere assenza d'interferenza tra trasmissione UWB ed tono sinusoidale puro è :

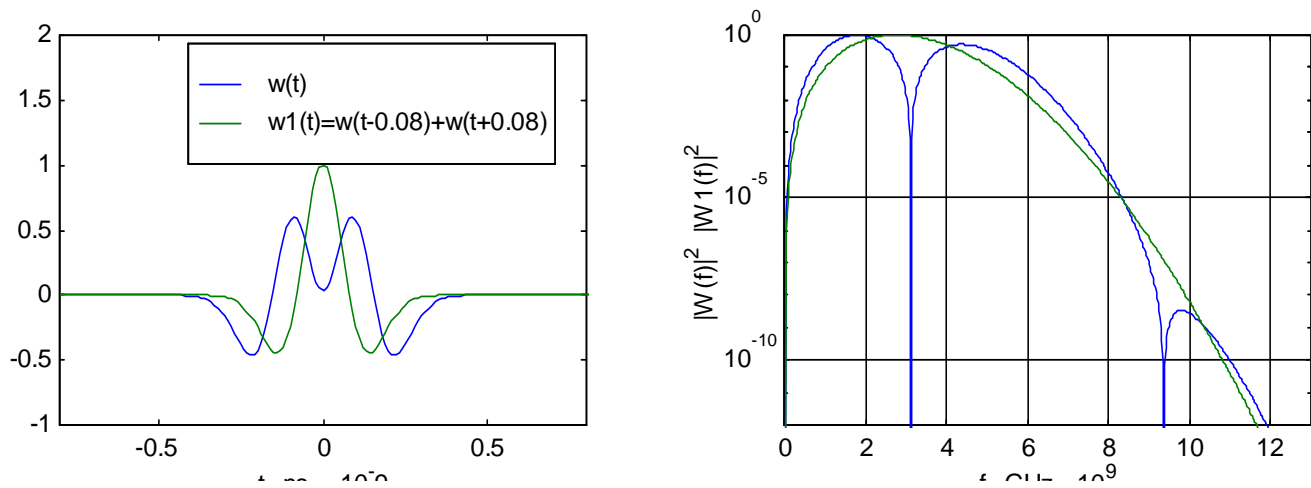
$$s_{int} = 0 \Leftrightarrow \delta \cdot f_c = 2 \cdot k \quad k = 0, 1, 2, \dots$$

Se una tale condizione non fosse applicabile, allora il problema da risolvere può essere rappresentato dalla seguente condizione:

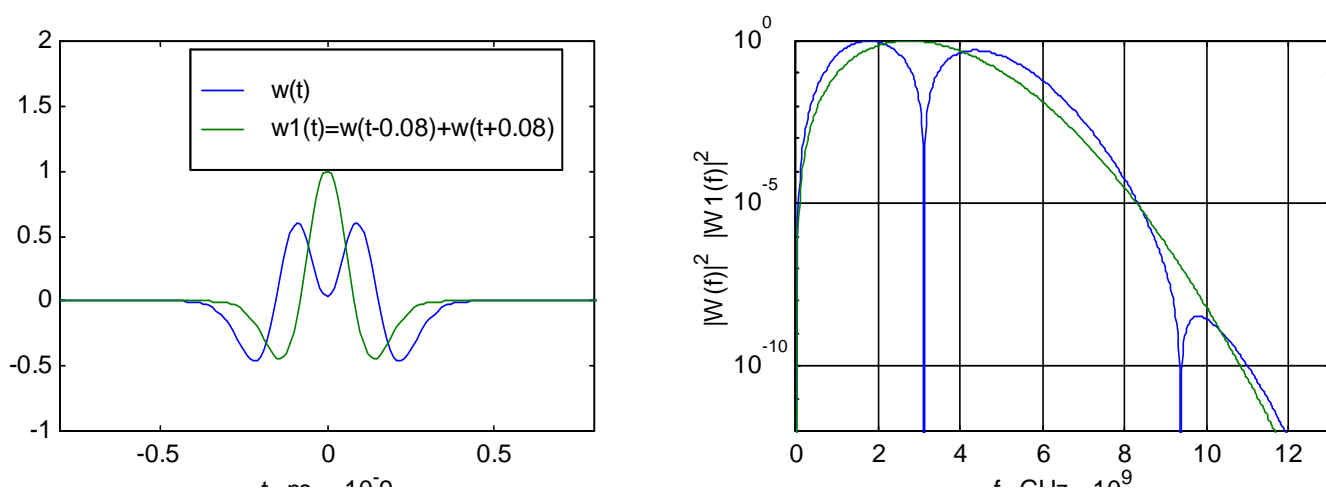
$$\min_{T_w, \delta, g(t)} s_{int} .$$

Anche per quanto concerne l'interferenza tra una trasmissione UWB ed un segnale sinusoidale modulato QAM, per esempio, porta a risultati concettualmente analoghi.

Ovviamente per evitare a monte il problema della coesistenza con tutti i sistemi di comunicazione radio nella banda di frequenze fino a pochi gigahertz, si potrebbe pensare di modulare il segnale UWB, fino a portarlo ad operare in bande meno “affollate”. Purtroppo però una tale modifica al segnale UWB andrebbe a ridurre, se non addirittura ad eliminare del tutto, quelle proprietà, quali ad esempio, immunità al fading da multipath, capacità di penetrazione dei materiali, che rendono vantaggiosa una eventuale applicazione della tecnologia trasmissiva UWB nelle comunicazioni radio a in ambito locale e ambiente trasmissivo fortemente disturbato. Inoltre in tal caso la aumenterebbe sicuramente la complessità di tutti gli apparati rice/trasmittitori e con essa i relativi costi implementativi. Almeno in linea di principio, e soltanto per ciò che riguarda interferenze di tipo narrow-band su un sistema UWB, si è notato che modificando la forma dei singoli impulsi trasmessi, lo spettro di essi viene ad evidenziare delle bande di frequenza estremamente limitate, in cui la potenza del segnale UWB raggiunge livelli bassissimi. Addirittura alcune delle forme d’onda modificate che mostreremo in seguito sono ottenute molto semplicemente sommando due impulsi standard e sfasandoli l’uno rispetto all’altro (Figure 8 - 9-10).

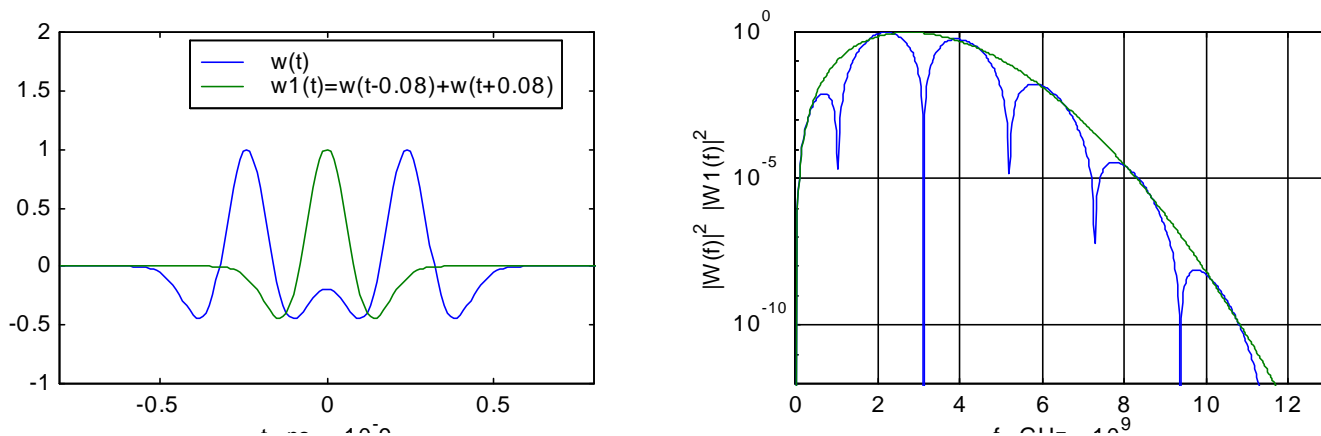


(Fig. 8) Forma dell'impulso UWB modificata



(Fig. 9) Forma dell'impulso ottenuta da due impulsi base sfasati tra loro

Risulta inoltre che aumentando sempre di più lo sfasamento tra le forme d'onda base sovrapposte, i “notch” nello spettro complessivo aumentano di numero(Figura 10).



(Fig. 10)Modifica della forma d'onda trasmessa (sfasamento maggiore tra le forme d'onda trasmesse).

Una tale caratteristica può venire sfruttata per creare bande di frequenza su cui le trasmissioni UWB interferiscano minimamente o addirittura non interferiscano affatto(ad esempio per i toni frequenziali come verranno introdotti nel capitolo 4 per l'attuazione del protocollo MAC per l'accesso al canale di segnalazione comune del sistema Whyless.com).

2.6 Ulteriori questioni sull'UWB

Una delle più recenti applicazioni della tecnologia UWB è stata quella della determinazione della posizione(localizzazione di precisione) in

ambienti urbani densamente disturbati dalla presenza di edifici. In tali ambienti, si evidenziano sulle forme d'onda, complessi fenomeni di multipath e attenuazioni tra i vari percorsi, e quindi le tecniche di processamento del segnale ricevuto UWB risultano fondamentali per la determinazione della posizione con la più alta precisione possibile. Inoltre l'enorme vantaggio che deriva dall'utilizzo di tale tecnologia per la localizzazione, rispetto ad esempio a quella oggi maggiormente in uso, cioè il GPS, è il forte abbattimento dei costi ed una risoluzione della misura di tre ordini di grandezza superiore (il GPS calcola la posizione in base a triangolazioni effettuate tra il ricevitore GPS ed un sistema di satelliti geostazionari che trasmettono verso tale ricevitore un segnale di temporizzazione con cui questo si sincronizza), ed inoltre il fatto che in alcuni casi la copertura satellitare non è disponibile o risulta seriamente degradata.

Inoltre l'UWB permette una stima della posizione con una precisione dell'ordine delle decine di centimetri, quindi molto accurata, e ciò è dovuto soprattutto alla brevissima durata dell'impulso trasmesso; un sistema di localizzazione basato su tale tecnica è totalmente autonomo, non richiede una sincronizzazione temporale tra i vari apparati di misura e quindi sistemi di distribuzione di clock tra di essi.

Tutto ciò se pensato in un futuribile scenario del tipo wireless-Ad-hoc-Network, potrebbe risultare in un abbattimento delle complessità di gestione in tali reti, vedi ad esempio il routing, l'allocazione delle risorse, il controllo di potenza, la gestione della segnalazione (come verrà accennato nel capitolo 5).

CAPITOLO 3

Progetto WHYLESS.COM

3.1. Descrizione introduttiva

Al termine del capitolo 1 si è accennato ad un possibile impiego del concetto di rete mobile-ad-hoc come futura ed innovativa rete wireless, priva di qualsiasi infrastruttura fissa e basata esclusivamente sulla capacità dei terminali di funzionare anche come nodi di rete; si è aggiunto però, descrivendo quelle che sono le caratteristiche peculiari di una rete di questo tipo, che i problemi connessi ad un tale progetto presentano un grado di complessità ancora alto rispetto alle alternative attuali (reti cellulari), in particolar modo l'instaurazione di connessioni tra nodi a distanze estremamente elevate richiede l'attraversamento di tanti nodi quanti sono quelli che permettono il collegamento tra sorgente e destinazione, senza considerare il fatto che la topologia di rete varia dinamicamente. Volendo superare tali ostacoli, si potrebbe pensare di utilizzare comunque il concetto di stazioni radio-base, connesse alla rete fissa, che permettono, senza eccessiva carico di complessità sui singoli terminali, l'instaurazione di connessioni ad elevata distanza, instradamenti non locali, gestione della mobilità, tariffazione, sfruttando allo stesso tempo la capacità dei vari terminali di operare anche come nodi di rete. Nel complesso, quindi, risulta una architettura di rete di tipo misto centralizzata/distribuita che mantiene inalterate quelle che sono le caratteristiche di robustezza e di supporto di servizi multimediali, anche ad alta velocità trasmissiva, delle reti basate su di un controllo centrale, e nello stesso tempo aggiunge ad esse le alte potenzialità che sembrano possedere architetture di rete distribuite, come la forte riduzione dei costi implementativi, dinamicità e forte scalabilità.

In tal senso va visto il progetto *Whyless.com*, che rappresenta lo studio di un'innovativa rete di accesso di tipo wireless a banda estremamente larga, che utilizza la tecnologia Ultra-Wide-Bandwidth come interfaccia radio (OMAN-UWB, *Open-Mobile-Access-Network*) e vede la collaborazione di diversi centri di ricerca, tra i quali anche uno della facoltà d'ingegneria dell'università di Roma "La Sapienza", che si occupa principalmente del problema dell'allocazione dinamica delle risorse (sino alla parte inferiore del livello di rete) e di tutti i problemi ad esso connessi.

3.2. Allocazione dinamica delle risorse e ad-hoc-networks

Per il problema dell'allocazione delle risorse in una rete wireless di tipo peer-to-peer, sono state proposte in letteratura differenti soluzioni per il livello MAC dell'architettura di rete. Il fatto che in una rete single-hop (come ad esempio è quella cellulare) si gestisca con relativa semplicità il problema dell'assegnazione delle risorse, in modo tale da rispettare requisiti QoS, anche diversi fra loro, dei vari servizi di TLC, dipende principalmente dal fatto che tutte le stazioni, direttamente o attraverso stazioni di controllo (le stazioni radio-base in un sistema cellulare), siano a conoscenza delle richieste di risorsa da parte delle altre stazioni. Si è quindi cercato di estendere tale concetto ad una rete wireless multi-hop, creando dei cluster di nodi (equivalenti alle celle del sistema cellulare), in modo tale che l'accesso al canale e l'assegnazione di risorsa possano essere gestiti in ogni cluster. Un tale approccio si basa sull'idea del *clusterhead*, che svolge il ruolo di coordinatore centrale di tutte le trasmissioni che avvengono nel

suo cluster ; c'è da dire comunque che il clusterhead, come qui introdotto, differisce concettualmente dalle stazioni-radio-base di una rete cellulare, dal momento che, come elemento di rete, non richiede hardware aggiuntivo rispetto ai normali terminali, per svolgere le sue funzionalità, dato che questo viene selezionato dinamicamente tra le stazioni in una determinata area(Progetto Bluetooth, Cluster-TDMA)[4].D'altra parte però, il clusterhead svolge un extra-lavoro rispetto le altre stazioni del suo cluster e quindi all'aumentare del carico di traffico nella rete, potrebbe diventare fonte di congestione.Per superare questo ostacolo in uno di questi progetti (Adaptive-Clustering) si adotta un approccio totalmente distribuito per la formazione dei cluster e per la comunicazione tra essi, eliminando così il concetto di clusterhead.Attraverso quindi, specifici algoritmi di "clusterizzazione" della rete, quest'ultima viene ad essere suddivisa in tante porzioni(i cluster appunto) con un controllo interno di ogni cluster indipendente da quelli adiacenti. A livello MAC l'accesso viene gestito con l'assegnazione di un codice trasmissivo diverso per ogni cluster(CDMA,con sincronizzazione delle stazioni all'interno di un singolo cluster) e sfruttando il riuso spaziale dei codici data la limitata area di copertura di ogni cluster, mentre per la comunicazione tra cluster viene utilizzato un meccanismo di assegnazione di *circuiti-virtuali*.

Una tale soluzione presenta un grado di utilizzazione delle risorse paragonabile rispetto agli altri progetti (Bluetooth,Cluster TDMA), limitando inoltre le esigenze di sincronizzazione, tra i terminali della rete , che in questi per le soluzioni tipo Bluetooth sono necessarie per lo svolgimento di tutte le operazioni di rete (accesso alle risorse, routing gestione dei cluster).

In aggiunta a tali soluzioni, è stato introdotto il protocollo di accesso al mezzo *MACA/PR*, come estensione dello standard IEEE 802.11 per le WLAN, per il supporto di flussi di traffico con requisiti di QoS anche diversi tra loro (come ad esempio tutti gli applicativi real-time), e che coadiuvato da un algoritmo di routing basato sulla QoS delle singole trasmissioni da instradare, permette di ottenere una suite di protocolli di rete tali da poter supportare l'allocazione dinamica delle risorse in una rete di tipo multihop-mobile-ad-hoc senza, fatto questo fondamentale, richiedere alcuna sincronizzazione tra i terminali (situazione, questa, più realistica in tipologie di rete del tipo qui trattato), e peraltro ottenendo un grado di utilizzazione delle risorse assolutamente paragonabile con le soluzioni precedentemente discusse.

3.3. Architettura di riferimento ed elementi di rete

Il progetto *Whyless.com* è teso allo sviluppo della parte, dell'architettura di rete, riguardante la condivisione della risorsa trasmissiva e della sua allocazione dinamica, tra i vari terminali, in una rete di accesso di tipo mobile-ad-hoc-multihop in grado di supportare una molteplicità di servizi di telecomunicazioni, quali servizi dati ad alta velocità, ma anche tutti quelli che hanno precisi requisiti di QoS (come ad esempio tutti i servizi in tempo reale), e vista come rete di accesso alla rete "globale" (ad esempio internet). Questi requisiti di qualità sono espressi attraverso parametri dipendenti dalle diverse applicazioni, tipicamente, con *richieste di banda*, *perdita di pacchetti*, *ritardo*. Il compito svolto dal *Resource Manager*

consiste proprio nel gestire dinamicamente tali richieste di QoS provenienti dalle varie applicazioni in base alle risorse di rete disponibili a quel momento, in modo tale da rispettare nel modo più “equo” possibile le esigenze delle varie applicazioni. Si nota, così, come il compito svolto dal *Resource Manager* sia inesorabilmente legato al meccanismo di controllo di accesso al mezzo(MAC).In aggiunta a ciò va detto che l’architettura di rete assunta per tale progetto non prevede l’introduzione del concetto di cluster allo strato MAC, in tal modo infatti l’algoritmo con cui opera l’RRC risulta essere totalmente distribuito, non occorre un controllore centrale nella rete e tantomeno una pianificazione delle risorse .Gli unici cluster a livello MAC sono quelli “fisici” basati sulla qualità del collegamento trasmissivo, principalmente influenzato dal range trasmissivo che si permette alla trasmissione della segnalazione.

Un tipico approccio utilizzato al livello MAC per poter supportare flussi con differenti requisiti di QoS, è quello di definire un set di classi di servizio ed una politica di servizio tra le diverse classi; ma tale approccio, se considerato nel contesto dell’architettura di rete sotto esame, ha un grande limite.Infatti essendo tale architettura di tipo *multi-hop-peer-to-peer*, il controllo sul rispetto dei requisiti di QoS sul singolo link non è sufficiente a garantire che tale QoS sia mantenuta su tutta la tratta end-to-end della comunicazione.Per comprendere meglio questo punto, per prima cosa occorre sottolineare che le richieste di QoS da parte delle varie applicazioni fanno riferimento alla tratta end-to-end, ed in tal senso lo strato di rete è responsabile del controllo dell’ammissione di tali richieste.In secondo luogo, per garantire requisiti di QoS sull’intero percorso, si rende necessaria un’ efficiente gestione della risorsa radio sul

singolo link, e quindi, una stretta interazione tra gli strati di Rete e quello MAC, in modo da poter tenere conto nella gestione del singolo link del soddisfacimento della QoS richiesta sul collegamento complessivo per quella determinata connessione(end-to-end).Da ciò si comprende come il compito dello strato MAC, nel controllo della risorsa radio, riguardi la singola interfaccia radio, piuttosto che l'intero percorso trasmissivo end-to-end, ed inoltre, questo non ha completa conoscenza e controllo circa la possibilità di soddisfacimento delle richieste di QoS sull'intera tratta del collegamento.Una prima idea sul ruolo del livello MAC nel gestire richieste di QoS, e che sarà poi alla base del modello funzionale descritto in seguito, è quella che l'entità MAC gestisca la risorsa suddividendola logicamente in due parti:

- Una prima porzione di banda (detta ***Reserved Bandwidth, RB***) che è negoziata con la rete e che, una volta allocata, può essere modificata esclusivamente dalla rete stessa.
- Una seconda porzione di banda (detta ***Dynamic Bandwidth, DB***) che, invece, può essere variata dinamicamente direttamente dallo strato MAC.

Occorre sottolineare il fatto che la capacità della risorsa è solo virtualmente suddivisa, in realtà la totale capacità disponibile allo strato MAC è trattata come un' unica risorsa per servire tutti i pacchetti da trasmettere, siano questi appartenenti a flussi DB che RB.

Come per il livello di Rete, possiamo assumere che anche per quello MAC esista un controllore di QoS, e siano definite un set di classi QoS ed una BE(*Best-Effort*), le prime servite dallo strato MAC attraverso la

capacità RB , mentre le seconde, BE , vengono “accettate” finché gli sono rese disponibili dallo strato di rete mandate dallo strato di rete.

Intendendo quindi descrivere un modello architetturale di base, si può dire che come elementi di rete viene utilizzato il concetto di *terminodes*. Tali *terminodes* rappresentano elementi di una rete di tipo *wireless* che possono svolgere due ruoli nell’ambito delle funzionalità di rete:

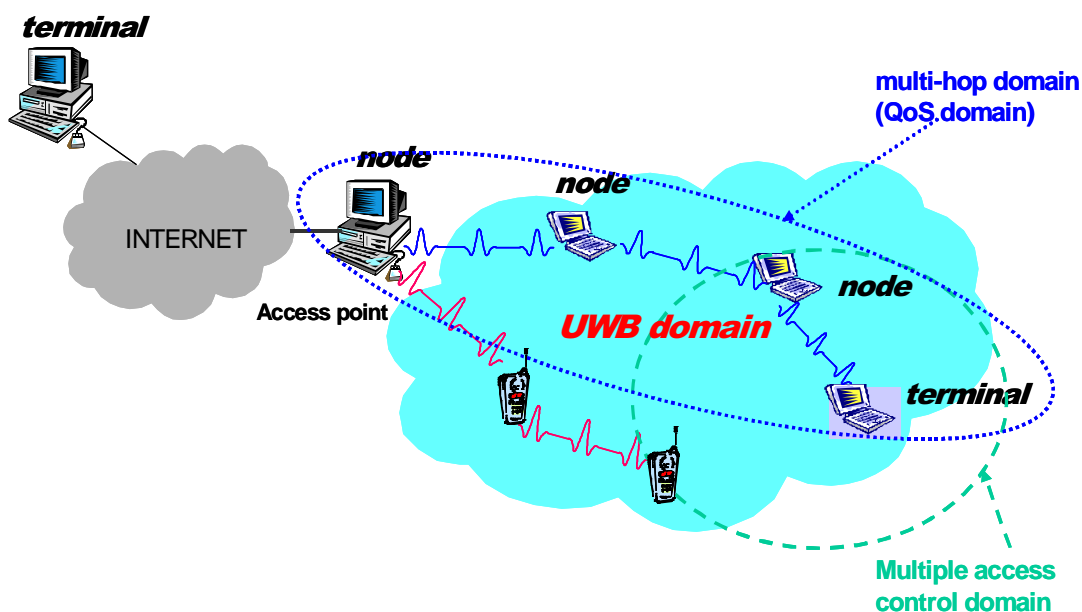
- nodo di rete
- nodo terminale

Come nodo terminale un *terminode* opererà come gli usuali apparati terminali di una rete di TLC, ossia potrà instaurare connessioni con altri apparati terminali della rete, regolare il flusso di traffico emesso, trasmettere e ricevere dati, controllare l’accesso al canale. Mentre come nodo di rete un *terminode* avrà fondamentalmente il compito principale di instradare flussi di dati in arrivo su *link* in uscita da esso, ed in tal senso sono possibili tre combinazioni flussi in ingresso/flussi in uscita da un nodo di rete:

- canale radio/canale radio
- canale radio/rete fissa
- rete fissa/canale radio

Nel primo caso, (radio/radio), al nodo viene inoltre richiesto di garantire la connessione, *multi-hop*, al nodo di accesso **AP** alla rete fissa, data la struttura di *Ad-Hoc-Multi-Hop-Network* che ha la parte *wireless* della rete. Quindi come nodo un *terminode* partecipa, come funzionalità di rete, all’instaurazione delle comunicazioni, alla gestione dei flussi di traffico ed al controllo della risorsa radio.

Nella successiva figura viene mostrato un esempio di un architettura di riferimento del tipo descritto in precedenza, ed in cui appare evidente il doppio ruolo svolto dagli elementi di rete.



(Fig. 1) Architettura di riferimento per il progetto Whyless.com

Nella (Figura 1) sono rappresentati differenti domini di rete:

1. Dominio UWB che rappresenta la parte *wireless* della rete in cui è adottata la tecnica UWB per la trasmissione dei segnali che trasportano le informazioni
2. Dominio *QoS* in cui svolge il suo, fondamentale, compito l'algoritmo di allocazione dinamica delle risorse, per poter così supportare le richieste di *QoS* richieste dagli strati superiori, sfruttando la natura *multi-hop* della sottorete di accesso.
3. Dominio di controllo di accesso alla risorsa, dove tale accesso alla risorsa radio è strettamente regolato.

Quindi in linea di principio si può affermare che esistono molte regioni nel dominio UWB in cui viene ad operare l'algoritmo di controllo dell'accesso, e sono tutte quelle in cui la trasmissione di un *terminode* influenza in qualche misura quelle degli altri *terminodes* presenti in quella specifica regione della rete. Per cui in ogni dominio MAC il meccanismo di accesso multiplo dovrà operare in modo tale da far condividere la capacità trasmissiva tra i *terminode* presenti in tale regione, e per questo scopo assume un ruolo fondamentale la mutua interferenza tra *terminodes* in competizione per l'assegnazione della risorsa.

3.4. Modello funzionale di riferimento

Nel precedente modello architetturale si possono distinguere differenti entità funzionali, alcune che fanno riferimento alle interazioni con il livello di rete (**RRC** sub-level), altre allo strato **MAC** vero e proprio (**RLC** sub-level) ed altre infine allo strato fisico. Nella Figura(2) viene mostrato schematicamente un modello funzionale per lo strato **MAC** in termini di entità funzionali a tale livello ed alle loro possibili interazioni con le entità degli strati sottostante e sovrastante.

Il sub-strato **RRC** è responsabile del controllo della risorsa radio, e quindi:

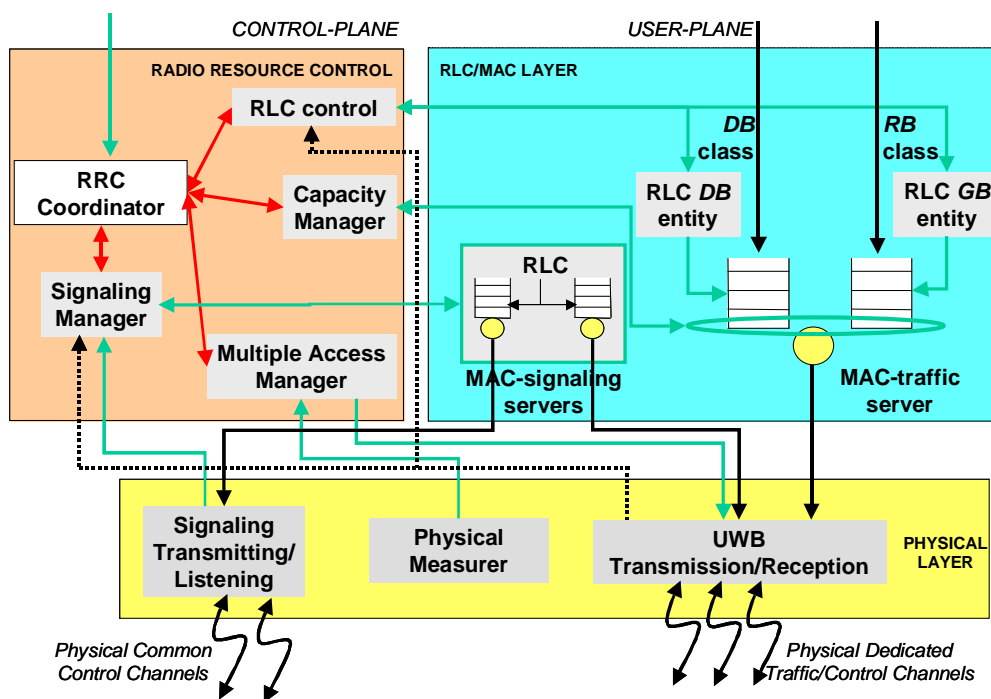
1. riceve le richieste di banda da allocare, dallo strato di rete, per consentire l'accesso ai flussi *RB* riservando loro una certa porzione della capacità disponibile.

2. interagisce con le entità **RLC/MAC** (*RLC control, Capacity Manager, Signaling Manager*) per poter gestire la risorsa in maniera adattiva rispetto alle intere esigenze di traffico (sia *DB* che *RB*).
3. si interfaccia con lo strato fisico (*Multiple Access Manager*) attraverso il quale, controlla e gestisce tutti i parametri UWB per la trasmissione e riceve alcune misurazioni fisiche.

In particolare le entità funzionali **RRC** di nostro interesse sono:

- **RRC Coordinator**: rappresenta l'entità che coordina tutte le funzioni svolte dagli altri blocchi funzionali **RRC**; gestisce la configurazione/riconfigurazione della capacità radio, attivando o disattivando il *MAC-traffic-server*. Calcola la capacità disponibile nel sistema, ricevendo informazioni sul livello d'interferenza presente dal *Multiple-Access-Manager*, e controlla la risorsa radio per l'assegnazione differenziata di banda per le due classi di servizio previste, *RB* e *DB*, utilizzando le misure di traffico fornitegli dal *Capacity Manager*. I parametri di trasmissione che possono essere variati dal **RRC** per il soddisfacimento dei requisiti di rete e per l'ottimizzazione dell'accesso alla risorsa trasmissiva, sono:
 - famiglia dei codici di Time-Hopping;
 - il numero di codici di time-hopping assegnati a ciascun utente;
 - il numero di impulsi trasmessi per ogni bit d'informazione (N_s);
 - l'intervallo temporale tra due impulsi consecutivi (T_f);
 - il periodo del codice di time-hopping utilizzato (N_p);
 - la forma dell'impulso UWB trasmesso e la sua durata;

- lo sfasamento temporale che risulta dalla modulazione del treno d'impulsi(PPM), con la sequenza di bit d'informazione(δ);
 - il rate di trasmissione;
 - è da notare, per esempio, che il rate di trasmissione può essere modificato variando il numero d'impulsi trasmessi per bit(N_s), oppure variando il numero di codici di time-hopping assegnati a ciascun utente. Mentre per mantenere bassa la densità spettrale di potenza si potrebbe aumentare il periodo del codice di time-hopping, ed invece per modificare lo spettro, in modo da non andare ad interessare particolari bande di frequenze proibite si può agire sulla forma dell'impulso UWB.
- **Capacity Manager** :come detto in precedenza, esso gestisce le misurazioni di traffico delle due classi di servizio, *RB* e *DB*, fornendole al *RRC Coordinator* per le successive assegnazioni di banda disponibile.
 - **Multiple Access Manager**:coordina l'accesso al canale radio, selezionando adeguatamente i parametri UWB sulle basi delle richieste di potenza trasmissiva e capacità fatte dall'*RRC Coordinator*, e quando necessario interagisce con il *Physical Measurer* per la gestione del SINR/potenza, quando viene richiesto dall'*RRC Coordinator*.
 - **Signaling Manager** :gestisce tutti i processi dedicati alla trasmissione dei messaggi di segnalazione propri e degli altri utenti, questi ultimi riguardo lo stato del dominio MAC in cui si trova lo specifico terminale.



(Fig.2) Modello funzionale di riferimento dello strato MAC in Whyless

Le entità funzionali a livello **RLC/MAC** di nostro interesse sono:

- **RLC:** implementa le operazioni di segmentazione e riassetto delle unità dati da/per il livello superiore o sottostante.
- **MAC-Traffic-server:** serve le due classi di servizio con i valori di capacità fornitigli dal *Capacity-Manager* ed adotta una politica di priorità di assegnazione della risorsa per la classe *RB* rispetto quella *DB*.
- **MAC-Signaling-server:** gestisce il buffer dei pacchetti di segnalazione, implementa il meccanismo ARQ per essi, ed inoltra gli stessi verso il blocco *Signaling Transmitting /Listening* o verso quello *UWB Trasmission/Reception* a seconda del tipo di segnalazione a cui appartiene il pacchetto (canale-comune, in-banda rispettivamente)

Le entità di strato fisico sono prevalentemente orientate verso funzionalità di trasmissione e ricezione UWB e sono:

- ***UWB Trasmission/Reception***: come dice il nome stesso, gestisce tutte quelle funzionalità per la trasmissione e ricezione dei segnali UWB.
- ***Physical Measurer*** :effettua misurazioni sulla potenza e sull'interferenza presenti nel dominio MAC del *terminode*, riportandole al Multiple Access Manager.
- ***Signaling Transmitting/Listening***:responsabile della trasmissione dei messaggi di segnalazione, provenienti dal *Signaling Manager*, sul common control channel, e la ricezione degli altri messaggi di segnalazione provenienti da altri *terminodes* presenti nello stesso Dominio MAC.

La modularità presentata da tale modello funzionale, permette la definizione di protocolli, per i sottostrati RRC/MAC/RLC, versatili e flessibili, che da un lato si possono adattare alle richieste provenienti dal livello di rete, e dall'altro alle specifiche condizioni in termini di stato del canale e di livello d'interferenza nel dominio MAC;si può notare inoltre che tale modello funzionale è utilizzabile per ogni tipo di ruolo svolto dal *terminode*, sia esso nodo di rete che terminale.

Inoltre, si possono distinguere due diversi tipi di canali logici:

- **Canali di segnalazione**: suddivisi in **PCCC**(*Physical Common Control Channel*),condiviso da tutti i *terminodes* presenti in un dominio MAC e costituito da codici di TH noti a tutti i terminodes e utilizzato soprattutto per le procedure di set-up delle comunicazioni , de in **PDCC**(*Physical Dedicated Control Channel*) il quale si occupa delle informazioni di

segnalazione di tipo dedicato (relative per esempio ad una comunicazione attiva tra due *terminodes*).

- **Canali di traffico**: costituiti dal **PDTC** (*Physical Dedicated Traffic Channel*), ottenuti utilizzando una particolare configurazione di codici di TH.

3.5. *Allocazione dinamica delle risorse tramite RRC*

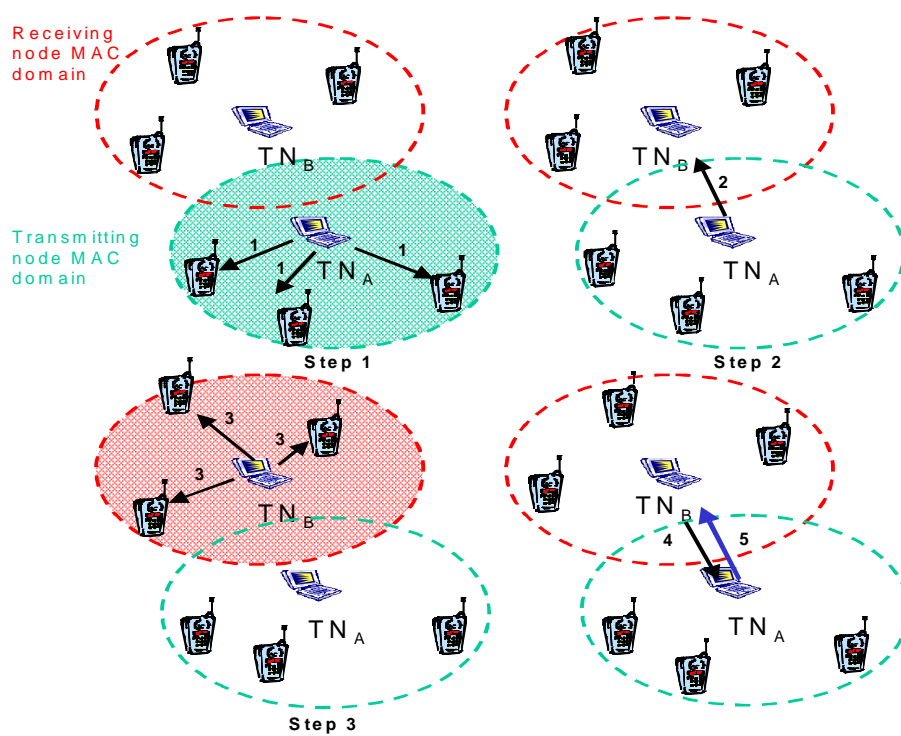
Il modo di operare del protocollo distribuito di allocazione delle risorse in base al modello funzionale descritto in precedenza può essere meglio compreso se si suddivide il processo in vari passi (Figura 3).

1. Il terminale che vuole instaurare una comunicazione (TN_A), “interroga” gli altri terminali presenti nel suo dominio MAC per conoscere i margini di potenza a cui gli è consentito trasmettere e derivare da ciò le possibili modifiche ai parametri di trasmissione.
2. Il terminale TN_A comunica alla destinazione (TN_B) i parametri di trasmissione selezionati ed il relativo codice di time-hopping sul quale deve svolgersi la comunicazione.
3. Il terminale ricevente (TN_B) verifica che il livello di potenza associato con la comunicazione che si vuole instaurare verso di se, sia compatibile con il livello d’interferenza presente nel suo dominio MAC, se così è allora passa direttamente al passo 4) altrimenti trasmette un “allarme “ a tutti i terminali attivi del suo dominio MAC per vedere se c’è la possibilità di una riduzione del livello di potenza presente, riduzione che peraltro è attuabile soltanto ad i flussi in corso di tipo DB), in modo tale

da permettere l'ingresso del terminale TN_A nella rete come trasmettitore.

4. Il terminale ricevente TN_B risponde comunque alla richiesta d'instaurazione di una comunicazione fatta dal terminale TN_A . Se entrambi i due terminali concordano con tutti i vari parametri di trasmissione consentiti loro dalla "rete", la comunicazione può avere luogo e si passa alla fase 5), altrimenti, nel caso la fase di set-up fallisca, si deve iniziare di nuovo tutto il processo a partire dalla fase 1) con eventuali "allarmi" trasmessi dal trasmettitore anche nel suo dominio MAC per ottenere maggiori margini per il livello di potenza trasmessa e per i parametri di trasmissione.
5. Giunti in questa fase, il set-up per l'instaurazione della comunicazione si è concluso con successo, ed i due terminali possono comunicare. Ovviamente tutta la procedura va ripetuta per set-up di altre trasmissioni, ma anche per tutte le riconfigurazioni che possono avvenire in comunicazioni già in atto.

Da tutto ciò si nota come lo scambio d'informazione di segnalazione sia basilare per la riuscita di tutto l'algoritmo e che come vedremo più avanti in questo lavoro, la segnalazione deve essere gestita in modo differente a seconda della finalità a cui è rivolta.



(Fig. 3) Fasi dell'algoritmo di allocazione dinamica della risorsa trasmissiva

CAPITOLO 4

Protocolli MAC

in

mobile-multihop-multihop-ad-hoc-networks

4.1. Introduzione

Come accennato al termine del capitolo precedente, l'obiettivo di questo lavoro è quello di cercare dei protocolli di accesso multiplo, utilizzabili per il canale di segnalazione a canale comune (*PCCC*) nell'ambito del progetto *Whyless.com*, descritto nelle pagine precedenti, e tali da soddisfare tutte le esigenze di segnalazione dei *terminodes* come richiesto dall'algoritmo di allocazione delle risorse distribuito presentato nel capitolo 3.

A tale scopo, in questo capitolo si vuole dare una panoramica generale su quelli che sono i protocolli di accesso multiplo sviluppati negli ultimi anni per le WLAN ad-hoc-networks.

In un ambiente del tipo qui considerato, la risorsa comune, il canale radio, su cui avvengono le comunicazioni, è condivisa da tutti i terminali della rete. Possono, quindi, sorgere conflitti di accesso nel momento in cui più stazioni, in prossimità l'una dell'altra, cercano di utilizzare la risorsa nello stesso momento. Per cui uno degli obiettivi, se non il solo a tale livello, di un protocollo di accesso, è quello di eliminare o, almeno cercare di minimizzare la massimo tali conflitti. I protocolli di accesso multiplo per una rete di tipo WLAN sono in genere suddivisi in due famiglie principali.

Quelli appartenenti alla prima classe operano un meccanismo di accesso sul canale di tipo statico, infatti, una fissata porzione della risorsa da condividere (tempo, frequenza, codici) viene assegnata alle singole comunicazioni in modo tale da eliminare l'eventualità di conflitti di utilizzo, relativamente a tale porzione di risorsa preassegnata. Di solito un

simile approccio richiede comunque la presenza di un qualche organo centrale che svolga il ruolo di “controllore” del canale.

Per quanto riguarda i protocolli della seconda categoria, questi si basano su un meccanismo di assegnazione della risorsa gestito direttamente dagli stessi terminali in maniera distribuita, cercando di minimizzare al massimo i conflitti che avvengono nel caso in cui due o più terminali si trovano ad utilizzare il canale nello stesso istante(collisions).Ovviamente tenendo conto che nella tipologia di rete qui considerata non esiste sincronizzazione, né tantomeno un controllo centralizzato tra le stazioni e che la risorsa è una soltanto(cioè non si hanno a disposizione più canali per un eventuale loro riutilizzo spaziale o cose simili), il canale PCCC, l'unico approccio possibile è quello del secondo tipo, ossia di protocolli di accesso sul canale comune di tipo **RAP** (*Random Access Protocols*).

4.2. Protocollo di accesso multiplo ALOHA

Un primo e forse il più banale approccio è quello di utilizzare un meccanismo di accesso di tipo ALOHA(sviluppato nei primi anni settanta per le LAN), secondo il quale, le stazioni trasmettono non appena hanno pacchetti da spedire, se il pacchetto collide con un altro trasmesso da un'altra stazione allora verrà ritrasmesso successivamente[9],[16].Ci si rende immediatamente conto che un tale approccio è totalmente inefficiente in un ambiente di tipo wireless, dato che il tempo di propagazione non nullo tra le stazioni e la natura stessa del canale radio, non permettono alle

stazioni di percepire immediatamente se i pacchetti da loro trasmessi sono o meno giunti a destinazione.

4.3. Protocolli di tipo Carrier-Sense(CSMA)

Una seconda possibile soluzione sarebbe quella di seguire un approccio di tipo *CSMA* (*Carrier Sense Multiple Access*) con le sue due versioni *CSMA-Persistente* e *CSMA-non persistente* [16]. Secondo la prima versione, quando una stazione deve inviare i dati, ascolta prima il canale per sapere se qualche altra stazione sta trasmettendo. Se il canale risulta impegnato, la stazione attende che questo si liberi; se invece una stazione trova il canale libero, allora trasmette immediatamente il pacchetto. Nel caso in cui avvenga una collisione, la stazione attende un intervallo di tempo arbitrario e poi ripete l'algoritmo. Ovviamente il ritardo di propagazione assume un ruolo fondamentale, perché esiste la possibilità che non appena una stazione inizi la trasmissione un'altra sentendo il canale ancora libero, per effetto del ritardo di propagazione trasmetta simultaneamente, causando così una collisione. Ma anche con un ritardo di propagazione nullo esiste la possibilità di collisione, nel caso in cui due stazioni pronte per trasmettere sentano entrambe la trasmissione di una terza stazione, ed appena quest'ultima termina tutte e due le stazioni trasmettono i loro pacchetti interferendo così l'una con l'altra. Comunque un tale approccio risulta migliore di quello ALOHA, dato che almeno le stazioni prima di iniziare una trasmissione si cautelano in parte testando lo stato del canale. Per quanto riguarda il secondo tipo di protocollo

CSMA(quello non persistente), le stazioni che lo utilizzano, come per il primo tipo, se hanno pacchetti da trasmettere ed il canale risulta libero iniziano immediatamente la trasmissione;se invece il canale risulta occupato, la stazione non continuerà a controllare il canale per accedervi non appena la trasmissione in corso termina, ma aspetterà un intervallo di tempo casuale e poi ripeterà l’algoritmo.Intuitivamente tale tecnica porterà ad un migliore utilizzo del canale e quindi ad un miglioramento delle prestazioni rispetto la precedente.Comunque però anche tale tecnica risulta assolutamente inappropriata in un ambiente mobile-multi-hop, dato che quello che interessa per eliminare le collisioni, è l’interferenza presenta al ricevitore e non quella percepita dal trasmettitore.Ciò porta direttamente ad affrontare i noti problemi dell’*Hidden-terminal* e *Exposed-terminal*, che sono la causa maggiore del non ottenimento di alti gradi di utilizzazione dei canali in reti mobile-multi-hop.

Andando a descrivere tali problemi si osservi la(Figura 1).

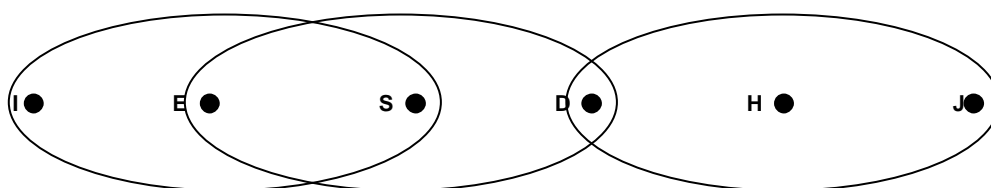
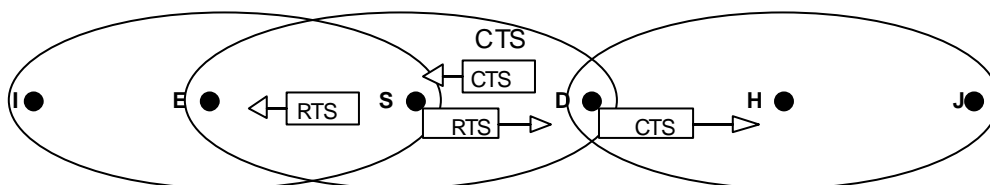


Fig.1 *Hidden-Terminal(H)* ed *Exposed-Terminal(E)*

Un terminale H si dice che è “*hidden*” , quando questo è abbastanza distante dalla sorgente della trasmissione(fuori dalla sua portata) ma è vicino alla stazione destinataria della stessa.Senza la capacità di percepire la comunicazione in atto, H potrebbe causare una collisione in D, iniziando una trasmissione verso J. D'altra parte un terminale E si dice che è “*exposed*”, se questo è in prossimità della sorgente ma fuori dal range della destinazione.In tal caso, infatti, sentendo la comunicazione in corso (da S a D), ma non sapendo che D è fuori dalla sua portata, E rimane in silenzio, anche se una sua eventuale trasmissione verso I non avrebbe in alcun modo disturbato la comunicazione S-D.

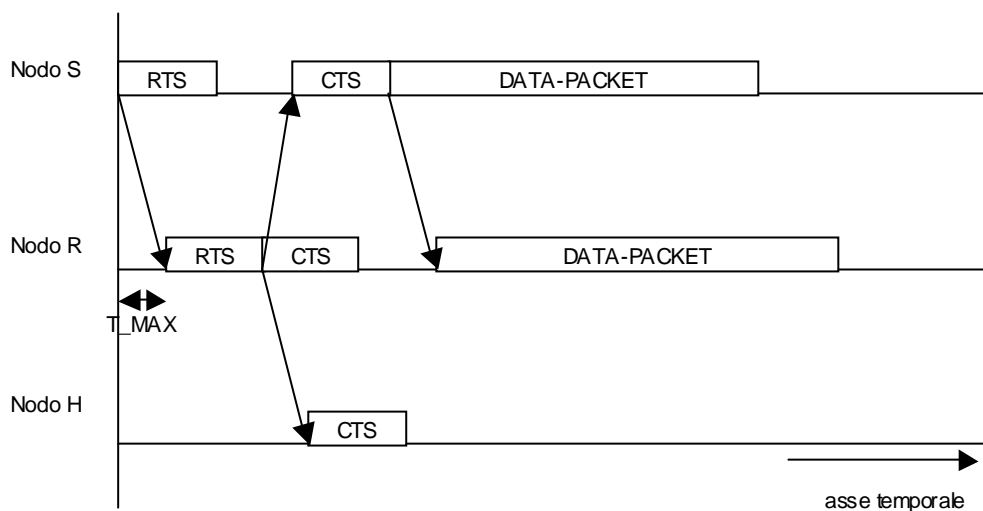
4.4. MACA e MACAW(collision avoidance MAC protocols)

Per cercare una soluzione a tali problemi vengono introdotti [8] i protocolli di tipo *CA*(*Collision Avoidance*)il primo dei quali è **MACA** [10]che cerca di rivelare la collisione al ricevitore piuttosto che al trasmettitore, instaurando un dialogo preventivo richiesta-risposta, tra il trasmettitore ed il ricevitore(Figura 2).



(Fig.2) *Hidden-Terminal(H) ed Exposed-Terminal(E) con MACA*

In tal caso il trasmettitore(S), pronto per spedire un pacchetto dati, inizia la fase di *Collision Avoidance*: spedisce un pacchetto di controllo **RTS** (Request to send) al ricevitore; tale piccolo pacchetto contiene informazioni sul pacchetto dati che seguirà (durata), il ricevitore non appena ricevuto l'RTS risponderà a sua volta con un ulteriore pacchetto di controllo **CTS** (Clear to Send) con cui avverte il trasmettitore che può iniziare la trasmissione del pacchetto dati (canale libero al ricevitore). Dopo aver ricevuto il CTS, il trasmettitore comincia la trasmissione (Figura 3). Quindi, qualsiasi stazione che abbia ricevuto il CTS ma non l'RTS (come ad esempio H), essendo in prossimità del ricevitore dovrà rimanere in silenzio per permettere la ricezione del pacchetto dati in arrivo a D. D'altra parte, qualsiasi stazione che riceva l'RTS ma non il CTS (come ad esempio E), essendo in prossimità del trasmettitore ma non del ricevitore, può tranquillamente trasmettere i suoi pacchetti senza in alcun modo interferire con la comunicazione in corso.

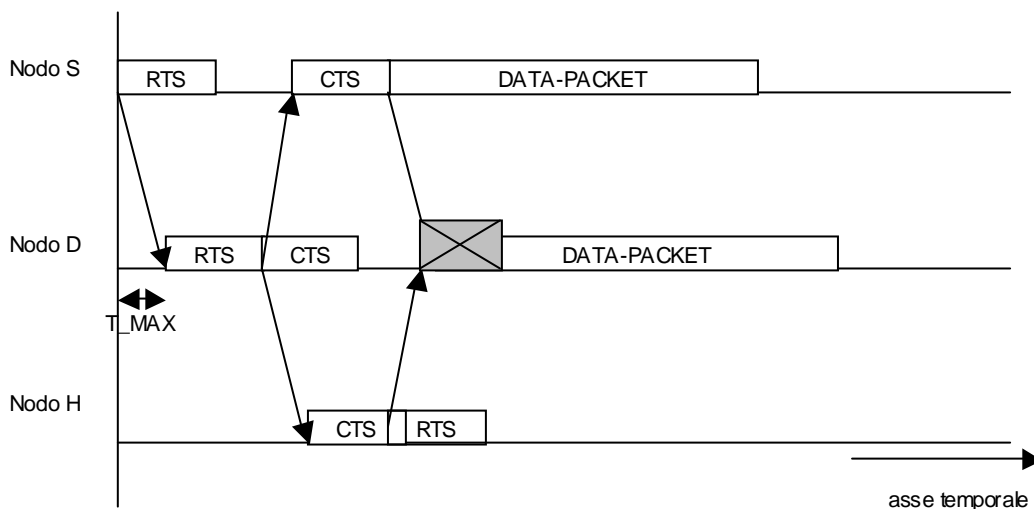


(Fig. 3) Schema temporale di funzionamento di MACA

Inoltre ora assumono un ruolo fondamentale anche le dimensioni dei vari pacchetti trasmessi (DATA, RTS, CTS), sia per problemi di overhead, che per limitare il tempo che il canale necessita per “ripulirsi” nel caso in cui avvenga una collisione. Comunque esistono dei limiti inferiori sulla dimensione dei pacchetti, dettati proprio dal fatto che siamo nel contesto di una rete wireless. Ad esempio nel caso di una rete single-hop, quindi esente dal problema dell’hidden terminal, la dimensione minima richiesta alla dimensione dei pacchetti di controllo affinché con il protocollo MACA si elimini il rischio delle collisioni, è il doppio del massimo ritardo di propagazione tra due terminali della rete, dato che per la natura stessa del canale radio, un terminale nel caso peggiore si accorge soltanto dopo $2 \cdot (T_{MAX})$, dove T_{MAX} è il ritardo di propagazione tra due terminali della rete, che si trovano a distanza massima l’uno dall’altro. Purtroppo però tali condizioni sulla durata minima dell’RTS assicurano che non avvengano

collisioni tra pacchetti DATA soltanto in un ambiente di comunicazione radio di tipo single hop, mentre come più volte detto in precedenza, un rete wireless di tipo ad-hoc viene ad assumere normalmente di una rete multihop, e quindi con la presenza di hidden terminal; in questo caso, il fatto che la dimensione minima dell'RTS sia maggiore o uguale al massimo ritardo di propagazione, non assicura l'assenza di collisioni tra pacchetti d'informazione. Si potrebbero avere collisioni, ad esempio, in caso di trasmissioni contemporanee di RTS verso uno stesso nodo (S ed H verso D) oppure per la mancata ricezione del CTS da parte di H, che non potrebbe così capire che occorre silenziarsi per la presenza di una comunicazione nelle sue vicinanze, se ad esempio H inizia la trasmissione di un RTS un istante prima che termini la ricezione del CTS da parte di S, e dato che in MACA non si adotta il meccanismo CSMA, H prima di trasmettere non si accerta che il canale sia libero, conseguenza di questo è che l'RTS trasmesso da H va a collidere in D con il DATA-PACKET trasmesso da S (Figura 4). Nel caso in cui un nodo trasmettitore percepisca una collisione o non riceva affatto il CTS dal ricevitore, aspetta un intervallo di tempo casuale, secondo quello che viene denominato algoritmo di *backoff*, e poi cerca di nuovo di avere accesso al canale secondo le regole descritte in precedenza. L'algoritmo di backoff, principalmente serve a far sì che non appena il canale divenga libero, tutte le stazioni in attesa di "richiedere" l'accesso ad esso, si attivino tutte contemporaneamente facendo divenire, così, molto più probabile l'eventualità di una collisione, aumentando il ritardo di trasmissione medio dei pacchetti e diminuendo, di conseguenza il throughput complessivo del canale. L'intervallo di backoff viene scelto tenendo conto di un parametro

che oscilla tra un valore massimo ed uno minimo e raddoppiando ogni qualvolta il nodo occorre in una collisione. Infatti, per ogni trasmissione (di un RTS nel nostro caso) da effettuare, l'intervallo di attesa prima di poter trasmettere effettivamente il pacchetto, è scelto in modo casuale in un intervallo di valori $[0, (W-1)]$, dove il valore W rappresenta la cosiddetta *contention window*, e dipende dal numero di collisioni che si sono avute in precedenza per la trasmissione di quello stesso pacchetto che ora si vuole ritrasmettere. In principio W è fissata ad un valore minimo W_{\min} , e dopo ogni trasmissione fallita, W viene raddoppiata, fino al massimo al valore e limite (fissato) che è $W_{\max} = 2^m W_{\min}$, dove i parametri m , W_{\min} e W_{\max} vanno fissati a priori. Quindi una volta settato, il timer di backoff viene decrementato fintanto che il canale risulta libero (ossia non si ricevono pacchetti), "congelato" quando, prima che esso scada, il canale dovesse occuparsi di nuovo, e riattivato immediatamente una volta che il si percepisce nuovamente libero il canale radio. Una volta che il timer scade, e il canale è libero il terminale può effettivamente iniziare a trasmettere (RTS) per la contesa dell'accesso al canale secondo le regole dello specifico protocollo MAC utilizzato. Da notare che il meccanismo di congelamento si rende necessario per evitare il cosiddetto fenomeno della "*starvation*", ossia che dopo ogni collisione, riguardante lo stesso pacchetto da trasmettere, il timer di backoff venga di nuovo scelto casualmente, con il rischio quindi che il terminale, in caso di rete con alto carico di traffico, rimanga continuamente in attesa.



(Fig. 4) Collisione in presenza di hidden-terminal con MACA

Successivamente sono state apportate delle modifiche allo schema operativo di base di MACA, per alleviare maggiormente il problema dell'Hidden_terminal ed aumentare le prestazioni, giungendo così alla definizione di *MACAW*[8] in cui è stato inserito un meccanismo di *ACK* a livello MAC, che rende più rapide le operazioni di ritrasmissione in caso di collisione, ed è stato introdotto un nuovo meccanismo di backoff(timer di backoff moltiplicato per il fattore 1,5 anziché 2 dopo ogni collisione). Ma ancora con tale protocollo rimangono ancora diversi problemi, quali le eccessive ritrasmissioni che possono avvenire in caso di mancata ricezione dell'ACK e possibilità di collisioni data la presenza di più fasi trasmissive per ogni comunicazione da fare.

4.5. MACA-BI (MACA- By Invitation)

Sfortunatamente, ogni aggiunta nel meccanismo di hand-shake tra ricevitore e trasmettitore prima di ogni comunicazione dell'effettivo pacchetto che contiene i dati, contribuisce ad aumentare notevolmente la percentuale di overhead necessario per ogni trasmissione d'informazioni utili, e di conseguenza riduce il grado di utilizzazione del canale, soprattutto in reti ad alta capacità. Per questo motivo, successivamente all'introduzione di MACA e MACAW è stata introdotta un'ulteriore modifica a MACA (**MACA-BI** appunto), al fine proprio di limitare al massimo l'overhead trasmissivo. L'idea di fondo su cui si basa MACA-BI, è che, a differenza dei protocolli di tipo CA, in cui è il trasmettitore a richiedere al ricevitore se sia o meno in grado di ricevere un eventuale pacchetto, in MACA-BI è lo stesso ricevitore, sulla base di stime sull'attività trasmissiva del trasmettitore, a far sapere a questo quando è possibile effettuare una trasmissione. Di conseguenza i pacchetti di controllo richiesti si sono ridotti al solo invito a trasmettere che il ricevitore invia al trasmettitore (**RTR** ready to receive), ossia si è passati dal 3-way-handshaking dei protocolli CA ad un *2-way-handshaking* di MACA-BI (Figura 6). Ovviamente alla riduzione dell'overhead ci sono tutte le difficoltà e i problemi connessi alla stima dell'attività del/dei trasmettitori in un ambiente di tipo wireless multihop, che in MACA-BI vengono affrontati con algoritmi di predizione del traffico della rete che si basano su informazioni sull'attività di ogni singolo nodo che vengono di volta in volta trasmesse con i pacchetti dati.

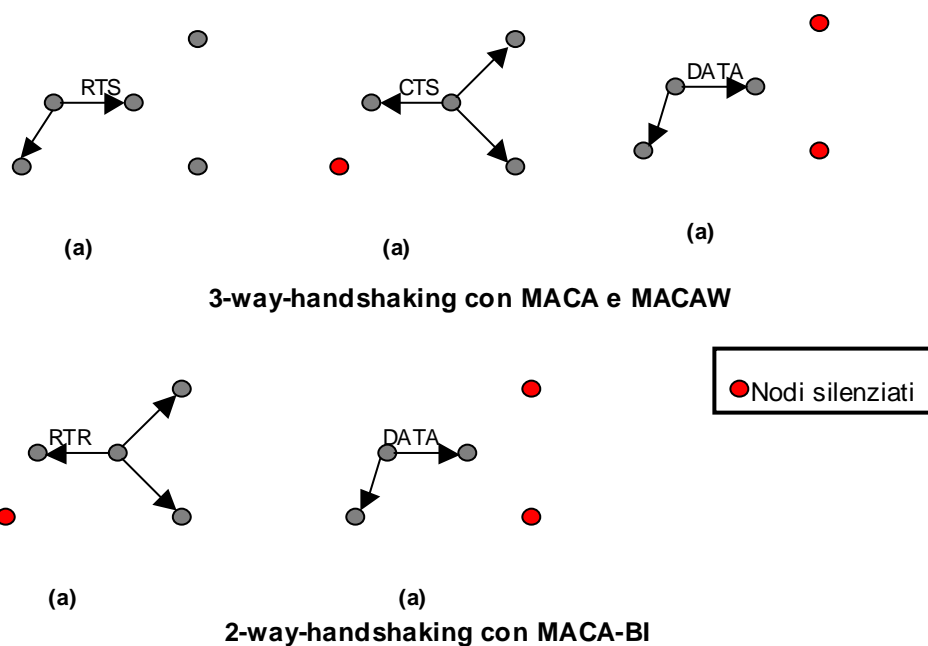


Fig. 6 MACA e MACAW in confronto a MACA-BI

4.6. Standard IEEE 802.11 e protocolli di tipo CSMA/CA

Ci si rese subito conto che aggiungendo ai protocolli tipo MACA/MACAW (collision avoidance) una fase iniziale di tipo *carrier-sense*, prima della trasmissione dei pacchetti di controllo, avrebbe potuto diminuire la probabilità di collisione; inoltre si pensò anche ad un aumento delle informazioni trasportate dai pacchetti di controllo, come ad esempio la durata della trasmissione, il numero di pacchetti dati da trasmettere, etc, in modo tale che ogni terminale avesse cognizione dell'attività trasmissiva "futura" intorno a se (NAV *Network Allocation Vector*). Si è giunti così alla definizione dello standard IEEE 802.11 [9] per reti wireless multihop, che è

di tipo CSMA/CA(*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*).

4.7 Protocollo FAMA(Floor Acquisition Multiple Access)

Come passo successivo, per una completa eliminazione delle collisioni in presenza di hidden-terminal, è stato sviluppato il protocollo **FAMA** (varie versioni)[6], di cui tratteremo dettagliatamente nel prossimo capitolo, e che fondamentalmente è un ulteriore perfezionamento di MACA con l'aggiunta di una fase iniziale CSMA/non-persistente prima della trasmissione dei pacchetti di controllo (come lo standard IEEE 802.11) , che fonda la sua proprietà di assenza di collisioni, proprio sulle dimensioni del RTS e del CTS.

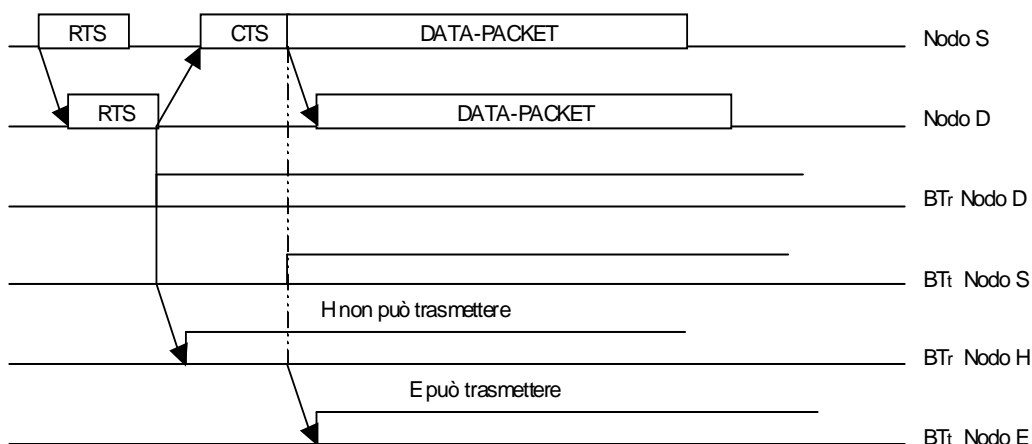
4.8. Protocolli di tipo busy-tone: BTMA e DBTMA

Parallelamente all'approccio di tipo CSMA/CA(standard IEEE 802.11), si è pensato ad un ulteriore possibile modo per combattere i problemi dell'*hidden e exposed terminal*, il **BTMA**(*Busy-Tone-Multiple-Access*) protocol[14][16], studiato per reti basate su architetture centralizzate, con la presenza quindi di stazioni radio-base. L'idea di tale protocollo è semplice, quando una BS sta ricevendo, invia un segnale(appunto il **busy tone signal**) verso tutti i terminali nella sua area di copertura(ecetto quello che sta trasmettendo) inibendoli così dall'accesso al canale;i terminali *hidden*,

sentendo il *busy tone* si silenziano. Purtroppo però tale sistema non è utilizzabile in una rete Ad-Hoc-multihop, per la mancanza di un controllo centralizzato, quindi si è pensato ad una modifica di tale protocollo, il **DBTMA** (*Dual Busy Tone Multiple Access*) protocol[15], che tramite l'utilizzo combinato del *three-way-handshake*(RTS-CTS-DATA) e di due busy-tone, gode della proprietà che tutti i pacchetti dati che vengono trasmessi non subiscono collisione.

Nello schema DBTMA, il singolo canale comune viene suddiviso in due sotto-canali: *data-channel* e *control channel*. I pacchetti dati vengono trasmessi sul data-channel, mentre i pacchetti di controllo(RTS,CTS) sul control-channel.Vengono utilizzati inoltre due toni frequenziali (**BT_r** e **BT_t**), aggiunti al canale di controllo, con una adeguata separazione spettrale.Secondo le regole di tale protocollo, un nodo pronto per la trasmissione trasmette il proprio RTS per richiedere l'accesso al canale dati.Quando la destinazione riceve l'RTS, ed è in grado di ricevere l'eventuale pacchetto dati, attiva il tono BT_r e risponde con il suo CTS al trasmettitore, che da parte sua ricevendo il CTS, attiva il tono BT_t ed inizia la trasmissione del pacchetto dati.Tutti gli altri nodi che sentono BT_r attivo, evitano di trasmettere per non interferire con la ricezione eventuale del pacchetto dati, mentre i nodi che sentono BT_t attivo capiscono che non possono ricevere(Figura 5).Si vede quindi, che attraverso un tale meccanismo, gli *hidden-terminal* vengono silenziati, mentre gli *exposed terminal* possono utilizzare il canale, dal momento che i primi sentono attivo BT_r mentre i secondi sentono BT_t ma non BT_r .Quindi, un nodo pronto per la trasmissione, per prima cosa deve controllare il tono BT_r , soltanto se questo è off può iniziare la trasmissione del RTS per l'accesso

al canale, inoltre deve controllare il tono BT_r anche dopo la trasmissione del RTS, per la possibilità che durante essa altri nodi vicini lo abbiano attivato; in tal caso il trasmettitore rimanda la trasmissione anche se riceve correttamente il CTS di risposta dal terminale a cui intendeva trasmettere. Dal punto di vista del ricevitore, invece, quando questo riceve un RTS destinato a se stesso, controlla il tono BT_t , per vedere se c'è qualche altro nodo nel suo range che stà utilizzando il canale dati per la trasmissione; se il tono BT_t risulta libero, allora risponde con il CTS per la successiva ricezione del pacchetto dati.



(Fig. 5) Schema operativo DBTMA

Si dimostra che tale protocollo si comporta molto bene in un ambiente di tipo multihop AD-Hoc, con caratteristiche di assenza di collisioni tra pacchetti dati, quindi throughput elevati rispetto ai protocolli di tipo CSMA/CA, con overhead e ritardi contenuti, ed un minimo di complicazione hardware per i terminali, dato che la ricezione dei busy tone

è attuabile semplicemente attraverso un filtro a banda stretta ed un comparatore.

CAPITOLO 5

***Protocollo MAC per il canale di segnalazione
(PCCC) nel sistema Whyless.com***

5.1. Introduzione

Come descritto brevemente nel secondo capitolo, in tale lavoro si vuole proporre un protocollo di accesso multiplo per il canale di segnalazione comune (PCCC) del sistema Whyless.com, tenendo conto di tutti i requisiti che un tale protocollo deve avere per supportare, nel modo più efficiente possibile, tutti gli scambi d'informazioni di controllo tra i terminali del sistema, sia quelli previsti dal meccanismo di allocazione dinamica delle risorse adottato nel sistema, e sia tutti quelli riguardanti le usuali informazioni di segnalazione scambiate fra nodi di una mobile-multihop-ad-hoc-network. Tenendo conto del contesto in cui si intende operare, possiamo sicuramente dire che nel sistema Whyless.com, un canale per la comunicazione, sia esso utilizzato per lo scambio della segnalazione che per quello delle informazioni, può essere identificato, almeno a tale livello dell'architettura di rete, con un codice di Time-Hopping assegnato, ed in particolare, per ciò che riguarda il canale di segnalazione comune, che d'ora in poi indicheremo con la sigla **CCCH(Common-Control-CHannel)**, tale codice di TH è noto a tutti i terminali della rete. Essendo questo un sistema basato su un'architettura a livello MAC di tipo peer-to-peer, senza alcun tipo di sincronizzazione tra i nodi, si può affermare per certo che il protocollo da adottare dovrà essere di tipo ad accesso dinamico(vedi cap. 4). In tal caso, le collisioni tra pacchetti di segnalazione saranno la causa maggiore di un grado di utilizzazione del canale CCCH non troppo elevato, e quindi d'inefficienza del "sistema di segnalazione" nel suo complesso (il concetto di collisione, nel sistema Whyless, presenta delle differenze sostanziali rispetto alla definizione "classica" di collisione tra pacchetti su

un canale di comunicazione condiviso tra più stazioni, come poi descriveremo nei prossimi paragrafi). Brevemente nel prossimo paragrafo verranno descritte le esigenze di segnalazione nel sistema Whyless.com e le problematiche connesse ad una loro attuazione.

5.2 Segnalazione nel sistema Whyless.com

Entrando più nello specifico della segnalazione nel sistema Whyless.com, dal capitolo 3 e dall'algoritmo di allocazione dinamica delle risorse in questo descritto, si capisce come le esigenze di uno scambio di informazioni di controllo, tra i vari nodi della rete, variano al variare dello stato di questa in termini di risorse disponibili, terminali presenti, livello esterno d'interferenza, etc.. D'altronde si è visto nel capitolo 3, che il meccanismo di allocazione delle risorse trasmissive è realizzato sfruttando tutte quelle che sono le caratteristiche della tecnica trasmissiva utilizzata come interfaccia radio nel sistema Whyless, cioè l'UWB. Quest'ultima, infatti, si distingue per la moltitudine di parametri fisici che possono essere variati, in ogni momento, a seconda delle esigenze della rete, e che influenzano con tali variazioni il compito che ogni terminale, come nodo di rete, svolge per la gestione delle risorse trasmissive in accordo con tutte le altre stazioni del sistema. Conseguenza di tutto questo, è il fatto che l'intero sistema di segnalazione del sistema è influenzato fortemente dalla tecnologia UWB utilizzata per le trasmissioni.

Volendo specificare il problema, si può affermare che nel nostro sistema esistono almeno tre tipologie di segnalazioni differenti, sia per quel che

riguarda gli obiettivi dello scambio informativo[19], che le modalità con cui questo avviene :

1. **Segnalazione Diretta**: tra entità funzionali dello strato MAC appartenenti a due sistemi informativi (terminali) diversi e tra i quali non esiste ancora una connessione attiva; ha luogo quando una delle due entità vuole trasmettere informazioni di controllo verso un'altra appartenente ad un determinato sistema informativo, identificato da un apposito “*identificativo di terminale*” noto a priori all'entità trasmittente. Un tale tipo di segnalazione è quella scambiata tra due terminali nella fase iniziale del tentativo d'instaurazione della comunicazione tra questi.
2. **Segnalazione Broadcast** : tra entità funzionali dello strato MAC appartenenti a due o più sistemi informativi della rete, avviene in tutti quei casi in cui un terminale ha la necessità di scambiare informazioni di controllo con tutti quelli ad esso adiacenti (ossia da questo fisicamente raggiungibili, quindi appartenenti al suo “cluster fisico”). Uno scambio di informazioni di controllo di tipo broadcast, per esempio, si ha in tutte quelle fasi che compongono l'instaurazione di una comunicazione nel sistema Wireless, ed in cui si tenta l'allocazione della risorsa, sulla base dello stato della rete (localmente alla zona interessata dal terminale che chiede di comunicare), in modo tale da garantire nel modo più equo possibile le richieste in termini di QoS provenienti dalle varie stazioni .
3. **Segnalazione in Banda**: tra entità funzionali appartenenti a due o più terminali tra i quali esiste già una connessione attiva; avviene quando due o più terminali che sono già in comunicazione, intendono

scambiarsi informazioni di controllo di qualche tipo. Infatti per essi, sarebbe del tutto inutile entrare in contesa con altri nodi per un eventuale accesso sul CCCH, dal momento che per lo scambio delle informazioni di controllo si possono più agevolmente sfruttare i canali di comunicazione già attivi tra i nodi in questione e su cui l'accesso è riservato soltanto agli stessi (meccanismo del *piggybag* delle UI (unità informative) di segnalazione in quelle per il trasporto delle informazioni).

Alla luce di ciò, dato che il protocollo di accesso al canale comune si rende indispensabile in tutti quei casi in cui possono sorgere conflitti nella condivisione della risorsa da parte di più nodi, si capisce che per quanto che riguarda la tipologia di segnalazione prima definita, "*In Banda*", tutto ciò non può avvenire dato che il "sub-canale" di controllo in tal caso viene ad essere praticamente riservato ai soli nodi in comunicazione, e quindi non possono avvenire conflitti di accesso. Di conseguenza il protocollo proposto si occuperà soltanto dei primi due tipi di segnalazione previsti per il sistema Whyless.com, ossia la *segnalazione diretta* e quella *broadcast*.

Per quel che concerne la *segnalazione diretta*, nel capitolo 4 è stata data un'ampia descrizione dei protocolli di tipo **RAP** (Random-Access-Protocol) per le wireless-ad-hoc-networks e di tutti i problemi connessi al accesso multiplo che occorre risolvere. Ovviamente l'obiettivo che si vuole raggiungere è quello di garantire uno scambio di informazioni di controllo sul CCCH che sia il più immune possibile alle collisioni di pacchetti dati, in modo tale da sfruttare al massimo la capacità trasmissiva disponibile sul CCCH, nello stesso tempo, però, cercando di limitare la parte di *overhead*

necessaria a tale scopo. Tra tutti i protocolli descritti nel cap. 4, quello che sembra più di tutti soddisfare tali requisiti è il *FAMA-NCS* (*Floor-Acquisition-Multiple-Access with non-persistent Carrier-Sensing*)[6], e che descriveremo dettagliatamente nei prossimi paragrafi. Ciò che rende tale protocollo adatto al nostro problema, è innanzitutto, come vedremo in seguito, la sua semplicità implementativa, ma molto di più il fatto che un tale schema di accesso assicura che, anche in un ambiente “ostile” come è quello di una mobile-multihop-ad-hoc-network (problemi dell’hidden e dell’exposed terminal), tutti i pacchetti dati (che nel nostro caso trasportano informazioni di segnalazione), una volta trasmessi non subiscono collisioni trasmesse.

Mentre per quanto concerne la segnalazione diretta, sono state proposte in letteratura svariate soluzioni al problema dell’accesso multiplo ad una risorsa condivisa, diverso è il discorso per la segnalazione broadcast, per la quale i problemi da risolvere non sono affrontabili con i protocolli del tipo descritto nel capitolo 4 (ad esempio nei protocolli di tipo CSMA/CA, non si prevede alcun controllo per le segnalazioni broadcast e per le eventuali risposte ad esse), e comunque non si può fare affidamento sui meccanismi di comunicazione broadcast più affidabili, dato che essi richiedono proprietà che la particolare tipologia di rete qui considerata non possiede (sincronizzazioni, particolari caratteristiche fisiche del canale trasmissivo). Quindi occorre cercare una soluzione “ad-hoc” per la specifica tipologia di segnalazione broadcast nel sistema Whyless.com.

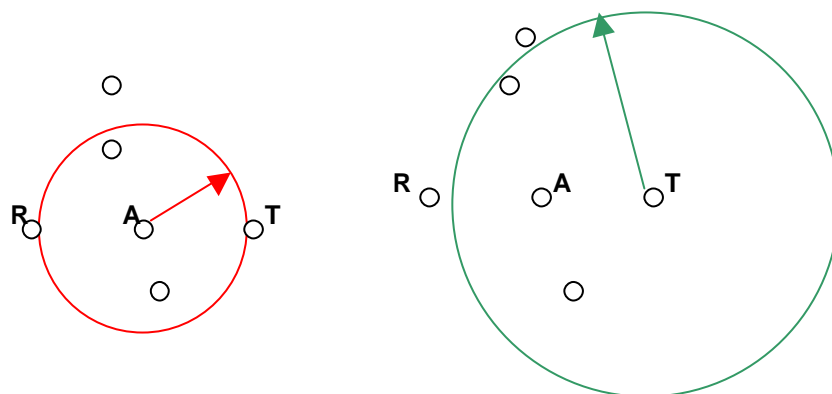
5.3. Ipotesi sul sistema

Come specificato più volte, si sta considerando un'architettura di rete di tipo multihop-ad-hoc, in cui terminali della rete condividono un canale trasmissivo per lo scambio di informazioni di controllo di varia natura ai fini di una gestione distribuita della rete stessa. Si ritengono risolti, dal livello di rete e da quelli superiori a questo, tutti quelli che sono i problemi di routing, indirizzamento, gestione della mobilità specifici del sistema considerato. Dal punto di vista del protocollo di accesso sul CCCH, si richiede che ogni terminale della rete abbia un proprio identificativo, che nel caso di una segnalazione diretta deve poter essere utilizzato per indirizzare una comunicazione verso un determinato nodo. Quando si parlerà di trasmissione è sottointeso che si sta facendo riferimento alla comunicazione di informazioni di segnalazione, mentre si diranno informazioni di controllo tutte quelle il cui scambio è necessario per la trasmissione della segnalazione sul CCCH secondo lo specifico protocollo MAC utilizzato. Per quanto riguarda le collisioni, verrà considerato il caso peggiore, ossia quando due o più pacchetti collidono andranno considerati tutti come persi. Vedremo infatti nel capitolo 6, che data la particolarità dell'interfaccia di strato fisico del sistema Whyless (UWB), in alcuni casi una collisione potrebbe avere effetti meno disastrosi in fatto di perdita d'informazione.

Dal punto di vista dei parametri fisici per la trasmissione, si considera fissato a priori, ed uguale per tutti i terminali della rete, il rate di trasmissione sul canale (oltre che, ovviamente, il codice di TH identificativo del canale stesso utilizzato per la trasmissione e per la

ricezione dei dati) .Discorso a parte va fatto per tutti quei parametri che influenzano la potenza di trasmissione sul canale e quindi il range di trasmissione di ogni terminale[3].

Infatti ci sono varie ragioni per cui appare logico pensare che in un canale radio, in particolare come quello del sistema di segnalazione qui considerato, tutti i terminali dovrebbero avere un livello di potenza, quindi un range trasmissivo, comune. Prima di tutto, un corretto funzionamento dei meccanismi di collision avoidance presenti nella maggioranza dei protocolli di accesso multiplo per un canale-radio condiviso, richiedono ciò (Figura 1).



(Fig. 1). Livello di potenza necessario per i protocolli CA

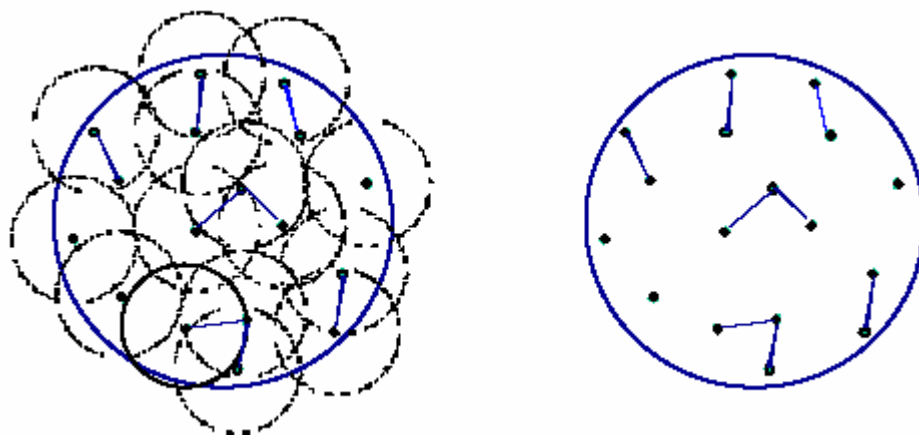
Ad esempio un eventuale CTS trasmesso da A non sarebbe sufficiente a raggiungere T, potendo verificarsi così, una collisione con il pacchetto di R, se T trasmettesse.

In secondo luogo, in una rete wireless si rende necessaria la presenza di acknowledge di livello di collegamento, senza i quali, dato che il mezzo wireless non permette di per se un riscontro su un eventuale arrivo o meno del pacchetto a destinazione, lo strato di trasporto non potrebbe operare un

adeguato controllo sulle trasmissioni. Quindi se il range del ricevitore è minore di quello del trasmettitore, l'eventuale acknowledge non potrebbe essere ricevuto.

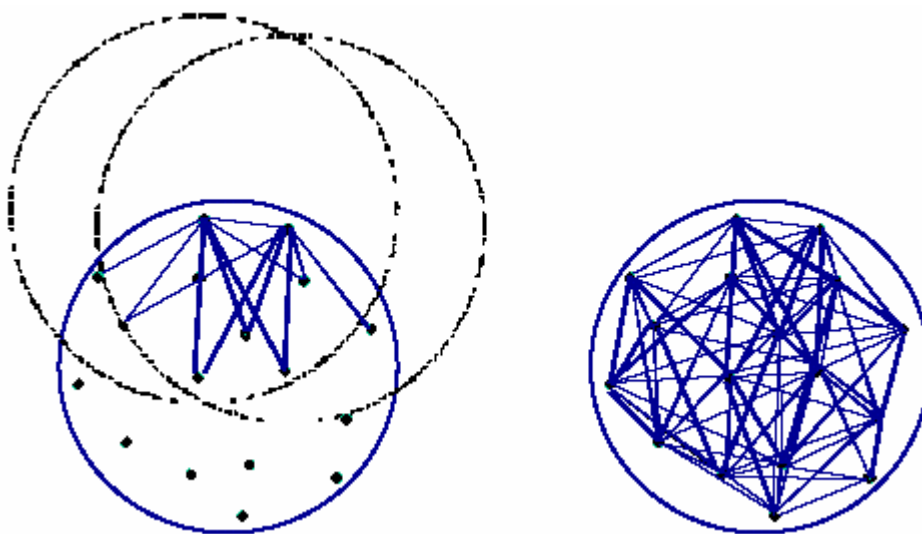
Da ciò si comprende che a tale livello, il range di trasmissione di due nodi vicini deve essere lo stesso, quindi il livello di potenza. Questa necessità continua ovviamente a valere per i nodi distanti due hop l'uno dall'altro, e quindi, per induzione, per l'intera rete.

Ora il problema risiede nel determinare quale è questo livello di potenza comune a tutti i nodi. Infatti se questo livello di potenza è troppo basso, allora la rete risulterebbe soltanto parzialmente connessa tramite il canale di comunicazione (Figura 2).



(Fig. 2). Livello di potenza basso, quindi rete parzialmente connessa

D'altra parte se tale livello fosse troppo elevato, per ogni nodo aumenterebbe eccessivamente il numero di vicini, e con esso la probabilità di collisione tra pacchetti trasmessi (figura seguente).



Alla luce di ciò, il problema che occorre affrontare è quello di determinare il minimo valore di potenza trasmessa che rende la rete sempre connessa, ossia da qualsiasi terminale della rete è possibile raggiungerne qualsiasi altro. In letteratura [18] sono stati presentati varie soluzioni a tale problema, tra cui una delle più interessanti è **COMPOW** (*Common Power*). Questo è un algoritmo totalmente asincrono per la determinazione della potenza comune minima di trasmissione che renda la rete sempre connessa. Ovviamente nel nostro caso stiamo trattando una rete mobile, quindi topologicamente in continuo mutamento, di conseguenza l'algoritmo dovrà aggiornare tale livello di potenza comune ogniqualvolta ciò si renda necessario per mantenere la connessione completa della rete. Ovviamente in tutto questo si dà per scontato che ogni terminale sia in grado, in ogni momento, di determinare il grado di connettività (a livello di rete) del sistema (ad esempio attraverso lo scambio di informazioni a tale riguardo impacchettate sia nelle informazioni che nella segnalazione stessa tra i nodi). Andremo ora a dare una breve descrizione dell'algoritmo **COMPOW**.

Sia $\{P_{min}=P_0, P_1, \dots, P_k=P_{max}\}$ la sequenza discreta di valori disponibili per il livello di potenza di ogni terminale dalla rete, con $P_i \leq P_{i+1}$. Per ogni livello di potenza P si indichi con $\mathcal{R}(P)$ il numero di nodi connessi per ciascun nodo distinto della rete, per quel determinato livello di potenza P (ovviamente $\mathcal{R}(P_{max})$ rappresenta il numero massimo di nodi raggiungibili da ogni nodo). L'algoritmo opera semplicemente come segue : Se I nodi raggiungibili, con l'attuale livello di potenza comune nella rete, è strettamente minore di $\mathcal{R}(P_{max})$ allora si incrementa il livello di potenza di un passo $i \rightarrow (i+1)$. Se invece, anche con un livello di potenza inferiore si riesce a raggiungere $\mathcal{R}(P_{max})$, allora si decrementa la potenza di un passo $i \rightarrow (i-1)$. Quindi se $P(t)$ denota il livello di potenza comune al tempo t , allora

$$P(t+1) = \begin{cases} P_{i+1} & \text{se } P(t) = P_i \text{ e } \mathcal{R}(P(t)) \text{ non incluso in } \mathcal{R}(P_{max}) \\ P_{i-1} & \text{se } P(t) = P_i \text{ e } \mathcal{R}(P_{i-1}) = \mathcal{R}(P_{max}) \\ P(t) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

dove t denota un istante durante il quale il livello di potenza varia. Ovviamente per il canale di segnalazione del nostro sistema, si potrebbe pensare di stabilire un livello di potenza comune abbastanza alto da far sì che la rete (in ambito locale) risulti sempre connessa. Ma applicando questo semplice, almeno teoricamente, algoritmo si limiterebbe il consumo di potenza superflua (da ricordare che stiamo trattando la segnalazione, quindi non tutta la potenza utilizzata serve per la trasmissione di informazioni utili, è un "overhead" di potenza), inoltre limiteremmo al

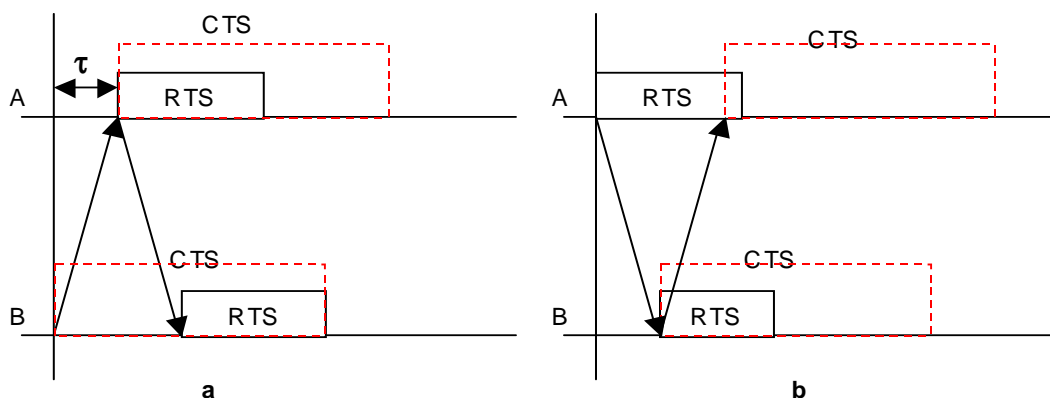
massimo la possibile interferenza causata dal/i canale/i di controllo su quelli invece che trasportano i flussi informativi.

5.4. Protocollo FAMA/NCS

Nel capitolo 4 quando si è accennato al protocollo di accesso multiplo FAMA si è detto che questo non è altro che un meccanismo MAC di tipo CA(Collision-Avoidance) con l'aggiunta di una fase iniziale di CS(Carrier-Sense) e lunghezza dei pacchetti di controllo modificata rispetto gli usuali protocolli 3-way-handshaking. La situazione a cui ci si riferisce è sempre quella di una mobile-multihop-ad-hoc-network con la presenza di hidden e exposed-terminals. Per acquisire il controllo del canale, la stazione che vuole trasmettere un pacchetto di segnalazione sul CCCH, trasmette un RTS utilizzando nella fase iniziale il meccanismo CS(carrier-sense). Il terminale ricevente una volta ricevuto l'RTS correttamente, trasmette il pacchetto CTS, che se ricevuto a sua volta dal terminale trasmettitore, informa quest'ultimo che il tentativo di acquisire il canale ha avuto successo, e gli permette di trasmettere il pacchetto dati che sicuramente giungerà al ricevitore senza subire collisioni. Tutte le altre stazioni che non sono coinvolte nella comunicazione in corso, e che quindi non hanno diritto di accedere al canale, sono forzate ad attendere un minimo intervallo di tempo(almeno $2*\tau$) prima di essere in grado, se possibile, di richiedere l'uso della risorsa. Per assicurare che il meccanismo funzioni correttamente anche in presenza di hidden-terminal che cercano di acquisire il canale nello stesso istante, il CTS, trasmesso da una stazione ricevente in risposta

ad un RTS a questa diretto, è necessario che abbia una durata tale da silenziare comunque tutti gli eventuali hidden-terminal che non sentano che sta per avvenire una trasmissione di un pacchetto dati. Se ci si pensa bene, ciò corrisponde allo schema BTMA in cui il ruolo del tono frequenziale busy-tone, ora viene svolto dal meccanismo CS (carrier-sense) sul pacchetto CTS. Quando una stazione trasmittente fallisce nell'acquisizione del canale, "programma" la successiva ritrasmissione secondo opportuni meccanismi di backoff.

Più in particolare la durata del pacchetto CTS in FAMA/NCS è maggiore o uguale alla durata di un pacchetto RTS, più il tempo massimo di propagazione (andata-ritorno) nella rete, più il tempo che impiega un trasmettitore per liberare i suoi buffer e prepararsi per la ricezione, più qualsiasi altro tempo di processamento dei pacchetti previsto dai terminali. Per semplicità considereremo nulli gli ultimi due termini. Il pacchetto RTS invece deve avere una durata non inferiore al massimo tempo di propagazione nella rete (per evitare che una stazione riceva un RTS completo prima che un'altra debba ancora iniziare a ricevere il primo bit di questo). La relazione esistente tra la dimensione del CTS nei confronti dell'RTS viene detta *dominanza* del CTS sul RTS nel canale. Una volta che una stazione ha iniziato la trasmissione di un CTS, ogni altra stazione nel range di questa, che abbia trasmesso simultaneamente un pacchetto RTS, riceverà almeno una porzione del CTS e quindi rimarrà in silenzio permettendo così che la trasmissione del pacchetto dati che segue sia esente da collisioni. La (Figura 3) mostra in dettaglio come agisce la dominanza del CTS sul RTS.



(Fig. 3). Dominanza del CTS in FAMA per un hidden-terminal

La stazione B trasmette il CTS mentre il terminale A(hidden rispetto a B) cerca di acquisire il controllo del canale attraverso la trasmissione del RTS. In tal caso A può iniziare la trasmissione del RTS al più tardi dopo τ secondi dal momento in cui B ha iniziato la trasmissione del CTS (altrimenti A riceverebbe la parte iniziale del CTS e si silenzierrebbe), ed in questo caso, il CTS arriva ad A un istante dopo che questo ha iniziato la trasmissione del RTS (Figura 3.(a)). Dal fatto che la durata del CTS è maggiore del fattore di “dominanza” rispetto a quella del RTS, A, terminata la sua trasmissione, percepirà rumore sul canale e rimarrà in silenzio. D’altra parte A potrebbe iniziare la trasmissione del suo RTS, interferendo così con la trasmissione del CTS, al più presto non prima τ secondi prima che B inizi a trasmettere il suo CTS (Figura 3.(b)). In questo caso, il CTS arriva ad A ($2*\tau$) secondi dopo che questo ha iniziato la trasmissione del RTS, e di nuovo, dato che il CTS ha una durata maggiore del RTS (“dominanza”) A, una volta terminata la trasmissione del RTS, sentirà la “coda” del pacchetto CTS e rimarrà in silenzio.

Nella (Figura 4) viene riportato l'algoritmo FAMA/NCS più nello specifico. Una stazione che è appena entrata nella rete, deve attendere, prima di avere il diritto di contendersi il canale con tutte le altre, almeno un tempo pari alla durata del pacchetto dati di maggiori dimensioni più il massimo ritardo di propagazione andata/ritorno nella rete. Questo permette tutti i nodi vicini intenti nella ricezione di un pacchetto dati, di terminare l'operazione. Se il canale viene percepito libero dopo questo tempo d'inizializzazione, la stazione va nello stato PASSIVE. Altrimenti questa va nello stato REMOTE.

Un terminale nello stato PASSIVE, che sente il canale occupato, passa nello stato REMOTE, altrimenti se ha un pacchetto dati da trasmettere, questo trasmette l' RTS e va nello stato RTS. La stazione trasmittente aspetta il tempo necessario a quella ricevente a trasmettere il CTS, e se questo non viene ricevuto entro il tempo dovuto, il trasmettitore assume che sia avvenuta una collisione del suo RTS o che il ricevitore sia stato silenziato da un CTS dominante trasmesso da uno dei suoi vicini, e quindi passa nello stato di BACKOFF. Se invece, il trasmettitore sente rumore sul canale subito dopo aver trasmesso l'RTS, assume la collisione con il CTS dominante di un suo vicino, e deve attendere il tempo necessario affinché possa essere ricevuto il pacchetto di maggiori dimensioni. Nel caso in cui il trasmettitore riceva correttamente il CTS, trasmette immediatamente il pacchetto dati; dal lato del ricevitore, una volta trasmesso il CTS, questo deve aspettare, nel caso peggiore (trasmettitore a distanza massima) il tempo di propagazione andata/ritorno nella rete, se dopo tale tempo di attesa il pacchetto dati non è ancora arrivato o il ricevitore sente rumore sul canale, questo assume che il suo CTS non sia stato ricevuto correttamente dal

trasmettitore, e quindi se il ricevitore ha pacchetti dati da trasmettere va nello stato di BACKOFF altrimenti va in PASSIVE.

Nello stato di BACKOFF, se il canale viene percepito libero, durante il tempo di attesa di backoff, la stazione trasmette l'RTS per iniziare la contesa del canale e passa nello stato RTS. Altrimenti, non appena sente il canale occupato passa nello stato REMOTE.

Per quanto riguarda le stazioni nello stato REMOTE (che non sono coinvolte quindi nella comunicazione in corso), tale protocollo prevede tempi di attesa diversi a seconda di cosa si è appena ricevuto sul canale (rumore, RTS, CTS...). Infatti tutte le stazioni inattive, che sentono il canale occupato, passano nello stato REMOTE, e non appena il canale diviene di nuovo libero, il tempo che questi devono attendere è determinato come segue :

- Dopo aver ricevuto un RTS diretto ad un'altra stazione, si deve attendere il tempo necessario affinché il CTS possa essere trasmesso e ricevuto e possa iniziare la trasmissione del pacchetto dati.
- Avendo ricevuto un CTS da parte di un'altra stazione, si deve attendere il tempo per dare la possibilità a tale stazione di ricevere correttamente l'eventuale pacchetto dati.
- Dopo aver ricevuto rumore sul canale (pacchetti di controllo entrati in collisione), l'attesa deve essere tale da permettere un'altra stazione per ricevere il pacchetto di maggiori dimensioni.

```

CD = Carrier detected
Tr = tempo massimo di propagazione nel
canale
Tp = tempo di processamento dei dati
Twait = 2*Tr + Tp
l = durata RTS
l1 = durata CTS
d = tempo di trasmissione del più lungo
pacchetto dati

Procedura RTS(Tm)
Begin
  Timer ← Tm
  While( not CD && Timer not expired)
    wait
  If(Timer expired)Then call Backoff()
  Else Begin
    Receive Packet
    DO CASE of( received packet)
      Begin
        CTS: call Xmit()
        Default:
          call Remote((d+Twait),TRUE)
      End
    End
  End
End

Procedura BACKOFF()
Begin
  Timer ← RANDOM(1,10*1)
  While( not CD && Timer not expired)
    wait
  If(CD) call Remote((d+Twait,FALSE)
  Else Begin
    Transmit RTS
    call Rts(Twait)
  End
End

Procedura START()
Begin
  Timer ← d+2*Tr
  While(CD && Timer not expired)
    wait
  If(CD)
    Then call REMOTE(Twait,FALSE)
  Else call PASSIVE()
End

Procedura PASSIVE()
Begin
  While(not CD && Timer not expired)
    wait
  If(CD)
    Then call REMOTE(d+Twait,FALSE)
  Else Begin
    Transmit RTS
    call RTS(Twait)
  End
End

Procedura XMIT()
Begin
  Transmit DATA
  Timer ← Twait
  While(Timer not expired)
    wait
  If(local packet)Then call BACKOFF()
  Else call PASSIVE()
End

Procedura REMOTE(Ts,dflag)
Begin
  Timer ← Ts
  While(not CD && Timer not expired)
    wait
  If(Timer expired)
  Then Begin
    If(local packet) Then call BACKOFF()
    Else call PASSIVE()
  End
  Else Begin
    Receive Packet
    DO CASE of( received packet type)
      Begin
        RTS:
          If(dflag = True)
            call REMOTE(Ts,True)
          If(Destnation = local ID)
            Then Begin
              Transmit CTS
              call REMOTE(Twait,True)
            End
          call REMOTE(l1 + Twait,True)
        CTS:
          call REMOTE(d+Twait, True)
        DATA:
          If(Destination = local ID)
            Then Begin
              Pass packet to upper layer
              call REMOTE(Twait, True)
            End
          Else
            call REMOTE(Twait, True)
      End
    End
  End
End

```

Fig. 4 Descrizione dettagliata del protocollo FAMA/NCS

Si dimostra che il meccanismo di dominanza del CTS nei confronti dell'RTS e il fatto che i vari tempi di attesa siano basati semplicemente sulla conoscenza attuale dello stato del canale, fa sì che tutti i pacchetti dati trasmessi sul canale raggiungono la loro destinazione senza subire collisioni. Per ciò che riguarda le prestazioni di tale protocollo, si può dire che questo migliora le prestazioni dei protocolli di tipo CSMA/CA(MACA) anche del 39%, ed inoltre elimina il problema principale che questi soffrivano, cioè hidden-exposed terminal. Inoltre in FAMA sono necessarie pochissime informazioni sull'ambiente (soltanto lo

stato del canale), mentre ad esempio in MACAW si richiedono non solo informazioni circa le stazioni vicine, ma anche sui loro flussi di traffico (cosa che una rete di tipo WLAN risulta molto difficile da attuare). C'è da dire, in aggiunta a tutto ciò, che una variante del FAMA/NCS permette la trasmissione di treni di pacchetti dati da parte di una stazione una volta che questa ha acquisito il controllo del canale, in tal modo si dimostra che le prestazioni subiscono un forte incremento, circa del 25%, rispetto al caso semplice (trasmissione di un singolo pacchetto dati per ogni contesa andata a buon fine).

5.5. Protocollo MAC per segnalazione su CCCH nel sistema Whyless.com

Il protocollo sviluppato in questo lavoro, come accennato in precedenza cerca di risolvere i problemi connessi all'accesso multiplo su canale di segnalazione comune CCCH del sistema *Whyless.com* descritto nel capitolo 3, sia per quanto riguarda la segnalazione "diretta" che per quella di tipo broadcast.

Da quanto detto nel paragrafo precedente, il protocollo FAMA/NCS risulta essere un'ottima soluzione al problema principale che esiste nella tipologia di rete qui considerata nel momento in cui più terminali, alcuni dei quali hidden rispetto agli altri, devono condividere uno stesso canale radio. Ma purtroppo l'approccio seguito dal FAMA, non è utilizzabile per supportare trasmissioni broadcast tra i vari terminali. Infatti, nel caso in cui un terminale voglia effettuare una trasmissione broadcast verso i suoi

vicini, occorre garantire che il pacchetto dati trasmesso giunga a tutte le stazioni vicine, preferibilmente esente da collisioni; si richiede cioè, non soltanto che i terminali vicini al trasmettitore, ma anche che tutti i nodi entro una distanza di $(2 * R_MAX)$ (R_MAX è il raggio del cluster di un terminale, determinato secondo quanto detto nel paragrafo 2) ritardino le loro eventuali trasmissioni per non andare a collidere con il pacchetto dati che si vuole trasmettere (Figura 5). Non solo, ma, dato che l'algoritmo di allocazione delle risorse presentato nel capitolo 3, prevede che i nodi vicini rispondano a tale pacchetto broadcast con altre informazioni di controllo, occorre regolare gli stessi vicini nella fase in cui questi iniziano a trasmettere le loro risposte tutte verso il terminale trasmittente.

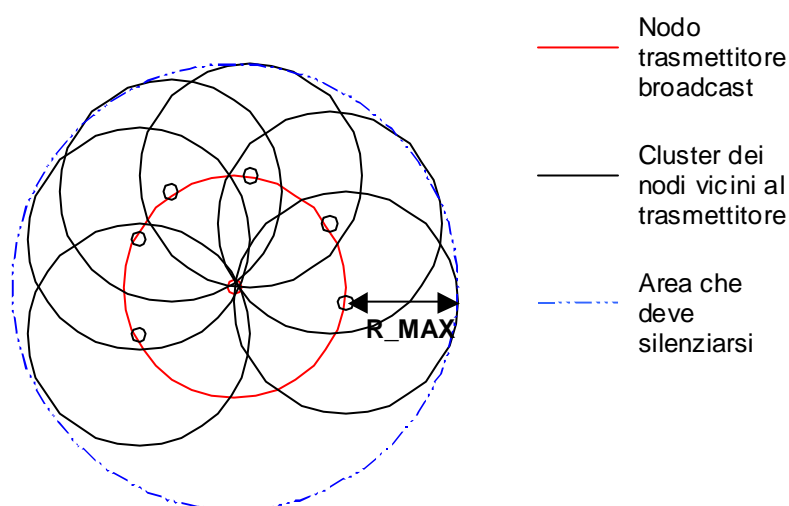


Fig. 5 Silenziamento dei vicini per il successo di una trasmissione broadcast

La soluzione proposta sfrutta le ottime proprietà del FAMA/NCS per ciò che riguarda le segnalazioni dirette, mentre per mettere in atto il silenziamento dei vicini, come mostrato nella (Figura 5) viene utilizzato un meccanismo che prende spunto dai protocolli di tipo DBTMA[17][5],

descritti nel capitolo 4, per l'effettiva riuscita della trasmissione del pacchetto broadcast a tutti i terminali del cluster, e un' ulteriore canale UWB(codice di Time-Hopping), pensato "ad-hoc" per la successiva trasmissione delle risposte verso il nodo trasmittente, e sul quale l'accesso viene regolato da un meccanismo di tipo random-TDMA. L'introduzione di questo canale aggiuntivo renderà, come descriveremo successivamente, possibile la coesistenza di più trasmissioni broadcast tra terminali a distanza maggiore di $(2 * R_MAX)$, non appartenenti allo stesso cluster.

Per l'applicazione di tale meccanismo di accesso, che ripetiamo, risulta essere completamente distribuito, il canale di segnalazione comune del sistema (PCCC) viene suddiviso in due canali distinti (2 codici di TH, il più possibile ortogonali tra loro, noti a tutti i terminali della rete) :

1. **CCCH**: questo è il canale di comunicazione in cui viaggiano tutti i pacchetti di controllo del FAMA (RTS,CTS) ed i pacchetti dati (che trasportano informazione di segnalazione del sistema) sia della segnalazione diretta che di quella broadcast (fase trasmettitore→ vicini).
2. **ACCH**: tale canale viene utilizzato soltanto per le segnalazioni broadcast, e su di esso, vengono trasmesse tutte le risposte ad un pacchetto di tipo broadcast che i vicini comunicano al trasmettitore (fase vicini→trasmettitore).

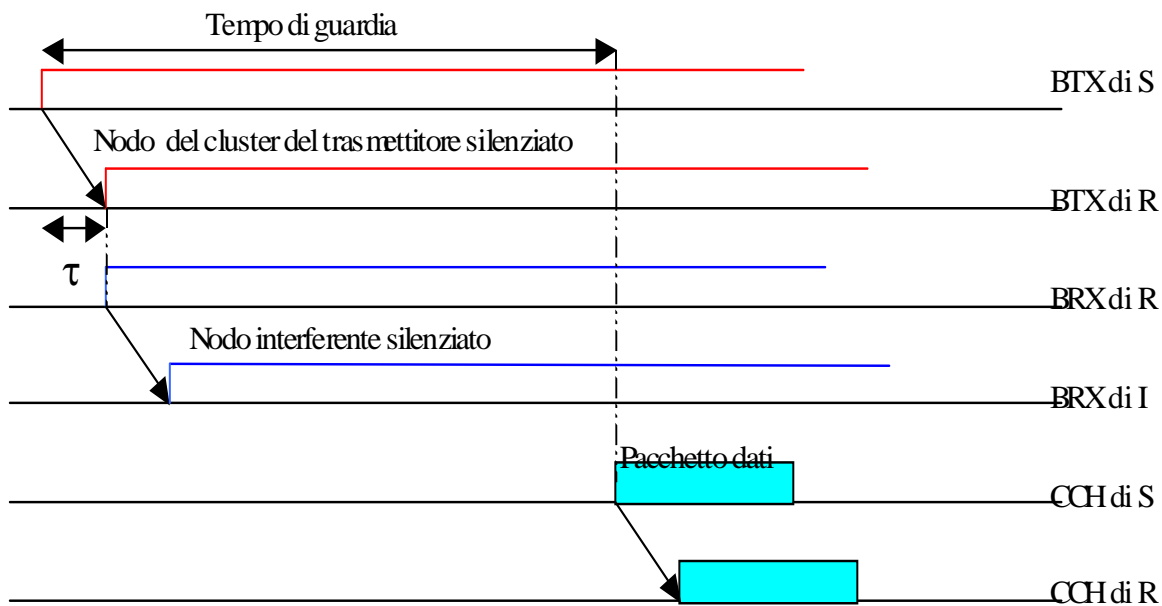
Si prevede inoltre l'utilizzo di due toni frequenziali per la fase di silenziamento dei vicini in una trasmissione broadcast:

1. **BTXCCH**: utilizzato dal trasmettitore per avvertire i vicini che sta per essere trasmesso un pacchetto broadcast, e che quindi devono rimanere in silenzio per poterlo ricevere correttamente.

2. **BRXCCH**: attivato dai vicini, una volta percepito attivo il BTXCCH, per silenziare i nodi a distanza maggiore di R_MAX dal trasmettitore (hidden-terminal).

Per ciò che riguarda l'utilizzo di tali toni frequenziali nel sistema Whyless.com, nel capitolo 2 si è accennato al problema dell'interferenza che potrebbero causare/subire altri sistemi di comunicazione ad/da una trasmissione UWB. In particolare si è accennato al caso di una sinusoide pura. Inoltre si è visto che apportando delle modifiche alla forma degli impulsi UWB trasmessi, si possono creare dei "notch" nello spettro di densità di potenza del segnale UWB, in cui l'interferenza risulterebbe quasi nulla. C'è poi da considerare il fatto che i due toni frequenziali non devono trasportare informazioni, o al massimo pacchetti di piccolissime dimensioni; quindi nella scelta di tali toni frequenziali vanno considerate tutte queste condizioni, e per il momento si riterranno risolti tutti i problemi di coesistenza toni-frequenziali/sistema-Whyless.com.

La (Figura 6) descrive nei dettagli il modo secondo il quale i due toni frequenziali silenziano i vicini, sempre facendo riferimento alla topologia di rete descritta all'inizio di questo capitolo.



(Fig.6). Azione di silenziamento da parte dei toni DBTMA per una trasmissione broadcast

La parte FAMA del protocollo proposto rimane pressoché identica all'originale protocollo FAMA/NCS, a parte alcune modifiche rese necessarie per la "coesistenza" tra gli accessi per le trasmissioni dirette e per quelle broadcast.

Come avviene per il protocollo FAMA, un terminale che entra per la prima volta nella rete, deve attendere un intervallo di tempo minimo, necessario per dare il tempo alle altre stazioni che stavano trasmettendo di ultimare la loro attività sul canale, prima di poter eventualmente iniziare la contesa per l'accesso al CCCH.

Se dopo il tempo d'inizializzazione non viene percepito né il CCCH occupato e né tantomeno il BTX attivo, il terminale può passare nello stato

PASSIVE. Altrimenti, sia che senta il CCCH occupato che il BTX attivo va nello stato REMOTE.

Una volta in PASSIVE, sia che venga percepito il CCCH occupato, che il BTX attivo, si passa nello stato REMOTE; altrimenti se si ha un pacchetto da trasmettere si distinguono le fasi successive a seconda del tipo di segnalazione, comunque in ogni caso prima di poter concorrere nell'accesso al canale, si deve sentire il BRX disattivo, perché se così non fosse occorrerebbe rimanere inattivi, dato che questo indicherebbe che sta avendo luogo una trasmissione broadcast nelle vicinanze su cui non interferire. Da sottolineare che ogni qualvolta si è in grado di trasmettere (o qualsiasi pacchetto di controllo RTS,CTS, oppure attivare il BTX per poter trasmettere un pacchetto broadcast), condizione necessaria per la trasmissione è che il tono BRX sia disattivo. Una volta che si percepisce il tono BRX disattivo, si può cominciare la fase di contesa per avere l'accesso al canale.

Se la trasmissione da effettuare è di tipo diretto, si seguono allora le regole del protocollo FAMA come descritto nel precedente paragrafo, cioè si trasmette l'RTS, una volta che la trasmissione è terminata, si attende l'arrivo del CTS e si passa nello stato RTS. Se, d'altra parte, il CTS non arriva, arriva "sporco", si sente il tono BTX attivo o ancora prima di poter trasmettere il pacchetto dati si sente il tono BRX attivo, in tutti questi casi si va nello stato BACKOFF o REMOTE. Se invece si riceve il CTS correttamente e il tono BRX è disattivo, allora si trasmette il pacchetto dati. Dal lato del ricevitore, una volta che questo riceve l'RTS e sente disattivi sia il tono BTX che quello BRX, trasmette il CTS e aspetta, al massimo dopo un tempo di ($2*\tau$), l'inizio del pacchetto dati; nel caso in cui

questo non arrivi, per un possibile blocco del trasmettitore causato da altri CTS oppure da comunicazioni broadcast, allora, se il ricevitore ha pacchetti da trasmettere passa nello stato di BACKOFF, altrimenti va in PASSIVE. I tempi di attesa delle stazioni che si trovano nello stato REMOTE sono gli stessi adottati dal protocollo FAMA/NCS.

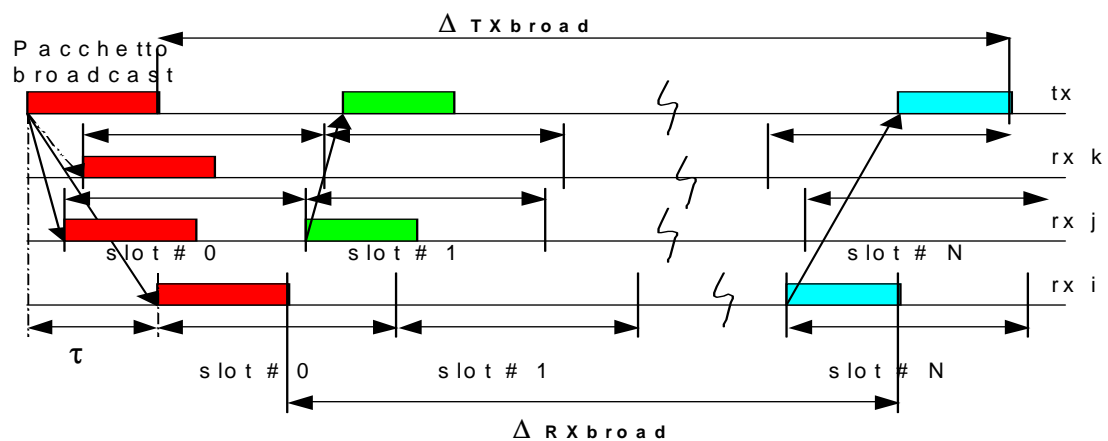
Nel caso in cui una stazione che si trova nello stato PASSIVE, sente il canale libero ed entrambi i toni BTX e BRX disattivi, e voglia effettuare una trasmissione broadcast, allora come prima cosa attiva il tono BTX con cui avverte i vicini di un imminente trasmissione di un pacchetto dati verso di loro, costringendoli quindi a silenziarsi per la corretta ricezione di questo. A seconda del proprio stato di attività in quel momento, ogni vicino ha comportamenti leggermente differenti. Infatti se il terminale vicino sta o ha appena iniziato la trasmissione di un pacchetto, soltanto dopo la fine della trasmissione avverte il tono BTX attivo e, di conseguenza, solo allora attiva il tono BRX per silenziare tutti quei terminali nel proprio cluster che non partecipano alla comunicazione broadcast. Invece sia che un terminale vicino stia ricevendo che, invece sia inattivo, controlla in maniera continua lo stato del tono BTX, ed appena questo si attiva, immediatamente il terminale silenzia i propri vicini attivando a sua volta il tono BRX.

Da parte sua il trasmettitore una volta attivato il BTX, per dare il tempo ai terminali del suo cluster sia di silenziare efficacemente i nodi di possibile disturbo, che di terminare eventuali trasmissioni in atto, attende un intervallo di tempo Δ_g prima di trasmettere il pacchetto broadcast effettivo. Questo tempo di attesa si rende necessario anche perché esiste la possibilità che un terminale abbia iniziato la trasmissione del CTS un attimo prima di percepire il tono BTX attivo. In questo caso, infatti, soltanto

dopo la trasmissione il terminale si accorgerebbe del BTX e solo allora attiverebbe BRX, non riuscendo ad evitare così che, nel caso in cui il CTS giunga correttamente al nodo destinatario, quest'ultimo trasmetta il pacchetto dati che andrebbe sicuramente a collidere con il pacchetto broadcast. Per evitare un tale evento si prevede un *Tempo di Guardia* Δ_g tra l'attivazione del tono BTX e l'effettiva trasmissione del pacchetto dati broadcast.

Una volta trascorso questo tempo di guardia, il trasmettitore può finalmente iniziare la trasmissione del pacchetto, ed attendere successivamente le risposte da parte dei propri vicini come descriveremo ora.

I terminali appartenenti al cluster del trasmettitore appena ricevuto il pacchetto, attivano il meccanismo di trasmissione della risposta sul canale (codice) previsto *ACCH* (*Answer-Common-Channel*). Nella (Figura 8) viene descritto nei particolari tale meccanismo.



(Fig. 8) Meccanismo di trasmissione delle risposte su ACCH

In pratica, non appena arriva il pacchetto broadcast, il terminale ricevitore, fa partire la trama TDMA per la trasmissione della risposta. Questa

consiste di un numero N di slot, fissato da specifiche o dinamicamente da una trasmissione broadcast all'altra come vedremo in seguito, a disposizione di tutti i vicini del trasmettitore; la durata di ogni slot viene scelta pari a

$$\Delta_{slot} = (\text{durata del pacchetto broadcast} + \tau).$$

In tal modo, oltre che per inserire un tempo di guardia in ogni slot, di trasmissione, tale durata assicura che se due terminali scelgono slot adiacenti per la trasmissione delle loro rispettive risposte, si è certi che queste non collideranno al trasmettitore. Infatti, i nodi del cluster del trasmettitore sono posizionati ovunque entro il range di trasmissione. Se quindi consideriamo due nodi, di cui uno molto vicino al trasmettitore e l'altro molto lontano, con tale durata dello slot, quando il nodo più vicino si troverà nel primo slot, il nodo più distante avrà sicuramente ricevuto tutto il pacchetto e quindi dal punto di vista del trasmettitore (ossia slot in cui arrivano le risposte) questi due nodi avranno la stessa "percezione" temporale della trama sul canale ACCH del trasmettitore.

Dato che sia il trasmettitore che i ricevitori del pacchetto broadcast, conoscono la durata dell'intera comunicazione broadcast, una volta scaduto questo tempo, da parte sua il trasmettitore "libera" i propri vicini disattivando il tono BTX, mentre i terminali nel cluster fanno la stessa cosa con i propri vicini disattivando il tono BRX. Il fatto che sia il trasmettitore che i ricevitori siano a conoscenza della durata della trasmissione broadcast, dipende dalla pseudo-sincronizzazione operata dal meccanismo TDMA delle risposte (Figura 8). Infatti, il trasmettitore una volta trasmesso

il primo bit del pacchetto, sa che al più dopo un tempo τ questo raggiungerà anche i nodi più distanti ($\tau \Leftrightarrow R_MAX$), dopodiché i vicini più lontani faranno partire la trama TDMA sul canale ACCH che durerà $(N+1)$ slot (compreso quello in cui si riceve il pacchetto). Quindi il tempo complessivo che il trasmettitore dovrà attendere prima di poter disattivare il tono BTX, dal momento dell'inizio della trasmissione del pacchetto, sarà pari a

$$\Delta_{TXBroad} = [\tau + (N+1)\Delta_{slot}]$$

perché nel caso peggiore in cui un terminale a distanza massima scelga l'ultimo slot (N) per la trasmissione della sua risposta, questa partirà dopo $[\tau + (N)\Delta_{slot}]$ (gli slot dei ricevitori partono dall'indice #0, e lo slot #0 è quello in cui si riceve il pacchetto; in tal modo ogni ricevitore trasmetterà sempre all'inizio dello slot scelto nella sua trama temporale sul canale ACCH) e arriverà al trasmettitore dopo τ , quindi assumendo una durata delle risposte minore o al massimo uguale al pacchetto broadcast, il trasmettitore sicuramente dopo un tempo $\Delta_{TXBroad}$ dalla fine della trasmissione del pacchetto avrà ricevuto l'ultima risposta ("pulita" o "sporca" a seconda che l'ultimo slot sia stato scelto da uno solo o da più ricevitori rispettivamente per trasmettere le loro risposte).

Da parte loro, i ricevitori sanno che una volta ricevuto il primo bit del pacchetto broadcast, il tempo per cui tenere bloccato ancora il canale è

$$\Delta_{RXBroad} = (N\Delta_{slot} + \textit{durata della risposta}).$$

infatti dopo tale intervallo, anche i terminali più distanti che hanno scelto l'ultimo slot disponibile(N), avranno sicuramente terminato la trasmissione della risposta.

Ovviamente i nodi più vicini al trasmettitore, e quindi la cui trama su ACCH termina prima, disattiveranno in anticipo il loro BRX; questo d'altra parte non causa alcun problema, dato che BRX serve esclusivamente per silenziare gli hidden-node del trasmettitore (terminali nella "corona compresa tra le distanze (R_MAX) e ($2*R_MAX$) (si veda la Figura 5), in modo che il pacchetto broadcast arrivi correttamente a tutti i nodi del cluster del trasmettitore.

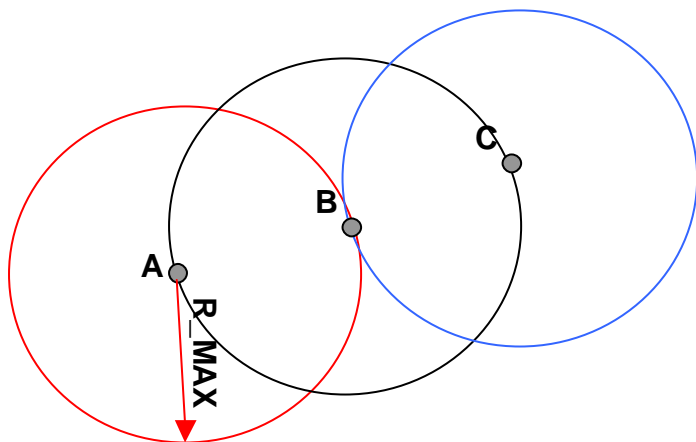
Sia il trasmettitore broadcast, che i ricevitori, nell'intervallo temporale che passa dall'attivazione del BTX o BRX alla trasmissione o ricezione del pacchetto, si disinteressano di tutti i pacchetti che ricevono sul canale CCCH, dato che in ogni caso non potrebbero rispondere ad eventuali richieste di ricezione di pacchetti.

L' unica possibilità è che due nodi a distanza $2*R_MAX$ l'uno dall'altro, diano inizio ad una trasmissione broadcast contemporaneamente (i nodi dei rispettivi cluster non hanno ancora bloccato, con l'attivazione del tono BRX, qualsiasi azione dei possibili hidden-terminal). In tal caso il protocollo propone una procedura detta ***Interrupt-Broadcast(IB)***, facendo sì che sui 2 toni frequenziali, sia il trasmettitore(BTX) che i ricevitori (BRX), trasmettano, periodicamente e soltanto durante l'intervallo temporale di attesa della trasmissione o ricezione del pacchetto broadcast, l'identificativo di terminale (trasmettitore) e quello ricevuto dal tono BTX (ricevitore) rispettivamente. In tal modo il trasmettitore, prima

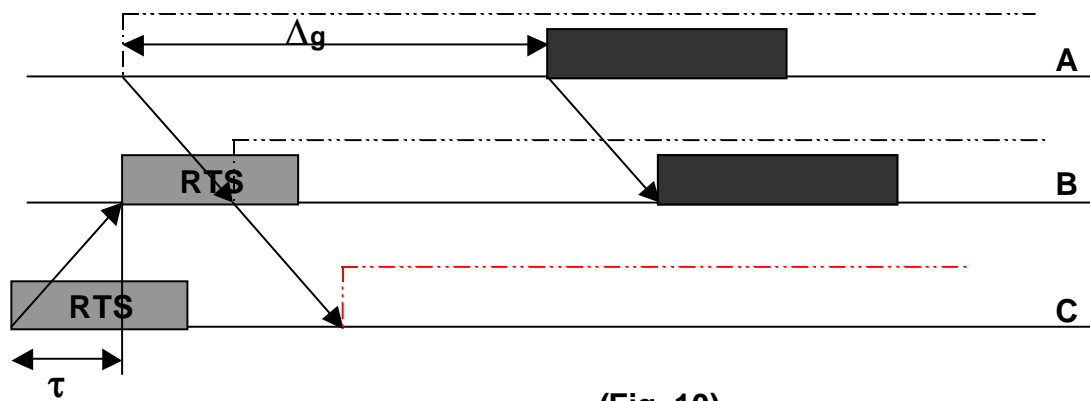
dell'effettiva trasmissione controllando gli identificativi trasmessi dai nodi del suo cluster, non appena rileva un identificativo diverso dal suo, capisce che c'è un'altra trasmissione broadcast nelle vicinanze con precedenza più alta, quindi, immediatamente, disattiva il tono BTX, rimandando la trasmissione, ed entra nello stato REMOTE. Da parte loro i ricevitori, se sentono ancora il tono BTX attivo devono attendere per la ricezione del pacchetto broadcast del trasmettitore rimasto attivo, altrimenti entrano nello stato REMOTE in cui controllano (BRX,CCCH....). Nel caso, invece, in cui un nodo che senta il tono BTX attivo, ma, durante il tempo di attesa della ricezione del pacchetto broadcast, non riesca a capire l'identificativo del trasmettitore (collisione degli identificativi di più terminali che attivano contemporaneamente BTX) trasmette sul tono BRX il proprio identificativo, e questo blocca tutti i terminali che stanno tentando di trasmettere un pacchetto broadcast, i quali si portano nello stato REMOTE rimandando la trasmissione.

Andremo qui di seguito a descrivere le varie situazioni di comunicazione di segnalazione, in cui si possono trovare i terminali che utilizzano come meccanismo di accesso al CCCH il protocollo qui proposto. In questi esempi, A rappresenta il trasmettitore broadcast, B un nodo del suo cluster e C un terminale hidden rispetto ad A che potrebbe creare interferenza nella comunicazione broadcast in corso.

Inoltre si considera il caso peggiore in cui questi tre terminali sono tutti a distanza massima l'uno dall'altro (**R_MAX**) vedi (Figura 9)

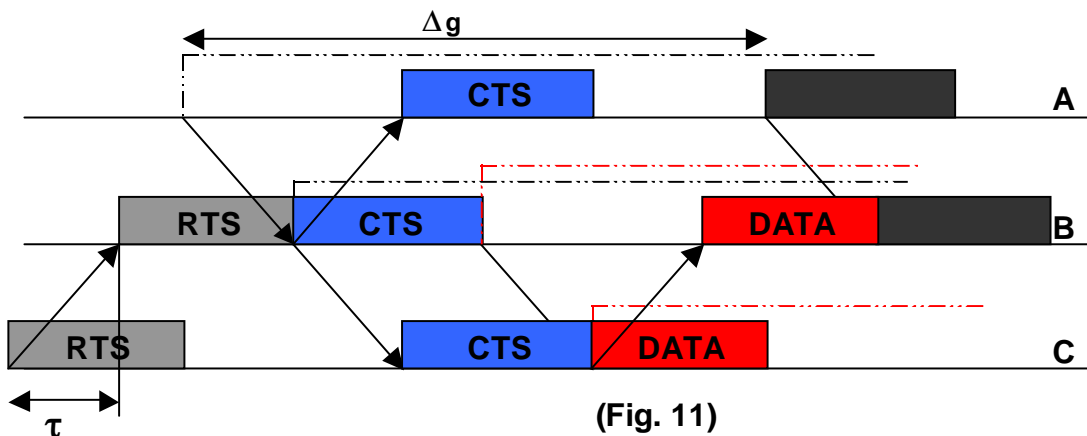


(Fig. 9).Area di riferimento della trasmissione broadcast



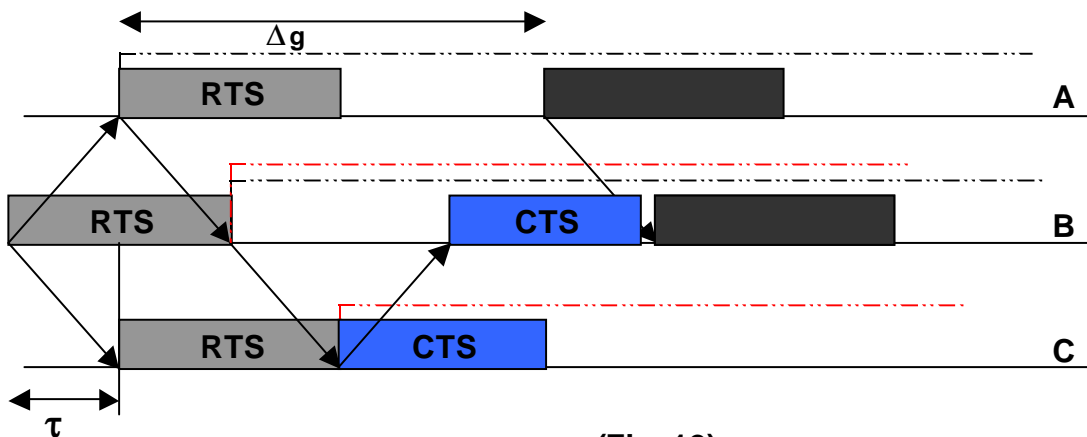
- Pacchetto broadcast A >> B
- Btx
- Brx

(Fig. 10)
RTS trasmesso a B da un nodo hidden di A, mentre A cerca di trasmettere un pacchetto broadcast



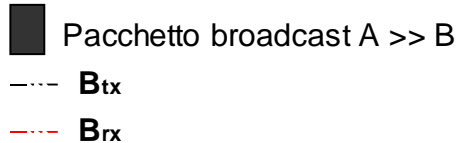
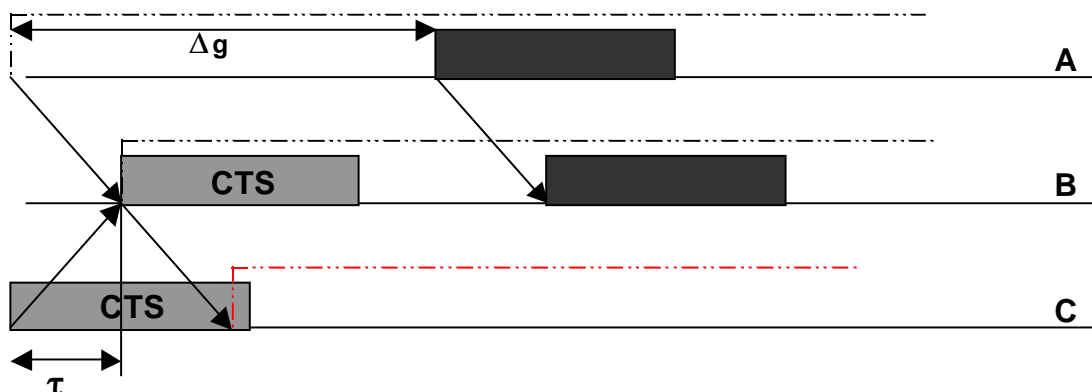
Pacchetto broadcast A >> B
 - - - B_{tx}
 - - - B_{rx}

(Fig. 11)
 A non riesce a silenziare B, che trasmette un CTS in risposta all' RTS trasmesso da C, Δg fa in modo che pkt di A arrivi correttamente a B



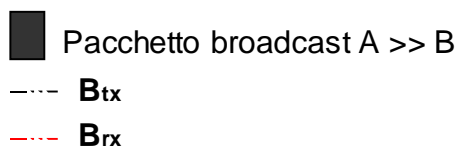
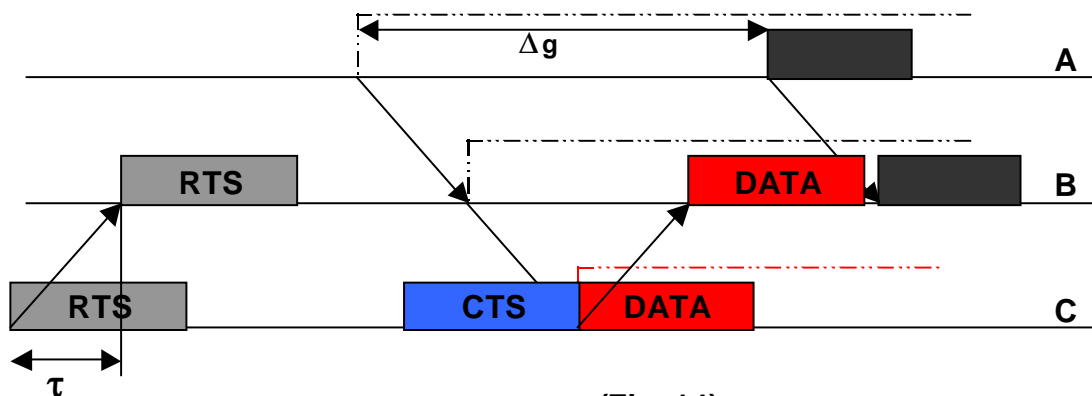
Pacchetto broadcast A >> B
 - - - B_{tx}
 - - - B_{rx}

(Fig. 12)
 RTS di B verso C, che non viene silenziato in tempo e trasmette CTS, Δg permette al pacchetto di A di arrivare a B



(Fig. 13)

CTS di C in risposta a RTS di altri. C viene silenziato da B, ma comunque deve solo ricevere il pacchetto DATA



(Fig. 14)

RTS di C verso altro nodo, che risponde con CTS e C trasmette DATA prima di essere silenziato da B

l'RTS trasmette il CTS verso B. Ancora una volta il tempo di guardia Δ_g , tra l'attivazione del tono BTX da parte del trasmettitore A e la successiva trasmissione del pacchetto broadcast, evita che quest'ultimo collida in B con il CTS trasmesso a questo da C.

Il caso presentato dalla (Figura 13), mostra la situazione in cui C trasmette con un CTS ad un RTS inviatogli da altri nodi del suo cluster. Non appena B sente il BTX attivato da A, attiva il tono BRX con il quale silenzia C, il quale da parte sua può comunque ricevere l'eventuale pacchetto DATA inviatogli dal nodo a cui ha risposto con il CTS, dopodiché dovrà rimanere in silenzio.

La (Figura 14), raffigura l'evento di una trasmissione da parte di C di un RTS diretto verso un altro nodo, che risponde a sua volta con il CTS. Allora esiste la possibilità che B, sentito il tono BTX attivo, non faccia in tempo ad evitare, tramite l'attivazione del tono BRX, che C trasmetta il DATA, ma comunque il tempo di guardia elimina la possibilità di collisione.

Infine la (Figura 15) descrive il meccanismo di interruzione di una trasmissione broadcast ad opera di un'altra da parte di un nodo nelle sue vicinanze. Il trasmettitore broadcast trasmette (periodicamente in modalità da definire, in modo tale da eliminare al più possibile le sovrapposizioni degli id trasmessi da tutti i nodi del cluster del trasmettitore) sul tono BTX il suo identificativo di terminale. I nodi vicini, a loro volta, trasmettono, anch'essi periodicamente, sul tono BRX l'identificativo ricevuto con il BTX (che non è altro che l'identificativo del trasmettitore). Ovviamente, essendo il trasmettitore nel cluster dei suoi vicini, riceverà i toni BRX attivi di questi, e con essi l'identificativo di terminale trasmittente. Nell'ipotesi,

quindi, che un nodo prima di lui abbia attivato il BTX, il trasmettitore controllando continuamente l'identificativo trasportato dal tono BRX, una volta che si accorge che questo è diverso dal proprio id, capisce che c'è una trasmissione broadcast con precedenza più alta e quindi disattiva il BTX attivato precedentemente e va nello stato REMOTE(in attesa di sviluppi:BRX,BTX,...).Nel caso in cui il nodo B non riuscisse a ricevere in maniera pulita l'identificativo del trasmettitore A, allora trasmetterebbe sul BRX attivato il proprio id, bloccando così entrambe le trasmissioni broadcast.

Da notare infine, che il fatto che le risposte dei nodi ad un pacchetto broadcast siano effettuate su un canale distinto dal CCCH (il cosiddetto ACCH), permette lo svolgimento contemporaneo di più trasmissioni broadcast i cui trasmettitori siano almeno ad una distanza di $2 \cdot R_MAX$ l'uno dall'altro. Infatti se le risposte fossero trasmesse sul CCCH, il meccanismo di risposta non consentirebbe la trasmissione, sul CCCH stesso, di pacchetti broadcast da parte di terminali non appartenenti alla zona interessata dalla comunicazione (nel caso in cui i vicini disattivano i BRX attivati subito dopo aver trasmesso la risposta, la trasmissione sul ACCH la possibilità di trasmissioni dirette, oltre che broadcast).

CAPITOLO 6

Simulazioni del protocollo MAC proposto

e

considerazioni conclusive

6.1 Descrizione della simulazione

Volendo ricercare le proprietà del protocollo descritto nel capitolo precedente, sono state effettuate delle simulazioni per mezzo di un programma scritto in linguaggio C++.

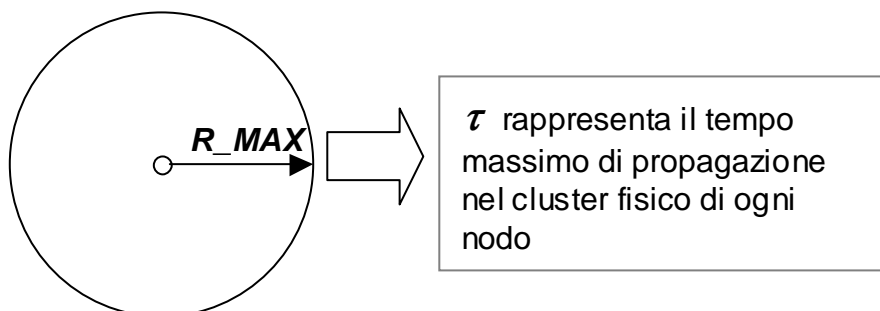
In tale contesto si sono volute in risalto le caratteristiche del protocollo MAC, per l'accesso sul canale di segnalazione comune CCCH del sistema Whyless.com, dal punto di vista dell'efficienza di utilizzazione del canale, prescindendo quindi da parametri trasmissivi come il bit/rate del canale (considerato comunque fisso ed identico per tutti i nodi), così come la potenza trasmissiva, la lunghezza effettiva dei pacchetti e la mobilità dei terminali. Ogni terminale della rete quindi, utilizza il protocollo descritto in precedenza per l'accesso al canale di segnalazione, e le prestazioni sono espresse in termini di percentuale di trasmissioni (dirette o broadcast) portate a termine sul totale di Unità Dati(UI) da trasmettere inviate allo strato MAC (parte di segnalazione) da parte degli starti superiori.

Per poter operare un confronto, sono stati sviluppati dei simulatori per altri due protocolli MAC, per reti wireless LAN, esistenti, CSMA/NP e ALOHA, descritti peraltro nel capitolo 4.

La topologia considerata per rappresentare in ambito locale la rete, è data da una griglia quadrata di dimensioni $(10 \cdot R_MAX) \times (10 \cdot R_MAX)$, inoltre il comportamento della rete viene osservato ogni

$$[\Delta_{\text{campionamento}} = (\tau/2)]$$

dove i parametri R_MAX e $(\tau/2)$ fanno riferimento alla situazione mostrata nella (Figura 1).



(Fig. 1). Topologia locale considerata nella simulazione

Nel cluster di competenza di uno specifico nodo, i terminali vicini possono trovarsi a distanza $(R_MAX/2) \Leftrightarrow (\tau/2)$ oppure a $(R_MAX) \Leftrightarrow (\tau)$.

Per ogni intervallo di osservazione, viene generato, in modo casuale sia il trasmettitore (a patto che ve ne sia uno “pronto”, cioè non abbia già un pacchetto da trasmettere e abbia un numero di nodi “vicini” maggiore di 0), che il tipo di segnalazione (diretta/broadcast), nel caso di segnalazione diretta viene generato in modo random anche il nodo destinatario della trasmissione. In questo modo, si raggiunge, al massimo dopo 100 slot di osservazione, la condizione di massimo carico della rete, ossia tutti i nodi hanno un pacchetto di segnalazione, diretta o broadcast, da trasmettere.

Ogni simulazione consiste nell’osservazione della rete per un tempo complessivo pari a

$$[\Delta_{osservazione\ rete} = 10000 \times (\tau/2)]$$

ed ogni punto dei grafici prestazionali è stato ottenuto mediando i risultati di 20 simulazioni.

Ovviamente anche le durate dei vari pacchetti di segnalazione sono parametriche in $(\tau/2)$.

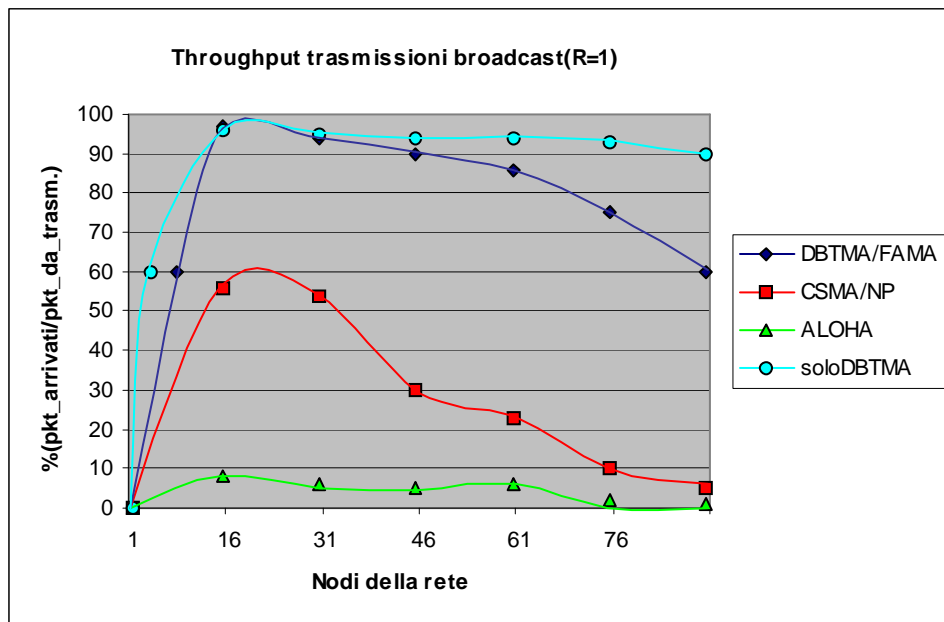
Nella simulazione sia il parametro R_MAX che $(\tau/2)$ sono stati assunti di valore unitario per semplicità. Per quel che riguarda le durate dei pacchetti, si è tenuto conto soltanto delle condizioni che queste devono soddisfare (soprattutto quelle dei pacchetti di controllo previsti dalla parte di segnalazione diretta del protocollo) per la corretta esecuzione del protocollo FAMA/DBTMA, e cioè :

- Durata dell' RTS maggiore o uguale a $(2 * \tau)$.
- Durata del CTS maggiore uguale della durata dell' RTS più $(2 * \tau)$, per le regole dettate dalla parte del protocollo che prende spunto dal FAMA.
- Durate dei pacchetti broadcast e DATA qualsiasi.

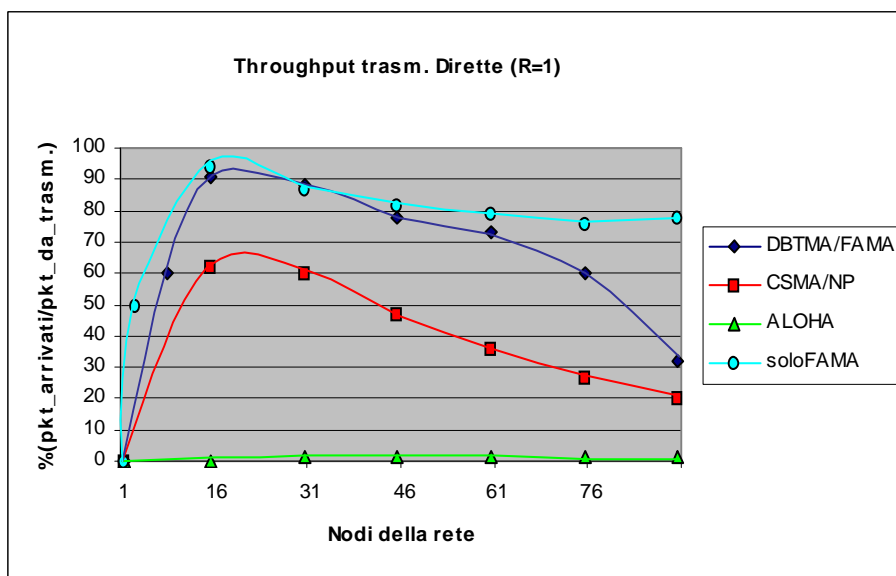
Il numero di slot disponibili per la trasmissione delle risposte sul canale ACCH è stato fissato a $N = 5$.

Le prestazioni sono, come accennato precedentemente, presentate in termini di *Throughput* complessivo del canale CCCH sia per quanto riguarda le segnalazioni dirette che per quelle broadcast, dove per Throughput si intende la percentuale di trasmissioni giunte a destinazione rispetto a quelle complessivamente generate per la trasmissione, dirette e broadcast rispettivamente.

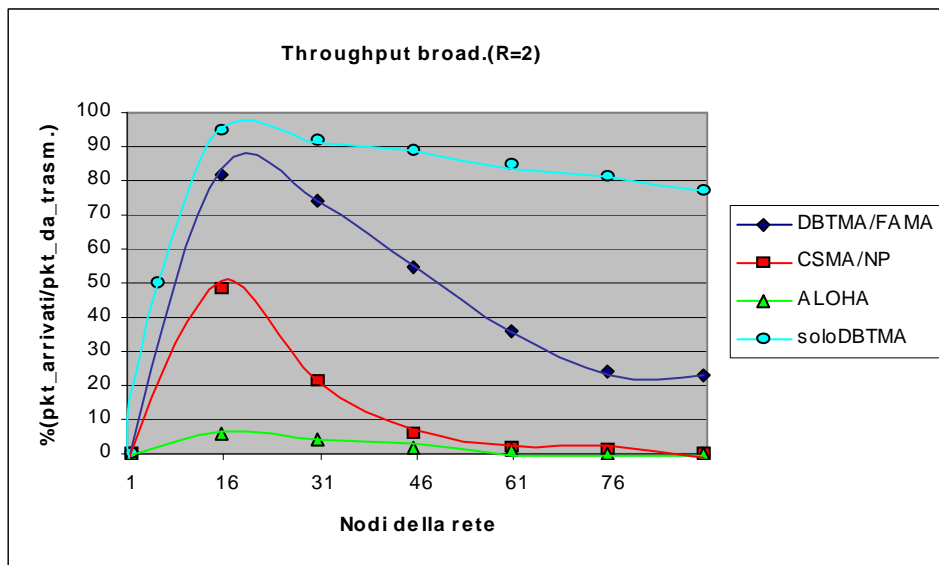
Il numero massimo di nodi nella rete è ovviamente $(R_MAX) \times (R_MAX)$, e per entrambe le tipologie di segnalazione, viene mostrato (Figura 2. (a) trasmissioni broadcast, (b) trasmissioni dirette) il Throughput al variare del numero di nodi presenti nella rete, nei due casi in cui ogni nodo ha un cluster di raggio pari a $R_MAX = 1$, e quando invece la massima distanza raggiungibile dalla trasmissione di ogni nodo è $R_MAX = 2$ (Figura 3. (a) trasmissioni broadcast, (b) trasmissioni dirette).



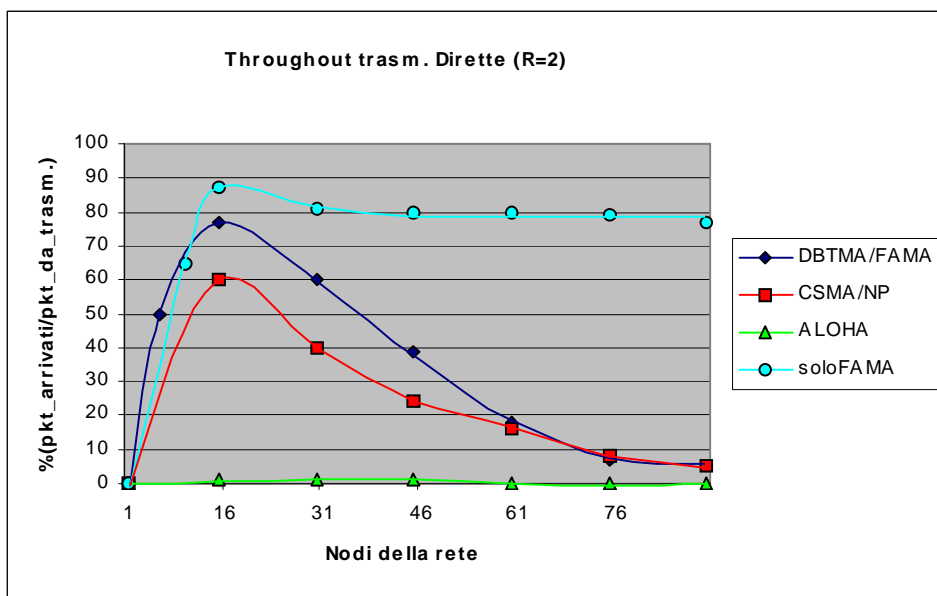
(Fig. 2) (a) Throughput delle trasmissioni broadcast sul canale CCCH (R_MAX = 1).



(Fig. 2) (b) Throughput trasmissioni dirette sul canale CCCH (R_MAX = 1).



(Fig. 3) (a) Throughput trasmissioni broadcast sul canale CCCH (R_MAX = 2).



(Fig. 3) (b) Throughput trasmissioni dirette sul canale CCCH (R_MAX = 2).

Come accennato in precedenza, tali grafici rappresentano l'andamento del Throughput (come % di pacchetti arrivati a destinazione/pacchetti da trasmettere) al variare del numero di nodi della rete quando il canale CCCH è utilizzato per lo scambio sia di segnalazione broadcast che diretta. Sono confrontati con il protocollo MAC, descritto nel capitolo 5, altri due meccanismi di accesso multiplo per le wireless ad-hocLAN, CSMA/NP e ALOHA.

Innanzitutto occorre dire che, per quel che riguarda le trasmissioni broadcast, e per qualsiasi valore di R_MAX , quando un nodo che deve effettuare una trasmissione broadcast innesca il meccanismo di silenziamento, allora il pacchetto arriva sempre a destinazione, cioè il nodo non deve effettuare mai o quasi (0,3% delle volte in caso di aumento eccessivo di R_MAX con conseguente innesco del meccanismo *IB(Interrupt-Broadcast)*).

6.2 Analisi dei risultati

6.2.1 Trasmissioni broadcast

Dalla (Figura 1(a)) si nota che il protocollo DBTMA/FAMA ha delle prestazioni notevolmente migliori sia del CSMA/NP che a maggior ragione del protocollo ALOHA. Questo deriva dal fatto che negli ultimi due protocolli, non si prevede alcun meccanismo di controllo per le trasmissioni broadcast, che quindi per giungere correttamente a destinazione deve accadere che i nodi del cluster del trasmettitore ricevano tutti il pacchetto

broadcast, quindi è necessario che tutti sia i nodi del cluster che quelli potenzialmente disturbanti siano in silenzio durante la trasmissione. Ovviamente in CSMA c'è un minimo controllo sullo stato di attività del canale (fase di Carrier-Sense) quindi le prestazioni sono migliori di ALOHA, in cui invece un nodo trasmette non appena ha un pacchetto da trasferire con conseguenze catastrofiche sul grado di utilizzazione del canale, anche per un numero di nodi della rete relativamente contenuto. Si nota inoltre, che all'aumentare del numero di nodi della rete, come era ragionevole aspettarsi, il Throughput complessivo diminuisce per tutti i protocolli a confronto, anche se essendo $R_{MAX}=1$, quindi il numero di vicini per nodo limitato, il protocollo DBTMA/FAMA riesce a smaltire una percentuale di pacchetti ancora molto alta (circa 60/65%) anche nel caso di rete densamente popolata, laddove, invece il CSMA/NP scende bruscamente ad un Throughput del 10 %. In tale grafico, viene riportato anche l'andamento del Throughput nel caso in cui il canale CCCH venga utilizzato esclusivamente per le trasmissioni broadcast, per la trasmissione delle quali venga sfruttato il meccanismo di silenziamento pseudo-DBTMA del protocollo DBTMA/FAMA; le prestazioni sono le migliori di tutti i casi messi a confronto, e ciò dipende essenzialmente dal fatto che in tal caso sono assenti le trasmissioni dirette che con i vari pacchetti di controllo tengono ulteriormente impegnato il canale e che con le trasmissioni dei CTS bloccano eventuali hidden-node dalla trasmissione.

La (Figura 2.(a)) mostra il confronto dei vari protocolli nel supporto delle trasmissioni broadcast sul canale CCCH, nel caso in cui il raggio dei cluster di ogni nodo sia $R_{MAX} = 2$. Gli andamenti che risultano sono simili a quelli del caso $R_{MAX} = 1$. Ora, però, il numero di vicini per ogni

nodo è aumentato di circa il doppio (in media) rispetto al caso trattato in (Figura 1(a)), e quindi il Throughput che si ottiene con un numero elevato di nodi della rete, risulta peggiore del caso precedente, anche per il protocollo DBTMA/FAMA, che per rete densamente popolata supera di poco il 20%. Per gli altri due protocolli, CSMA/NP ed ALOHA si vede che già che per 40 nodi è sceso sotto al 10% (CSMA/NP) e al 5% (ALOHA). Da notare che nel caso di utilizzo esclusivo del canale per le trasmissioni broadcast, il Throughput non risente di questo aumento di R_{MAX} , e ciò dipende, come detto in precedenza, comunque i nodi con il meccanismo di silenziamento riescono sempre, una volta acquisito il canale, a portare a termine una trasmissione broadcast.

6.2.2 Trasmissioni dirette (o unicast)

Le prestazioni ,del protocollo descritto nel capitolo precedente, riguardo le segnalazioni dirette effettuate utilizzando il canale CCCH sono riportate nelle Figure 1(b) e 2(b). Anche ora, come è stato fatto per le trasmissioni broadcast, il comportamento del protocollo DBTMA/FAMA, è stato messo a confronto con i due protocolli CSMA/NP ed ALOHA. Nel caso della Figura 1(b) ($R_{MAX} = 1$), il l'andamento del Throughput per le trasmissioni dirette con il protocollo DBTMA/FAMA è paragonabile (anche se inferiore di circa il 10%) a quello delle trasmissioni broadcast, fino ad un numero di nodi pari all'incirca a 50. All'aumentare dei nodi, invece, il Throughput scende molto più rapidamente. Ciò deriva dal fatto

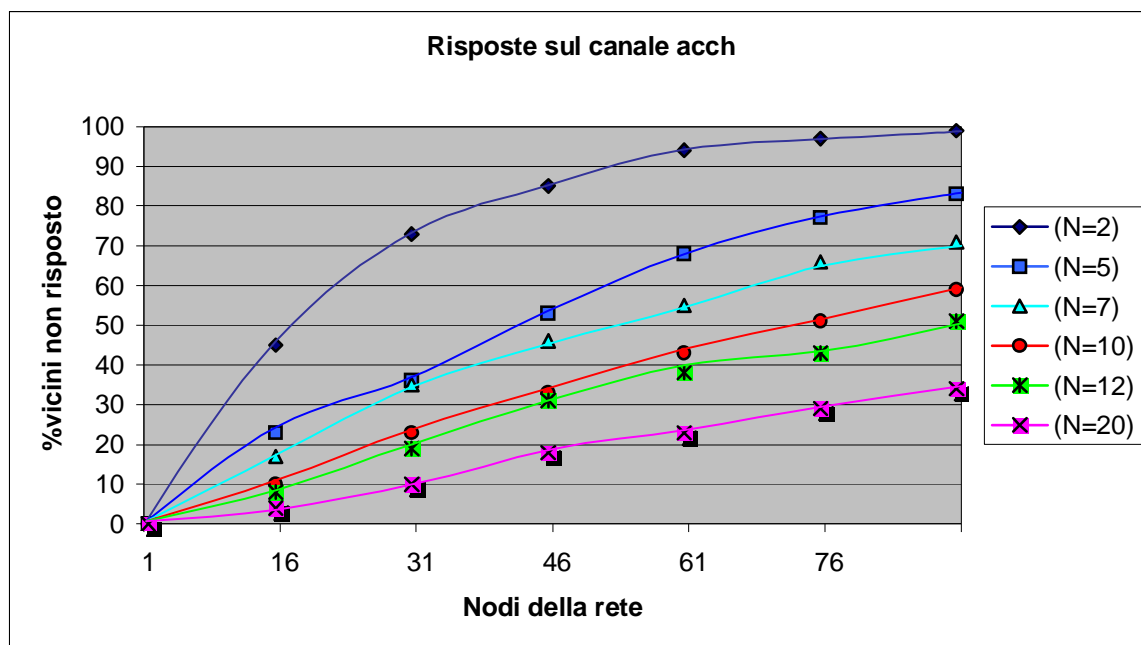
che per molti nodi, una trasmissione broadcast blocca col meccanismo dei due toni BTX e BRX molti più nodi intenti nella trasmissione di pacchetti diretti. Una conferma a questo, si vede dalle prestazioni del CSMA/NP in cui è assente questo meccanismo di silenziamento; infatti in tal caso il Throughput scende molto più lentamente all'aumentare dei nodi nella rete. E' riportato inoltre il confronto con il caso in cui il canale CCCH è utilizzato soltanto per le segnalazioni dirette e queste sfruttano il meccanismo FAMA per l'accesso al canale. Ovviamente le prestazioni sono le migliori di tutte e confermano le ottime proprietà d'immunità alle collisioni del FAMA in sé. Aumentando il raggio di cluster a $R_{MAX} = 2$, le prestazioni che si ottengono con il protocollo DBTMA/FAMA peggiorano notevolmente, tanto più quanto aumentano i nodi nella rete, e da 60 nodi in poi, coincidono con quelle ottenute con il protocollo CSMA/NP; questo è il prezzo da pagare per il fatto che ogni trasmissione broadcast per essere portata a termine necessita del silenziamento dei nodi intorno a se entro un raggio di $(2 * R_{MAX})$. Si nota inoltre che quando sul canale vengono trasmesse solo segnalazioni dirette che utilizzano il FAMA, le prestazioni non sono per nulla influenzate dall'aumento del raggio d'azione di ogni nodo, e ciò proprio per le caratteristiche di CA del protocollo stesso.

6.2.3 Risposte ad una trasmissione broadcast

Sinora non si è preso in considerazione l'impatto che il meccanismo di risposte sul canale ACCH ha sulle prestazioni del protocollo. Ovviamente

più aumentano il numero N di slot disponibili per ogni trama sul ACCH, e più aumenta la frazione di tempo in cui una singola comunicazione broadcast tiene impegnato il canale (tenendo bloccati i nodi vicini con i toni BTX e BRX). Quindi se dal punto di vista delle comunicazioni broadcast un aumento di N non porta a netti peggioramenti del Throughput, la stessa cosa non può dirsi per le trasmissioni dirette, che come si è visto, le cui prestazioni sono fortemente influenzate dal meccanismo di “blocco” operato dal protocollo DBTMA/FAMA.

Inoltre c'è da considerare che il parametro N va fissato, oltre che tenendo conto del degrado delle prestazioni delle segnalazioni dirette, anche del fatto che diminuendo di molto N , si rende disponibile un minor numero di slot per la trasmissione della risposta; dato che i vicini scelgono in modo random lo slot in cui trasmettere, quando N ha un valore troppo basso c'è il rischio che troppi vicini scelgano lo stesso slot per la trasmissione delle loro risposte, che quindi non giungeranno comprensibili al trasmettitore broadcast; questo fenomeno è, ovviamente, tanto più accentuato quanto più è il numero di nodi presenti nella rete. La (Figura 3) rappresenta proprio il numero di vicini che scelgono lo stesso slot per la trasmissione, al variare del numero di nodi della rete, e questo per vari valori del parametro. Dalla figura si nota che, anche per $N=20$, per una densità elevata di nodi nella rete il numero di risposte non arrivate, perché collise, al trasmettitore rimane alto, circa il 20%; e ciò è dovuto principalmente al fatto che gli slot della trama non sono assegnanti staticamente ai nodi vicini, ma sono questi ultimi a scegliere casualmente lo slot in cui trasmettere, e questo perché la rete in esame è di tipo wireless-ad-hoc a gestione completamente distribuita, peraltro senza alcun sincronismo esistente tra i vari terminali.



(Fig. 4) Risposte TDMA sul canale ACCH, nodi che scelgono lo stesso slot per la trasmissione della risposta

Si può notare quindi che la scelta del parametro N è fondamentale per il raggiungimento di prestazioni elevate per entrambi i tipi di segnalazione.

Da considerare inoltre, che il protocollo proposto in tale lavoro, può essere ulteriormente modificato alla ricerca di un più elevato grado di utilizzazione del canale, soprattutto per quel che riguarda la segnalazione diretta. In primo luogo, una prima modifica viene offerta proprio dal FAMA/NP che prevede la trasmissione di pacchetti di segnalazione diretta, in successione, qualora un nodo abbia più trasmissioni da effettuare, una volta che questo ha acquisito il controllo del canale; ciò evita che il nodo debba contendere di nuovo l'accesso del canale per ogni pacchetto da trasmettere. Si è dimostrato che le prestazioni, in termini di Throughput,

del FAMA con tale modifica, migliorano di circa il 30 %, quindi si prevede che anche nel nostro caso si potrebbe ottenere un notevole incremento delle prestazioni del protocollo DBTMA/FAMA per le segnalazioni dirette.

Appare, inoltre, che una grande limitazione all'ottenimento di elevate prestazioni per la segnalazione diretta, sia portata dal meccanismo di silenziamento attuato per mezzo dei toni BTX e BRX, che tengono i nodi potenzialmente disturbanti, inattivi per tutta la durata della trasmissione broadcast. Un miglioramento di tale situazione si potrebbe ottenere ad esempio facendo sì che i ricevitori disattivino il BRX una volta trasmessa la risposta sul canale ACCH, rendendo possibile la riattivazione dei nodi precedentemente bloccati.

6.3 Protocollo DBTMA/FAMA e UWB

Il protocollo MAC, descritto nel precedente capitolo, è stato trattato e sviluppato per il supporto della segnalazione a canale comune nel sistema Whyless.com, in particolare per consentire lo scambio di informazioni di controllo sia di tipo diretto che broadcast; in tal senso, tale protocollo è applicabile in ogni situazione che richieda ciò. Invece qui si vogliono mettere in luce quelle che sono le peculiarità dell'utilizzo del DBTMA/FAMA per la gestione della segnalazione in un sistema di comunicazione, come Whyless.com, la cui interfaccia di strato fisico è costituita dalla tecnica trasmissiva UWB.

Infatti le proprietà caratteristiche della tecnica di trasmissione ad impulsi (UWB appunto), descritte nel capitolo 2, si riflettono sul comportamento e sulle potenzialità del protocollo MAC sotto esame.

Nel capitolo 2, ad esempio, si sono esaminate le proprietà di localizzazione possedute dalla tecnologia UWB; si capisce immediatamente le potenzialità offerte da queste nella gestione complessiva delle varie operazioni di rete, che, ricordiamo, sono completamente distribuite tra tutti i terminali. Infatti, considerando solo le problematiche connesse con lo strato MAC dell'architettura di rete ed in particolare la parte di questo che si occupa dello scambio di informazioni di controllo, se un nodo potesse conoscere la topologia della rete, almeno in ambito locale, potrebbe gestire in modo nettamente il problema del controllo di potenza per la determinazione del livello di potenza comune da utilizzare sul CCCH (vedi capitolo 5), determinare, inoltre, dinamicamente il valore ottimo del parametro N (TDMA sul canale ACCH) al variare della topologia della rete.

Ma a prescindere dai possibili utilizzi della tecnica UWB come ausilio nella gestione della rete, c'è una caratteristica che, specificatamente al problema dell'accesso multiplo sul CCCH, rende l'UWB particolarmente interessante, la *collisione* di pacchetti trasmessi.

Tipicamente, infatti, nei sistemi di trasmissione che utilizzano il "tempo" come risorsa trasmissiva, per collisione si intende genericamente la situazione che si presenta quando due o più pacchetti trasmessi da stazioni differenti si sovrappongono temporalmente nel momento in cui un nodo intenda effettuare la ricezione di uno di questi. Ovviamente dipende poi dalle tecniche di controllo sul recupero del pacchetto utilizzate a livello di trasporto il minimo livello di collisione che permette ancora un recupero dell'informazione utile; ma trascurando questo, si può ritenere che basti la sovrapposizione di un bit di un pacchetto con un bit di un altro pacchetto

trasmesso da una stazione diversa, a far sì che il ricevitore non possa recuperare l'informazione utile (caso peggiore).

Nel caso di trasmissione ad impulsi (UWB), il concetto di collisione va visto da un diverso punto di vista. Infatti, se si considerano attentamente le modalità seguite, dalla tecnologia UWB, per la trasmissione e ricezione di un pacchetto, o più in particolare di un bit, descritte nel capitolo 2, si capisce come il fatto che due trasmissioni, in particolare due bit appartenenti a queste, vengano a trovarsi temporalmente sovrapposti non porta inevitabilmente alla perdita dell'informazione utile da parte di un eventuale ricevitore. Volendo considerare il caso di nostro interesse, cioè un canale di segnalazione comune CCCH, dato che per la tecnologia UWB un canale di comunicazione, dati T_f , N_s , T_c etc., equivale semplicemente alla scelta di un codice di Time-Hopping tra quelli appartenenti alla famiglia di codici scelta, fissiamo per esempio $N_s = 3$, $CCCH \Leftrightarrow \{3,1,2\}$, $T_f = 3 * T_c$.

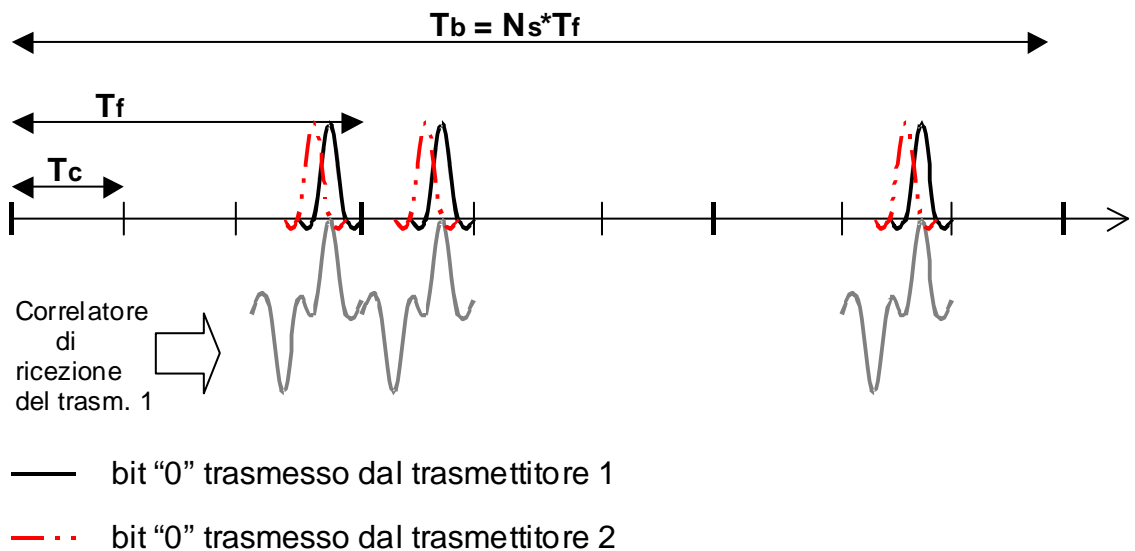


Fig 5. Collisione costruttiva, sincronismo di bit

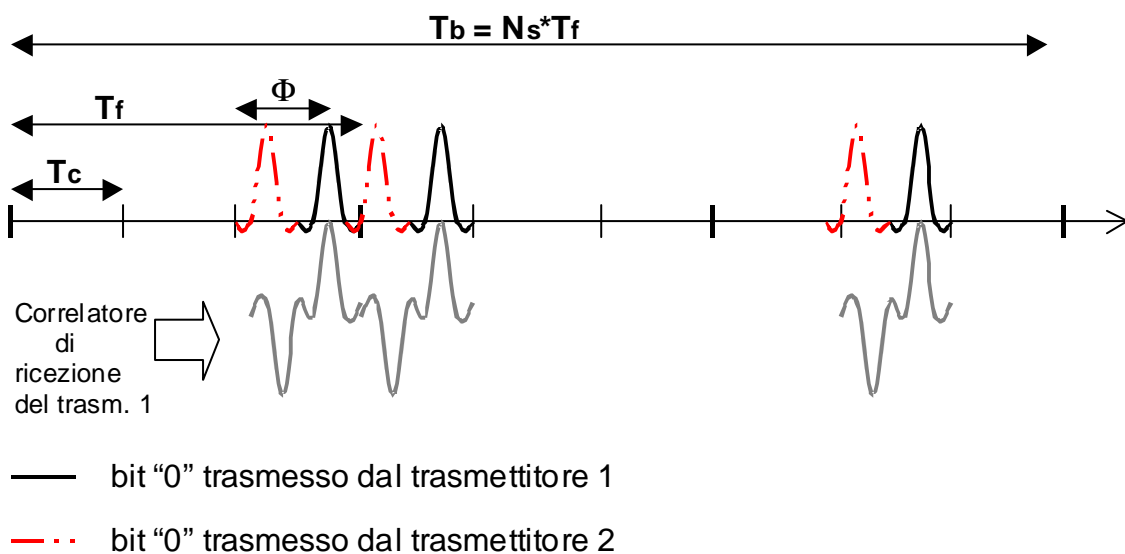


Fig 6. Collisione distruttiva, asincronismo di bit (sfasamento $\Phi < T_c$)

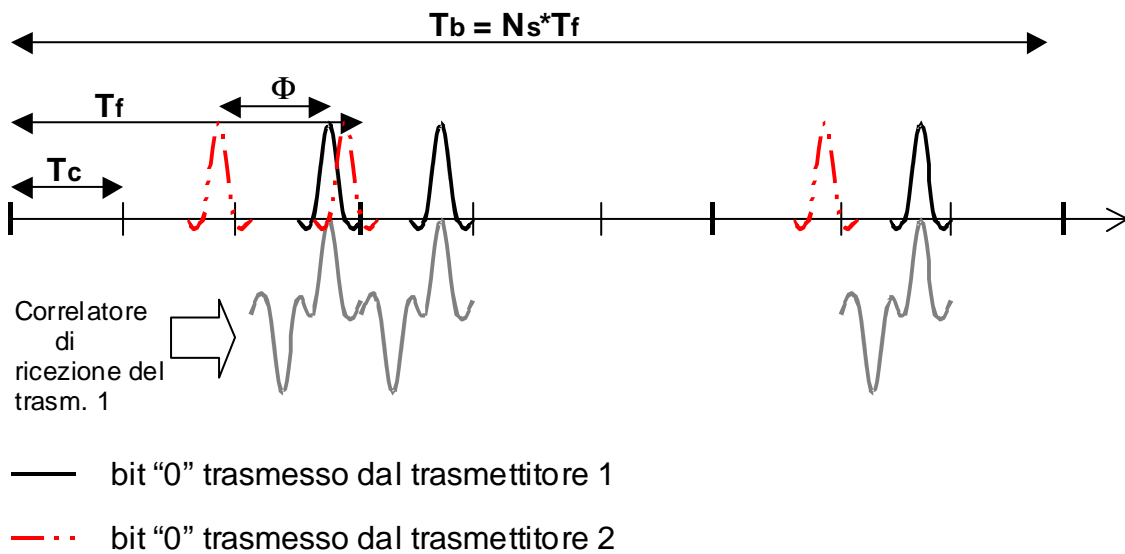


Fig 7. Collisione, asincronismo di bit (sfasamento $\Phi > T_c$)

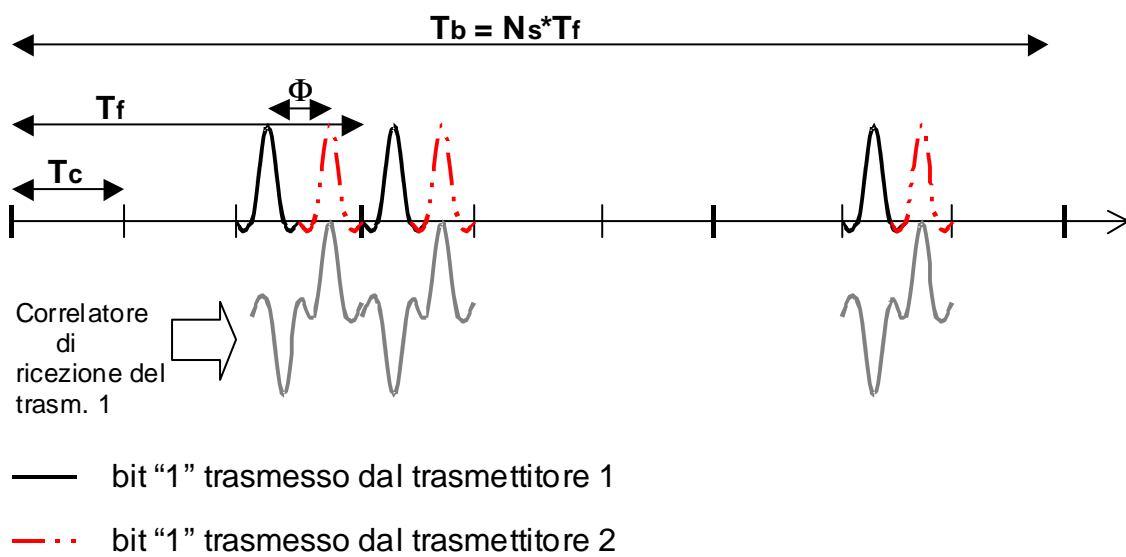


Fig 8. Collisione distruttiva, asincronismo di bit (sfasamento $\Phi < T_c$)

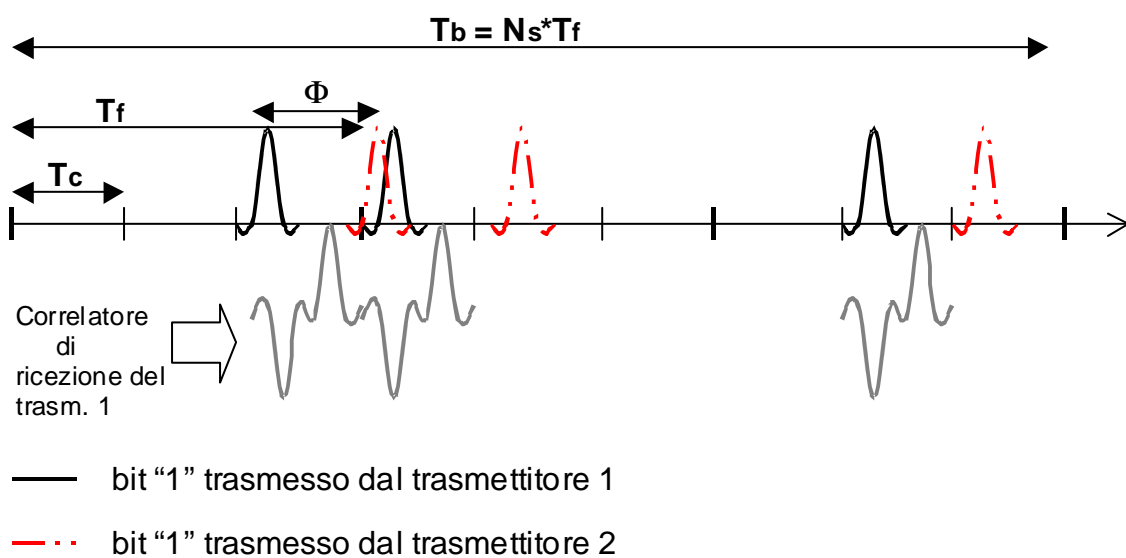


Fig 9. Collisione, asincronismo di bit (sfasamento $\Phi > T_c$)

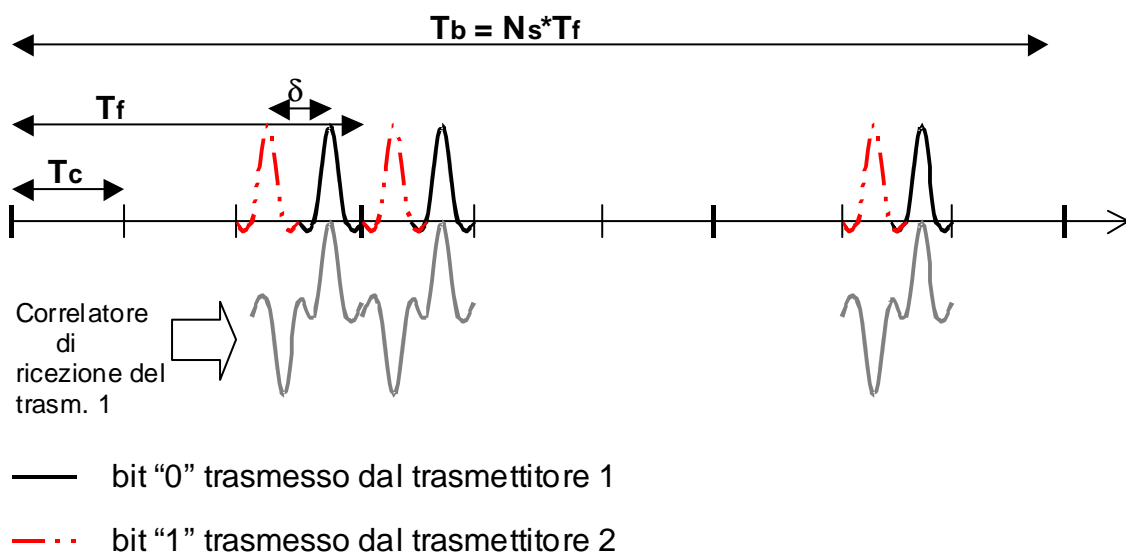
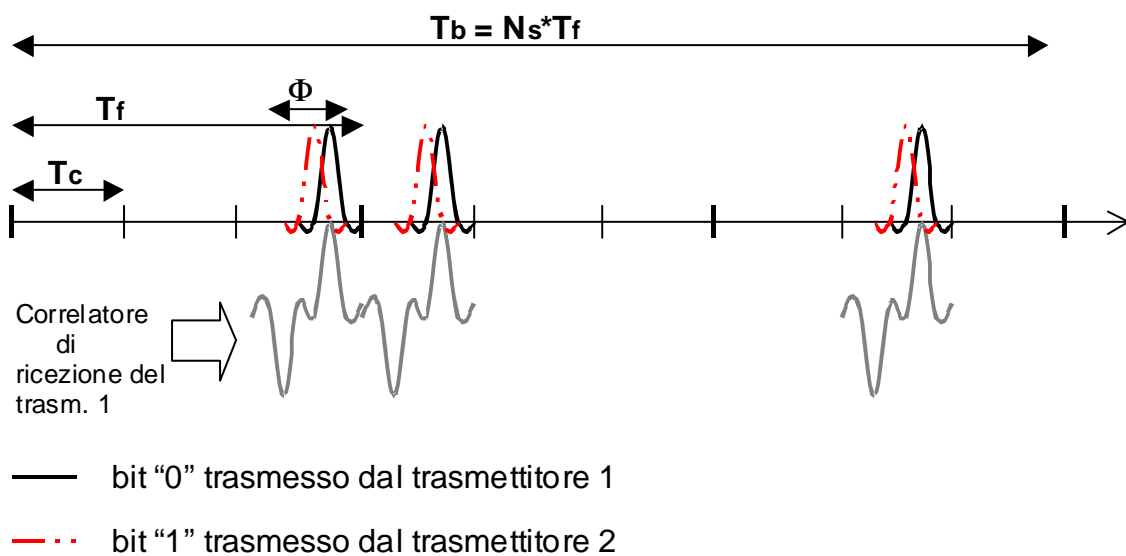


Fig 10. Collisione distruttiva, sincronismo di bit

Fig 11. Collisione costruttiva, asincronismo di bit ($\Phi < T_c$)

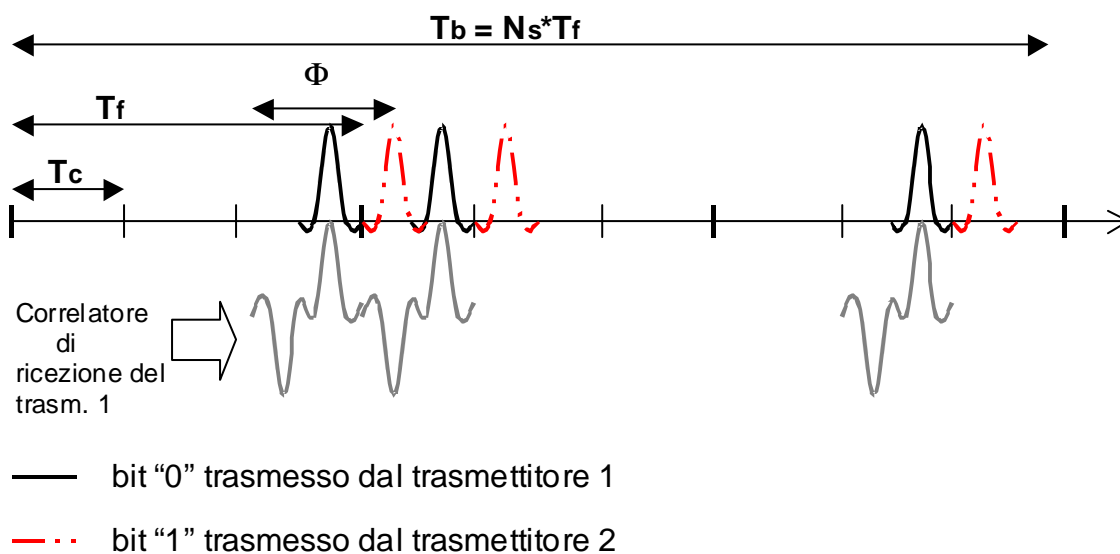


Fig 12. Collisione, asincronismo di bit ($\Phi > T_c$)

Negli esempi mostrati nelle figure precedenti, si vuole dare un'idea di quelle che sono le possibilità di collisione, a livello di bit ricevuto. Per semplicità, si suppone il ricevitore sincronizzato con il relativo trasmettitore e la presenza aggiuntiva di un'altra trasmissione che si viene a sovrapporre a quella TX(1)-RX(1). La regola di decisione applicata dal ricevitore è quella descritta nel capitolo 2 (decisione binaria sull'uscita del correlatore di ricezione dopo un tempo di osservazione di $N_s T_f$). Si suppone, almeno per ora, che le due trasmissioni giungano con la stessa potenza al ricevitore, infatti il caso di potenze differenti va trattato a parte e dipende anche dalla regola di decisione applicata dal ricevitore.

Nei casi mostrati vengono esaminate le collisioni tra due bit appartenenti rispettivamente ad un pacchetto trasmesso dal trasmettitore (1) ed un'altro trasmesso dal trasmettitore (2); nelle figure (5-6-7) i bit che vengono a collidere sono entrambi "0". Si vede che se c'è perfetta sovrapposizione (Figura 5), il ricevitore riesce a ricevere il bit "0" (anche se

complessivamente si è interessati alla ricezione completa del pacchetto, e ciò sarebbe possibile soltanto se i due pacchetti sovrapposti fossero identici). Nel caso di sfasamento tra le due trasmissioni (Figure 6-7) il comportamento dipende dall'entità dello sfasamento e dal codice. Infatti se lo sfasamento è minore di T_c allora è possibile che il bit "0" della trasmissione (2) venga a causare una collisione distruttiva dato che in tal caso il ricevitore non sarebbe in grado di attuare la regola di decisione (uscita teoricamente nulla dal correlatore). Nel caso in cui lo sfasamento sia maggiore di T_c , allora la riuscita o meno della ricezione dipende da come è fatto il codice (intervalli di trasmissione) e dal numero N_s d'impulsi disponibili per decidere se sia stato trasmesso uno "0" oppure un "1".

Per quanto riguarda il caso di trasmissione di un bit "1" da parte di entrambi i trasmettitori, la situazione è analoga al caso precedente.

Nel caso invece di bit trasmessi differenti, (Figure 10-11-12) l'unica differenza è che ora in caso di perfetto sincronismo tra i bit collisi, si ha collisione distruttiva, mentre nel caso di sfasamento, ancora una volta, dipende da come è strutturato il codice e da N_s .

Tutto ciò nel caso di collisione di due soli pacchetti, ovviamente se i pacchetti a collidere fossero in numero maggiore aumenterebbero maggiormente le probabilità di collisioni distruttive al ricevitore.

Inoltre tutti gli eventi di collisione trattati, fanno riferimento al caso di potenza dei segnali ricevuti uguale. Nell'eventualità, che appare molto più realistica, che i segnali che collidono hanno potenze differenti l'uno dall'altro, il discorso si complica ulteriormente; infatti in tal caso può bastare la collisione di uno solo degli impulsi tra quelli che compongono il bit, provocare un errore nella ricezione. Dalla (Figura 13) si vede che, ad

esempio, anche nel caso in cui la trasmissione interferente presenta uno sfasamento che nel complesso consentirebbe (se la potenza dei due segnali fosse simile) una corretta ricezione del bit "0" trasmesso dal trasmettitore (1), dato che ora la potenza del "1" trasmesso dal trasmettitore (2) è molto maggiore del bit "0" di (1), la ricezione di un solo impulso fa sì che l'uscita del correlatore (come somma di N_s impulsi ricevuti) risulti minore di 0, e quindi il bit ricevuto venga interpretato come un "1".

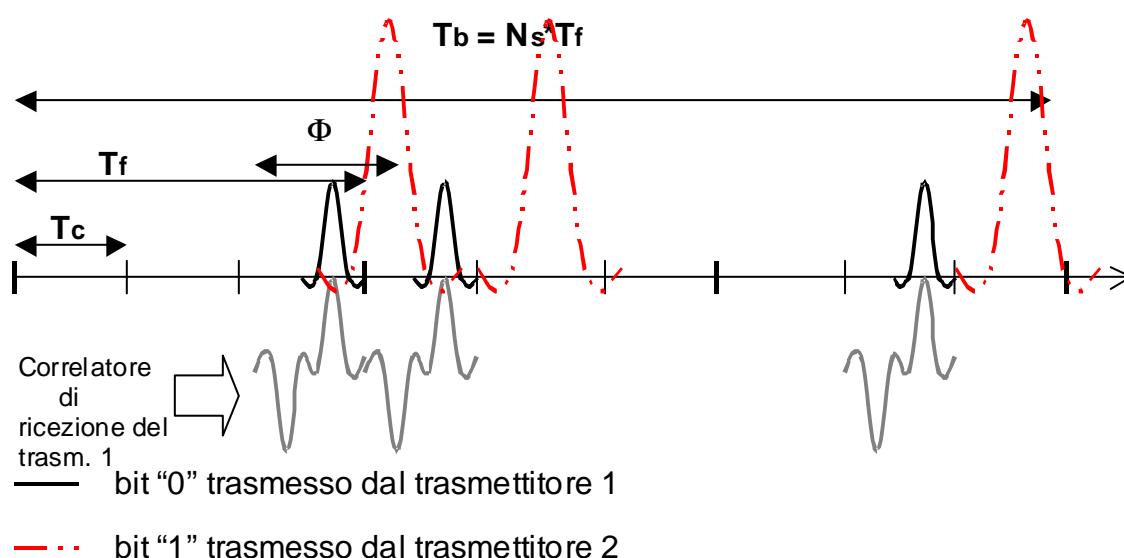


Fig 13. Collisione potenzialmente distruttiva, asincronismo di bit ($\Phi > T_c$)

Ovviamente la corretta ricezione anche in questo caso dipende dal numero di collisioni, dal numero N_s di impulsi utilizzati per la trasmissione di un singolo bit, ma anche da come opera il ricevitore. Infatti il fatto che il ricevitore UWB descritto attui una regola di decisione basata, sull' "ampiezza" del segnale all'uscita dal correlatore, fa sì che possano verificarsi situazioni disastrose come quella descritta nella Figura 13.

A tale riguardo è stato proposto l'utilizzo di un ricevitore che applichi una regola di decisione "Bernoulliana"; cioè invece di considerare

l'ampiezza dell'uscita del correlatore, il decisore valuta se è stato ricevuto un bit "0" o un bit "1", contando, nella finestra temporale di ricezione di un bit ($N_s T_f$), il numero di uscite da una correlazione (tra le N_s da effettuare) maggiori o minori di 0 rispettivamente. Utilizzando un ricevitore siffatto, anche nel caso della Figura 13 sarebbe possibile effettuare una corretta ricezione.

6.4 Conclusioni

Il particolare protocollo MAC proposto in tale lavoro, è stato sviluppato per il supporto efficiente di comunicazioni sia unicast che broadcast tra nodi di una rete wireless-ad-hoc a canale singolo, cercando di limitare al massimo le perdite, in termini di prestazioni, dovute principalmente al grosso problema delle collisioni tra pacchetti trasmessi da trasmettitori diversi (hidden-terminal).

Sebbene i risultati confermino che il protocollo opera molto soddisfacentemente in un ambiente ad-hoc, anche a massimo carico di traffico per nodo, si nota che al crescere della densità di nodi nella rete, le prestazioni vanno degradando, soprattutto per quel che riguarda le trasmissioni unicast. Comunque, pensando che un tale protocollo è stato introdotto per lo specifico compito del supporto della segnalazione a canale comune del sistema Whyless.com, sono possibili ulteriori miglioramenti prestazionali, sfruttando le caratteristiche peculiari di tale sistema (tipologia d'interfaccia fisica, ausilio dei livelli superiori a quello MAC, etc.

Bibliografia

- [1] M.Z. Win, R.A. Scholtz, “Ultra-Wide Bandwidth Time-Hopping Spread-Spectrum Impulse Radio for Wireless Multiple-Access Communications, IEEE Trans. Commun., vol. 48, NO. 4, Aprile 2000
- [2] R.A. Scholtz , “UWB Radio Deployment Challenges”, Research Group University of Southern California.
- [3] M.Sanchez,P. Manzoni, Z.J. Haas, “ Determination of Critical Trasmission Range in Ad-Hoc Networks “, Research Group University of Valencia(SPAIN) and Cornell University (NY,USA)
- [4] C.R. Lin, M. Gerla,“Adaptive Clustering for Mobile Wireless Networks“, IEEE J. Select. Areas Commun. ,VOL. 15, NO.7, Settembre 1997.
- [5] S.L. Wu, Y.C. Tseng, “Intelligent Medium Access for Mobile Ad Hoc Networks with Busy Tones and Power Control”,IEEE J. Select. Areas. Commun., VOL. 18, NO. 9, settembre 2000.
- [6] C.L. Fullmer, J.J. Garcia-Luna-Aceves, “Complete Single-Channel Solutions to Hidden Terminal Problems in Wireless LANs”, Proc ACM SIGCOMM '97, Cannes,France, Settembre 1997.
- [8] Bharghavan, V. Demers, “MACAW : A Media Access Protocol for Wireless LANs”, Proc. ACM SIGCOMM '94.
- [9] G. Bianchi, “Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function”, J. Select. Areas Commun. ,VOL. 18, NO. 3, Marzo 2000.

- [10] P. Karn, "MACA- A New Channel Access Method for Packet Radio", in ARRL/CRRL Amateur radio 9th Computer Networking Conference, ARRL 1990.
- [11] S. Tabrizi, Z.J. Haas, "Collision-Free Medium Access Control Scheme for Ad-Hoc Networks", US Air Force Research Laboratory (NY), 1999.
- [12] R. Fontana, "A Note on Power Spectral Density Calculations for Jittered Pulse Trains, Multispectral Solutions 2000.
- [13] J. Gronkvist, A. Hansson, "A Comparison of Access Methods for Multi-Hop- Ad-Hoc Radio Networks", in PROC IEEE PIMRC, 2000
- [14] C. Wu, V.O.K. Li, "Receiver-Initiated busy-tone multiple access in packet radio networks", ACM SIGCOMM 87 Workshop, USA, 1987.
- [15] Z.J. Haas, J. Dentg, "Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA)- Performance evaluation", in IEEE VTC 99 Houston, TX, Maggio 1999.
- [16] F.A. Tobagi, L. Kleinrock, "Packet Switching in Radio Channels: Part II – the Hidden-Terminal Problem in Carrier Sense Multiple Access Mode and Busy-Tone Solution", IEEE Trans. Commun., VOL COM-3, NO.12, 1975.
- [17] K. Tang, M. Gerla, "Random Access MAC for Efficient Broadcast Support in Ad-Hoc Networks", IEEE Trans. Commun., Marzo 2000.
- [18] V. Kawadia, R. Rozovsky, P.R. Kumar, "Protocols for Media Access Control and Power Control in Wireless Networks", Department of Electrical Engineering, University of Illinois, USA, Febbraio 2001.