

POLITECNICO DI MILANO

Facoltà di Ingegneria dell'Informazione

Corso di Laurea Specialistica in Ingegneria delle Telecomunicazioni

Indirizzo Reti di Telecomunicazioni



**Studio del problema di associazione in Wireless Mesh
Networks: equilibri e dinamiche tra utenti e reti**

Relatore: Ing. Matteo Cesana

Correlatore: Ing. Ilaria Malanchini

Tesi di Laurea di:

Andrea Argento

Matr. 721107

Anno Accademico 2009 - 2010

Un sincero ringraziamento va a tutti coloro che, in momenti e modi diversi, mi hanno prestato il loro aiuto e la loro assistenza nella realizzazione di questo lavoro.

Anzitutto ringrazio il mio relatore, l'Ing. Matteo Cesana, per i consigli, la disponibilità e la pazienza mostrata nei miei confronti in tutto questo lungo anno.

Un sentito ringraziamento anche all'Ing. Ilaria Malanchini, correlatrice di tesi, che mi ha seguito nei primi mesi del lavoro, aiutandomi a superare i primi ostacoli, quelli più difficili.

Un grazie speciale a tutti i miei amici di sempre, a partire dai tre più importanti, Teo il pazzo, Leo e Piruz, senza scordare Ilaria, Jessica, Fede & Fiamma, Lorena, Camilla, Alberto, i Brugheresi e tanti tanti altri: siete stati la più importante e piacevole distrazione alle interminabili giornate di studio che mi hanno accompagnato dal primo giorno di Università.

Un grazie a tutti i miei compagni ingegneri, ma soprattutto a Nico, Guido da Bergamo, Andreone, Dario e Luca: cinque anni passati insieme sui libri (e non solo) sono proprio tanti, e grazie alla vostra presenza, tutto è volato in fretta; non avrei potuto chiedere soci migliori.

Il mio pensiero va anche a tutti i miei parenti (nonno in primis), lontani nello spazio ma vicinissimi nel cuore: grazie per avermi sempre sostenuto, anche solo con una semplice telefonata.

Infine, ultimi nella lista ma primi per importanza, ringrazio i miei genitori e la mia sorellina: se sono arrivato fino a questo punto è solo per merito vostro. Spero di ricambiare tutto il vostro supporto morale ed economico con tante soddisfazioni. Grazie, grazie, grazie.

Andrea

Indice

Introduzione	1
1 Tecnologie Wireless per l'accesso	6
1.1 Dalle MANET alle WMN	6
1.2 Architetture WMN e caratteristiche fondamentali	9
1.3 Standard per Reti Mesh	11
1.3.1 802.16j	12
1.3.2 802.11s	16
2 Dinamiche di accesso in Reti Wireless	22
2.1 Associazione in 802.11	22
2.2 Associazione in WLAN: soluzioni a confronto	24
2.3 Associazione in WMN: soluzioni a confronto	29
3 Giochi di associazione per WMN	37
3.1 Teoria dei giochi	38
3.1.1 Utilità sociale, PoS e PoA	41
3.1.2 Congestion Games e Crowding Games	42
3.2 Associazione in WMN: formulazione del problema	43
3.2.1 Scenario di riferimento	43
3.2.2 Funzione costo 'contention aware'	44
3.2.3 Formalizzazione del gioco di associazione	49
3.2.4 Modello di risoluzione del gioco WMNAG	50
3.3 Simulazione ed analisi dei risultati	53
3.3.1 Caratterizzazione degli equilibri	54

3.3.2	Politiche di associazione a confronto	56
3.3.3	Scenari particolari	59
3.4	Applicazione del gioco WMNAG in scenari reali	62
3.4.1	La rete TFA	63
4	Estesioni dello scenario di gioco	68
4.1	Airtime come metrica per i link wireless	69
4.1.1	Calcolo dell’Airtime per gli scenari di gioco	70
4.2	Formulazione completa del gioco WMNAG	75
4.2.1	Lo strato di accesso	75
4.2.2	La nuova funzione costo	76
4.2.3	Modello di risoluzione del gioco WMNAG	78
4.3	Simulazione ed analisi dei risultati	81
4.3.1	PoS, PoA e valutazione delle politiche di associazione	81
4.3.2	Interferenza di accesso e backbone a confronto	86
4.3.3	Airtime e strato di accesso nella rete TFA	89
4.4	Scenari multicanale	94
4.4.1	Gioco di associazione in scenari multicanale	94
4.4.2	Modello di risoluzione del gioco	97
4.4.3	Risultati numerici: equilibri e costi di associazione	100
5	Competizione tra Access Point: un gioco leader/follower	105
5.1	Scenario di gioco multi-leader multi-follower	106
5.2	Formalizzazione del problema	107
5.3	Risoluzione del gioco MLMFAG	110
5.3.1	Giochi in forma strategica	110
5.3.2	Separazione dei giochi tra leader e follower	112
5.4	Simulazioni ed analisi dei risultati	114
5.4.1	Caratterizzazione degli equilibri	115
5.4.2	Impatto della competizione tra Access Point sugli utenti	117
	Conclusioni	120
	Bibliografia	122

Introduzione

La rapida diffusione delle tecnologie wireless ha arricchito le opportunità di connettività per gli utenti, sia dal punto di vista della qualità del servizio offerta, che da quello della disponibilità capillare di accesso garantito. Oggigiorno la connettività wireless è ampiamente utilizzata in aree urbane e metropolitane attraverso l'impiego di *hot spot*, che fungono da bridge tra lo strato di accesso totalmente wireless (connessione agli utenti) e lo strato di trasporto cablato (connessione verso Internet). La versatilità di tale paradigma di accesso è comunque accompagnata da una serie di svantaggi di tipo tecnico/economico: la copertura capillare di ampie aree richiede infatti l'installazione di un alto numero di Access Point e di conseguenza la costruzione di una fitta rete di trasporto cablata per l'interconnessione tutti gli Access Point alla rete di backbone. Il cablaggio completo non solo richiede l'investimento di ingenti somme di capitali, ma può risultare impossibile o difficoltoso a causa della presenza di vincoli urbanistici o naturali (monumenti storici, montagne, etc.). Per superare suddetti limiti, la soluzione più economica ed efficiente è stata comunemente individuata nel paradigma del Wireless Mesh Networking: l'impiego di reti completamente wireless può ridurre drasticamente i costi di installazione, garantendo contemporaneamente un'efficace copertura agli utenti fissi e mobili.

Le reti wireless mesh (Wireless Mesh Networks, WMN) sono costituite da nodi fissi e mobili, interconnessi attraverso percorsi multi-hop completamente wireless. A differenza delle Mobile Ad hoc NETWORKS (MANET), le reti wireless mesh definiscono un'architettura di rete gerarchica, costituita essenzialmente da Mesh Router e Mesh Gateway. I primi svolgono la doppia funzione di Access Point, dal lato utente, e di instradamento di traffico: instaurando collegamenti punto-punto con

altri Mesh Router, definiscono una rete di backbone completamente wireless capace di trasportare traffico di accesso da o verso i Mesh Gateway. I secondi sono direttamente connessi alla rete di trasporto cablata e collegano la rete backbone wireless con il mondo esterno. Gli utenti possono di conseguenza ottenere accesso ai servizi di rete (tipicamente accesso Internet) tramite percorsi multi-hop verso uno o più Mesh Gateway, associandosi alla rete wireless mesh attraverso un Mesh Router disponibile.

A prescindere dalla specifica rete wireless di accesso, il problema di associazione di rete rappresenta una fase critica del complesso procedimento di instaurazione della connessione verso la rete cablata da parte di un utente: più precisamente per associazione di rete si intende la scelta dinamica ed automatica della migliore 'opportunità di connessione', ovvero di un Access Point in una WLAN oppure di un Mesh Router in una WMN. Tipicamente è l'utente che prende la decisione sull'associazione di rete, guidato da specifiche misure che indicano quale sia il miglior punto di accesso a cui agganciarsi. Nelle classiche reti WLAN basate su hot spot, la decisione di quale Access Point utilizzare per l'accesso è unicamente basata sulla qualità del collegamento wireless tra l'utente e l'Access Point: l'utente si associa all'Access Point che garantisce il miglior canale di accesso tenendo conto di parametri 'locali', quali, ad esempio, il rapporto segnale rumore, il livello di potenza ricevuta, etc. Al contrario, nel caso la rete di accesso sia una WMN, la qualità percepita dall'utente dipende dall'intero percorso wireless verso uno specifico Mesh Gateway: la metrica su cui basare l'associazione verso un Mesh Router deve quindi tener conto di parametri di qualità 'globali', e non più unicamente 'locali'.

Il problema di associazione è un processo intrinsecamente competitivo, nel quale ciascun utente vuole massimizzare la propria qualità di connessione percepita; in aggiunta, la scelta di associazione di un utente ha impatto diretto sulla qualità percepita da tutti gli altri utenti associati alla rete. In altre parole, se un utente occupa una qualsiasi risorsa wireless (Mesh Router, link wireless, banda di frequenza, etc.), produce interferenza verso tutti gli altri utenti che utilizzano la medesima risorsa, causando un degrado di qualità e quindi spingendoli a ricercare opportunità di connessione migliori. Sebbene questo fenomeno sia presente anche nelle reti WLAN, nelle reti WMN è estremamente accentuato, vista la natura completamente wireless della rete. Per questo motivo, sembra naturale studiare il problema delle dinamiche

di accesso ad una WMN ricorrendo agli strumenti della teoria dei giochi, che consente di modellizzare i processi reali di competizione tra entità tramite 'giochi' equivalenti.

Nel presente lavoro di tesi, il problema di associazione ad una WMN viene modellizzato come un caso speciale di *congestion game*, in cui ciascun utente agisce egoisticamente per massimizzare la qualità della propria connessione a discapito degli altri utenti già associati. Per catturare la qualità di servizio percepita da ciascun utente, viene definita un'opportuna metrica per catturare la contesa nell'associazione, basata sull'occupazione media da parte di un utente delle risorse wireless lungo tutto il percorso dello strato di backbone utilizzato, dal Mesh Router al Mesh Gateway. Suddetta metrica viene in seguito rifinita attraverso l'introduzione di parametri specifici alla tecnologia IEEE 802.11, per poter trovare applicazione in scenari di WMN concreti e realistici. Dopo aver formalizzato il gioco di associazione, viene presentato un modello di programmazione lineare (per ogni metrica definita) per trovare gli *equilibri di Nash* e caratterizzarne la qualità in termini di *Price of Anarchy* e *Price of Stability*; ogni modello presentato viene opportunamente testato su ampie categorie di WMN campione per derivare risultati numerici relativi a tali equilibri. In aggiunta, gli scenari simulati vengono utilizzati per confrontare, in termini di efficienza, la politica di accesso basata sulla metrica 'contention aware' introdotta, con le politiche di accesso attualmente impiegate negli standard commerciali, basate su metriche 'contention agnostic'. Infine, viene anche preso in considerazione il caso in cui esiste competizione anche tra operatori di rete mesh consentendo loro scelte strategiche su quale percorso multi-hop offrire agli utenti da ogni access point di competenza. Tale scenario viene modellato come un gioco bi-livello *multi-leader multi-follower* in cui gli operatori di rete (leader) scelgono per primi (primo livello di gioco) i percorsi multi-hop da offrire agli utenti (follower) che, di conseguenza, partecipano al gioco di associazione descritto in precedenza (secondo livello di gioco). Anche in questo scenario, viene introdotto un algoritmo per caratterizzare gli equilibri di Nash del gioco bi-livello.

Sebbene la teoria dei giochi sia stata ampiamente utilizzata in letteratura per studiare situazioni di competizione di varia natura in WLAN e WMN, il lavoro presentato rappresenta uno dei primi tentativi di formalizzare il problema di associazione ad una WMN come un gioco. In conclusione, i principali contributi di questo lavoro possono essere individuati in:

1. la definizione di metriche di accesso 'contention aware' per caratterizzare la qualità del flusso di un utente transitante in una WMN, in funzione della quantità di risorse utilizzate e dell'interferenza sperimentata a causa della condivisione del mezzo wireless con altri utenti;
2. la formalizzazione del problema di associazione ad una WMN come un gioco non-cooperativo, in cui gli utenti competono tra di loro per selezionare il Mesh Router che garantisce loro il percorso verso il Mesh Gateway meno congestionato;
3. la caratterizzazione degli equilibri del gioco attraverso la definizione di modelli di programmazione lineare e la successiva simulazione di tali modelli in scenari di WMN campione;
4. la valutazione della bontà della metrica di accesso proposta in relazione alle metriche di accesso correntemente impiegate negli standard di rete attuali;
5. Lo studio e la modellazione di uno scenario in cui anche gli operatori di rete wireless mesh competono scegliendo i percorsi da offrire agli utenti finali per massimizzare i propri introiti (numero di utenti associati).

La tesi è strutturata come segue: nel Capitolo 1 vengono presentate le WMN come soluzione tecnologica per l'accesso wireless, inquadrando il contesto in cui si sono sviluppate e definendo l'architettura di rete che le contraddistingue; vengono brevemente introdotti i due principali protocolli standard relativi al Mesh Networking, IEEE 802.16j e IEEE 802.11s, descrivendo le soluzioni rispettivamente adottate per estendere la funzionalità mesh alle reti single-hop. Nel Capitolo 2 vengono affrontate le problematiche relative alle dinamiche di accesso in reti wireless: analizzando le limitazioni dei protocolli di accesso correntemente implementati nelle WLAN, vengono descritte le principali soluzioni proposte in letteratura per migliorarne l'efficienza in termini di banda garantita agli utenti, bilanciamento del carico degli Access Point e fairness. Il problema di accesso viene in seguito affrontato in ambito di WMN, introducendo i principali protocolli suggeriti come soluzione: vengono analizzate le metriche utilizzate per stimare la qualità dei canali dello strato di accesso e dei percorsi di rete backbone, evidenziandone pregi e difetti. Il Capitolo 3 rappresenta il cuore del lavoro di tesi: dopo un'introduzione sui concetti chiave di teoria

dei giochi, si procede con la definizione della funzione costo utilizzata come metrica di accesso ad una WMN. Il problema di associazione viene quindi formalizzato come gioco non-cooperativo tra utenti, presentando un modello di programmazione lineare per poter caratterizzare gli equilibri di Nash del gioco e la soluzione ottima di associazione. Vengono in seguito riportati e commentati i risultati numerici ottenuti dalla simulazione del modello in scenari campione di rete. Il Capitolo si chiude con la presentazione di uno scenario di gioco particolare privo di equilibri di Nash e con l'analisi del gioco di associazione in una topologia di rete reale, nota come rete TFA. Nel Capitolo 4 viene rifinita la funzione costo già discussa, introducendo come parametro di qualità del generico link wireless la grandezza Airtime definita da standard IEEE 802.11s; in aggiunta, viene introdotto lo strato di accesso nella valutazione complessiva del costo di associazione per utente. La nuova funzione costo è testata in due scenari di WMN: monocanale e multicanale. Viene presentato il modello di risoluzione del gioco per la nuova funzione costo nei due scenari, e vengono analizzati i risultati ottenuti da simulazione, discutendo l'impatto che tale modifica ha avuto nella determinazione del costo di accesso per utente. Nel Capitolo 5 viene formalizzato il problema di gioco *multi-leader multi-follower*, in cui anche gli Access Point sono promossi ad elementi attivi del gioco di associazione; viene descritto l'algoritmo di risoluzione del gioco che permette di determinare la soluzione di equilibrio globale, che successivamente viene testato in scenari campione. Nelle Conclusioni si riassume l'intero lavoro presentato, valutando le principali implicazioni dei risultati ottenuti ed i possibili lavori futuri legati al problema di accesso.

Capitolo 1

Tecnologie Wireless per l'accesso

1.1 Dalle MANET alle WMN

Mobile Ad hoc NETWORK (MANET) sono un insieme di nodi mobili connessi tra loro sul mezzo wireless. Questi nodi possono liberamente e dinamicamente auto-organizzarsi in topologie arbitrarie e temporanee, consentendo connettività a dispositivi ed utenti, in aree prive di preesistenti infrastrutture di comunicazione. Sebbene la nascita e lo sviluppo delle MANET sia avvenuta perlopiù in ambito militare, l'introduzione di tecnologie wireless a basso costo (Bluetooth, IEEE 802.11, etc.) congiuntamente agli standard promossi dall'*Internet Engineering Task Force* (IETF) hanno contribuito a far crescere l'interesse per la ricerca e sviluppo di reti ad-hoc al di fuori del campo militare. Nonostante gli investimenti, la promozione delle MANET a vere e proprie reti per l'accesso wireless su grande scala non è mai stata evidente, specialmente in relazione all'utenza comune. La motivazione principale è da ricercarsi proprio nella natura ad-hoc di tali reti, ovvero l'ambito di utilizzo estremamente specifico (a *single purpose*). Dal punto di vista degli utenti, sono ritenuti essere molto più interessanti scenari di connessione per applicazioni *general purpose*, in cui la disponibilità di ampia banda ed accesso libero ad Internet devono essere paradigmi essenziali e consolidati.

Per guidare le MANET in tale direzione sembrerebbe necessario apportare cambiamenti alla definizione originale, rilassando uno dei principali vincoli, “la rete è composta solo da dispositivi (*users devices*) e nessuna infrastruttura esiste”, e spin-

gendo verso un uso più pragmatico e flessibile del paradigma “ad-hoc networking” [1]. In tal senso, abbandonando la visione di rete isolata auto-configurante ed introducendo il concetto di multi-hop relaying come estensione ai servizi tipici di reti cablate infrastrutturate (accesso ad Internet *in primis*) si ottiene una nuova importante classe di reti: le Reti Wireless Mesh (WMN). Le WMN sono il risultato di un insieme di nodi fissi e mobili interconnessi tramite link wireless, a formare una topologia multi-hop. Così come nelle MANET, i dispositivi terminali degli utenti hanno parte attiva nella rete mesh: accedono dinamicamente alla rete fungendo sia da *end-users* sia da router per altri dispositivi con conseguente aumento dell’area di copertura della rete. E’ evidente come le WMN ereditino molti aspetti tipici delle MANET, mostrando però più interesse in applicazioni mirate a fornire servizi di comunicazione per utenti. Inoltre, se da una parte l’approccio di sviluppo delle MANET era stato prettamente di tipo simulativo, sin dall’inizio le WMN hanno avuto un banco di prova attinente a scenari pratici, stimolando da subito l’interesse nell’utenza globale, viste le potenzialità mostrate in campo. Possono essere individuate due grandi classi di WMN: soluzioni *off-the-shelf* e soluzioni *proprietarie*.

Nella prima categoria ricadono tutte le *Community Networks*, basate principalmente su tecnologia IEEE 802.11 e mirate a fornire accesso Internet (e non solo) a utenti che possono condividere lo stesso strato di accesso. Fondate ed amministrare da comunità, istituti di ricerca, organizzazioni non-profit o agenzie governative, le *Community Networks* possono garantire una serie di servizi a costi bassissimi: accesso broadband a Internet, servizi di sorveglianza nei quartieri, sistemi di risposta ad emergenze varie, distribuzioni di contenuti di interesse locale, etc. Alcuni esempi di *Community Networks* esistenti sono Seattle Wireless [2], Champaign-Urbana Community Wireless Network (CUWiN) [3], Bay Area Wireless Users Group (BAWUG) a San Francisco [4], Roofnet System a Cambridge (Massachusetts) [5] e Technology For All (TFA) a Houston (Texas) [6].

Nella seconda categoria ricadono tutte le soluzioni sviluppate in ambito industriale, che sfruttano le potenzialità delle WMN in ambienti indoor e outdoor. Tutte queste soluzioni adottano approcci e tecnologie radicalmente differenti (sistemi hardware/software, protocolli di routing, etc.), rendendo i sistemi tra loro incompatibili. Esempi di soluzioni proprietarie sono MeshNetworks, Tropos Networks, Radiant Networks, Firetide, BelAir Networks e Strix Systems.

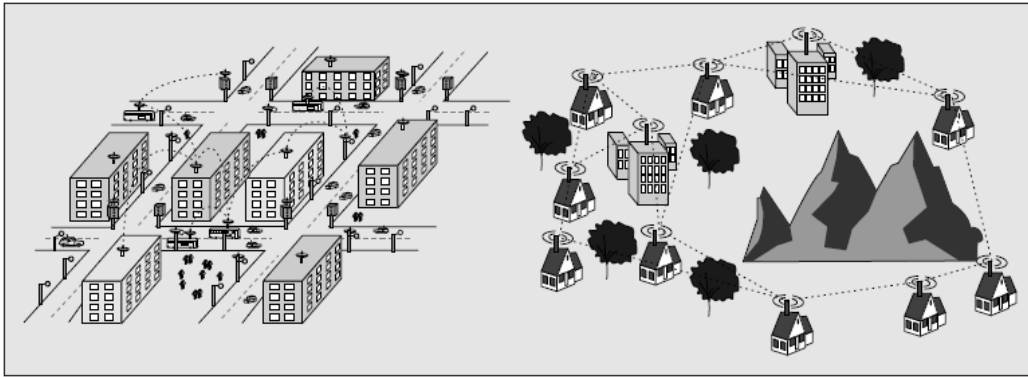


Figura 1.1.1: Applicazioni emergenti per WMN.

Più in generale, soluzioni pratiche portate avanti grazie all'impiego di WMN hanno contribuito a migliorare i servizi di pubblica utilità (dai sistemi mirati al potenziamento dei trasporti fino alla sicurezza personale), hanno fornito accesso wireless a località difficilmente raggiungibili da strutture cablate o si sono rivelate estremamente efficienti per lo studio di fenomeni ambientali in termini di impatto sull'ambiente (Figura 1.1.1) . A Portsmouth (Inghilterra) è stato sviluppato un sistema (*Portsmouth Real-Time Travel Information System*, PORTAL) in collaborazione con MeshNetworks Inc. per fornire ai cittadini informazioni sul ritardo, posizione attuale e stato di attività di più di 300 bus del luogo [7]. A San Mateo (California) il San Mateo Police Department ha equipaggiato le auto e moto di pattuglia, rispettivamente con laptop e PDA in collaborazione con Tropos Networks per garantire rapida connettività alle proprie forze di polizia, attraverso più di 30 Access Point distribuiti nella città [8]. Nella città di Cerritos (California) 130 Access Point, di cui meno del 20% direttamente connessi alla rete di trasporto cablata, forniscono accesso Internet ad utenti situati in zone isolate ed impervie [9]. A Davis, la rete *Quail Ridge Wireless Mesh Network* (QuRiNet), composta da 30 sensori wireless alimentati a pannelli solari, permette lo studio di flora e fauna locale in maniera non intrusiva, per una copertura di più di 2000 acri di terreno [10].

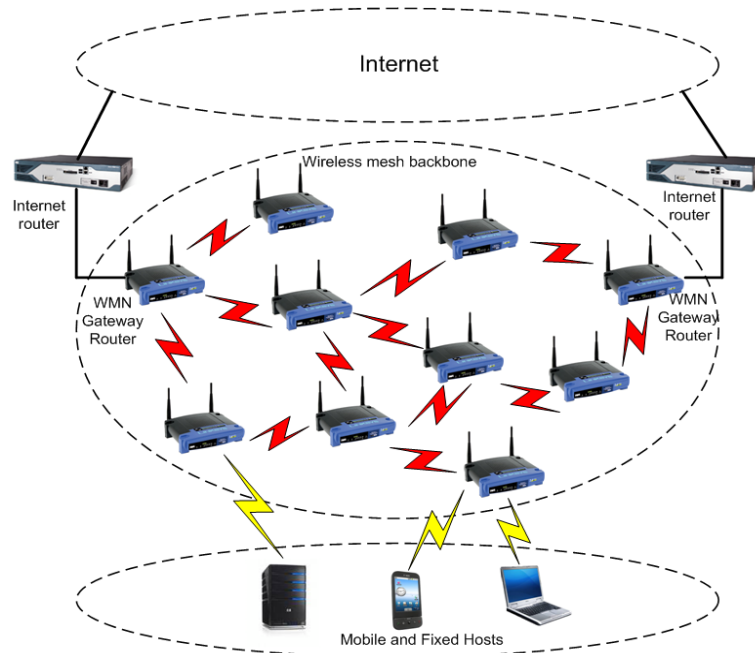


Figura 1.2.1: Architettura di WMN.

1.2 Architetture WMN e caratteristiche fondamentali

Svariate tipologie di reti wireless mesh sono state concepite dal mondo accademico ed industriale; nonostante ciò le caratteristiche chiave che distinguono una WMN rispetto a qualsiasi altra tipologia di rete sono facilmente identificabili. Una WMN è una rete *completamente* wireless che utilizza una comunicazione di tipo multi-hop per inviare il traffico tra i nodi appartenenti alla rete [11]. A differenza delle reti ad-hoc piatte, una WMN introduce livelli di gerarchia nell'architettura di rete, con l'implementazione di nodi dedicati (Wireless Router), comunicanti fra loro per fornire servizi di trasporto ed accesso ai frame transitanti in rete (in quest'ultimo caso i router vengono definiti Access Point). Tipicamente tale traffico è perlopiù diretto verso router wireless particolari (Wireless Gateway) connessi a loro volta alla rete Internet cablata (Figura 1.2.1). La rete di router wireless forma la *wireless backbone* (strettamente integrata nella rete mesh), ovvero quella struttura generata dall'interconnessione dei router, finalizzata al trasporto di traffico tra utenti mobili

ed i gateway cablati. La connessione tra i Wireless Router e gli Access Point crea un sistema di comunicazione di *backhaul* che fornisce il servizio di trasporto multi-hop al traffico generato dagli utenti, con destinazione altri utenti o i gateway (Internet). L'architettura di rete illustrata presenta una serie di vantaggi sia dal lato utente che dal lato vendor, tra i quali possono essere ricordati:

- **riduzione dei costi di installazione.** Attualmente gli sforzi per fornire accesso Internet wireless al di là dei vincoli delle Wireless Local Area Network (WLAN) indoor hanno portato a soluzioni basate sull'impiego di hot spot Wi-Fi, ovvero aree servite da singole WLAN o reti di WLAN, in cui gli utenti accedono alla rete Internet attraverso Access Point (tipicamente IEEE 802.11). Per garantire copertura in ampie aree è necessario installare un alto numero di Access Point, a causa dei limiti di propagazione del segnale radio. Lo svantaggio di questa soluzione è l'inaccettabile aumento dei costi di installazione, dovuto alla necessità di connettere alla rete backbone ogni singolo Access Point mediante connessioni cablate. In aggiunta, i ritardi dovuti alla creazione della rete cablata creano un rallentamento considerevole al completamento dell'area hot spot, con disagi da parte degli utenti finali. In definitiva, l'architettura hot spot risulta essere costosa, poco scalabile e lenta da realizzare. Al contrario, l'impiego di una rete WMN consente la netta riduzione dei costi di cui sopra, in quanto solo un numero esiguo di dispositivi di rete (i Gateway) necessitano la connessione cablata verso la rete backbone.
- **Dispiegamento su larga scala.** Attraverso l'uso di schemi di modulazione ad alta efficienza spettrale, si è assistito all'aumento del data rate (standard IEEE 802.11a,g) in campo wireless. In realtà, fissata la potenza di trasmissione, tale aumento ha ridotto il raggio di copertura degli access point (maggiore è la distanza dagli access point, minore è il rate raggiungibile) rendendo necessaria l'installazione di ulteriori. Il fenomeno di 'picocellularizzazione' descritto, comporta evidenti problemi di scalabilità, specialmente in scenari outdoor. Al contrario, con l'impiego di WMN il meccanismo di comunicazione multi-hop consente copertura di ampie distanze, attraverso il passaggio da nodi intermedi.
- **Affidabilità.** Il backbone wireless fornisce più percorsi tra coppie di end-

point, aumentando l'affidabilità globale della rete senza creare colli di bottiglia all'interno della rete stessa. In caso di guasti ai nodi o buchi di fading temporanei (causa ostacoli esterni o fenomeni di interferenza), l'esistenza di più percorsi permette di bypassare i link non più disponibili, il tutto in maniera autoconfigurante.

- **Self-managment.** L'adozione di un sistema di *peer-to-peer networking* per la costruzione del sistema di distribuzione wireless fornisce tutti i vantaggi tipici delle reti ad-hoc, tipo *self-configuration* e *self-healingness*. Il setup della rete è quindi automatico e trasparente per gli utenti: l'ingresso, anche solo temporaneo, di nuovi router wireless, se autorizzato dalla rete, consente la ridefinizione quasi immediata di tutti i path di comunicazione, consente il bilanciamento del carico dei nodi, etc.

La soluzione alle limitazioni delle WLAN sembra dunque trovare risposta nelle WMN. Bisogna comunque sottolineare come la progettazione/costruzione di reti mesh su larga scala, che garantiscano alti throughput ad un numero elevato di utenti in accesso e forniscano servizi di QoS alla pari delle reti cablate esistenti, comporti una serie di problematiche di tipo tecnico non indifferenti. L'infrastruttura wireless mesh formata attraverso comunicazione multi-hop non può essere trattata semplicemente come un'ampia rete ad-hoc, in quanto la struttura e funzionalità di questa tipologia di rete sono radicalmente differenti da quelle di una rete ad-hoc generale. Questa semplificazione condurrebbe senza dubbio ai problemi di scalabilità già noti nel campo delle reti ad-hoc, con conseguente degrado di performance globali (diminuzione del throughput, aumento del ritardo di trasmissione, problemi legati a fairness e load-balancing, etc.).

1.3 Standard per Reti Mesh

La creazione di standard globali è essenziale in campo industriale per permettere economie di scala che abbassino i costi ed assicurino interoperabilità. Per questo motivo più gruppi IEEE hanno lavorato e stanno lavorando per definire le specifiche per le WMN. Queste attività di standardizzazione differiscono a seconda della tipologia di rete che si abbia come obiettivo. In particolare sono stati formati task

group per indirizzare il problema di *multi-hop forwarding* verso WLAN e Wireless Metropolitan Area Network (WMAN). Nonostante siano a diversi gradi di maturità, i principali standard emergenti in ambito WMN possono essere individuati in IEEE 802.16j e IEEE 802.11s.

1.3.1 802.16j

Una delle più importanti iniziative all'interno del contesto di architetture di reti mesh è sicuramente lo standard IEEE 802.16j. Tale iniziativa è mirata ad integrare la famiglia di standard IEEE 802.16 con il supporto al multi-hop relaying, garantendo compatibilità con i dispositivi della legacy: il lavoro si è incentrato principalmente sulla ridefinizione di Base Station (BS) e Relay Station (RS), introducendo tutte quelle funzionalità necessarie per creare un'efficiente rete di accesso broadband completamente wireless.

Contesto dell'iniziativa 802.16j Lo standard originale IEEE 802.16 è stato pubblicato nel 2001 come promettente soluzione per accesso wireless a livello metropolitano [12]. Il punto di partenza per l'estensione del lavoro è stato la definizione di un paradigma *Point to Multipoint* (PMP) basato su *Orthogonal Frequency Division Multiplexing* (OFDM). La topologia derivante prevedeva l'impiego di BS fisse, serventi un certo numero di Subscriber Station (SS) all'interno delle proprie aree di copertura. Condizione necessaria di accesso era la visibilità diretta con le BS, situazione che tendeva a formare reti con topologia a stella verso gli hub centrali (BS), secondo un approccio tipicamente centralizzato.

Due sono i fattori principali che hanno spinto verso la definizione di una versione di rete mesh per IEEE 802.16: l'incremento di copertura e di capacità. Il primo può essere suddiviso ulteriormente in due sottocasi dalle sfumature diverse: estendere il raggio di copertura delle BS utilizzando tecniche multi-hop e risolvere i problemi di buchi di copertura caratteristici del panorama urbano (presenza di ostacoli quali alti edifici, etc.). Il secondo trova ragione nell'impiego di più link wireless, in opposizione al caso di singolo link verso le BS, per garantire, inoltre, supporto al riuso spaziale (Figura 1.3.1). Considerando inoltre i vantaggi di natura economica derivanti dall'impiego di supporti mesh, a causa della semplicità dell'infrastruttura

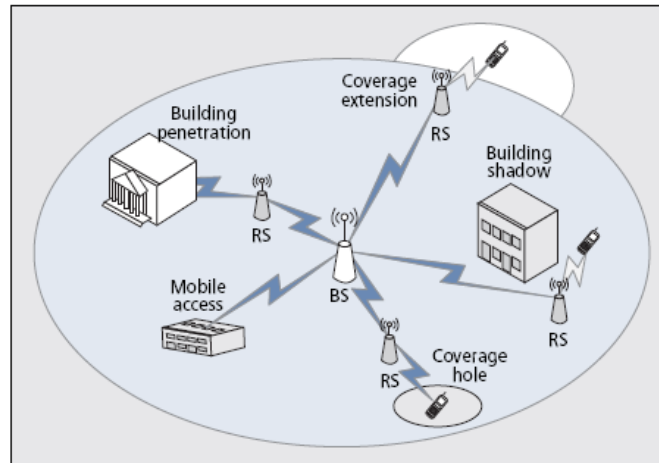


Figura 1.3.1: Scenari per 802.16j.

di rete impiegata, si comprende il quadro generale in cui IEEE 802.16j ha preso forma.

Specifiche dello standard: tecniche di relay e struttura del frame Lo standard IEEE 802.16j definisce due differenti modalità di relay: *trasparente* e *non trasparente*. La differenza chiave tra le due modalità risiede nel modo in cui vengono trasmessi le informazioni riguardo i frame: nella modalità trasparente i nodi di relay non trasmettono informazioni sugli header dei frame, viceversa nella modalità non trasparente avviene il contrario. Gli header dei frame contengono informazioni essenziali per permettere ai nodi di determinare quando possono ricevere e trasmettere dati: la distinzione tra le due modalità trasparente e non trasparente comporta di conseguenza differenze consistenti che hanno impatto su tutto il sistema. Nascono infatti due diversi approcci di scheduling: *centralizzato* e *distribuito*.

L'approccio centralizzato fa principalmente uso della modalità trasparente: lo scheduling per tutti le RS avviene nella BS centrale, per cui le RS non hanno necessità di trasmettere informazioni riguardo i frame. Al vantaggio della bassa complessità di questo approccio si contrappone la scarsa efficienza in termini di incremento di area di copertura della rete, in quanto esclusivamente topologie con un massimo di due hop dalla BS possono supportare la gestione centralizzata.

L'approccio distribuito fa uso esclusivo della modalità non trasparente: Le RS

si auto-organizzano indipendentemente dalla BS cui sono connesse, per cui segnalazione addizionale è richiesta per lo scheduling di trasmissioni non direttamente connesse alla BS. Topologie con numero di hop maggiore di due devono necessariamente supportare tale gestione. E' comunque da notare che se da una parte il raggio virtuale di copertura delle BS aumenta, d'altra parte nascono problemi di interferenza tra le RS della rete, con conseguente diminuzione di capacità.

La struttura del frame definita negli standard precedenti IEEE 802.16j era stata definita per operare in scenari a singolo hop: è stato necessario introdurre modifiche per supportare un'architettura di tipo multi-hop. Così come negli standard precedenti, il frame di IEEE 802.16j è suddiviso in due subframe: downlink (DL) e uplink (UL). Nel nuovo standard i subframe vengono ulteriormente suddivisi in *zones* per supportare la comunicazione BS-RS e RS-SS in maniera semplificata. Tale suddivisione è ulteriormente differenziata per i casi trasparente e non trasparente.

Nella modalità trasparente, essendo supportata solamente la topologia a due hop, i frame DL e UL frame contengono un'*access zone* per la comunicazione BS-T_RS e una *transparent zone* per la comunicazione T_RS-SS.

Nella modalità non trasparente, dal momento che sia le BS che le RS trasmettono gli header dei frame, nascono problemi di sincronizzazione, in quanto entrambi i subframe DL e UL devono essere sincronizzati contemporaneamente nelle BS e RS. I subframe DL devono includere almeno un'*access zone* ed una o più *relay zone* per la comunicazione BS-NT_RS. I subframe UL devono includere una o più *access zone* ed una o più *relay zone*.

Specifiche MAC: Forwarding Scheme, Routing e Initial Ranging IEEE 802.16j definisce due schemi di forwarding, entrambi intesi per massimizzare l'efficienza del sistema, aggregando traffico dove possibile: lo schema *tunnel-based* e lo schema *Connection ID (CID)-based*. I vantaggi dell'aggregazione di traffico risiedono principalmente nella riduzione di segnalazione trasmessa e nella semplice gestione di aggregati di traffico rispetto a flussi indipendenti.

Lo schema tunnel-based permette l'aggregazione di traffico di diverse SS sulle connessioni BS-RS, per flussi di trasporto o management con simili richieste di QoS. Ogni SS aggiunge ai propri pacchetti in trasmissione un *relay MAC header*, indicante il CID del tunnel che tali pacchetti devono attraversare; questo header è rimosso

quando i pacchetti giungono alla RS destinazione. L'uso esplicito di tunnel richiede aggiunta di intelligenza alle RS per la distribuzione dei parametri di differenziazione dei flussi di servizio, sia in modalità centralizzata che distribuita.

Lo schema CID-based non supporta esplicitamente aggregati di flussi, risultando meno complesso del primo. Nella modalità centralizzata, per rispondere a richieste di QoS le RS sono informate dalle BS sulle condizioni dei link wireless, in modo da poter decidere quali pacchetti trasmettere (sia in UL che DL). Nella modalità distribuita ogni RS è a conoscenza diretta delle richieste di QoS di ciascuna connessione ed è dunque in grado autonomamente di effettuare lo scheduling di quest'ultime.

Vista la natura multi-hop della rete, il problema della selezione dei percorsi verso le BS viene esplicitamente affrontato nello standard 802.16j. Le metriche per il routing vengono identificate nella disponibilità della risorsa radio, qualità dei link, carico delle RS, ma non è indicato come debbano essere prese le decisioni per la scelta dei percorsi (viene lasciata ampia libertà ai vendor). E' comunque specificato come debbano essere le BS ad intraprendere la decisione, sulla base delle informazioni ricevute dalle RS. Lo standard definisce due approcci relativi alle gestione dei path, differenti per tecnica di distribuzione della segnalazione: *embedded* ed *explicit*.

L'approccio *embedded* si basa sull'uso gerarchico di classi CID: allocando i CID in maniera gerarchica, i percorsi dalle RS alle BS si autoconfigurano, evitando la gestione di tabelle di routing nelle RS e riducendo la segnalazione per la gestione dei path.

L'approccio *explicit* fa' uso di tabelle di routing per la creazione/gestione dei percorsi end-to-end, sotto la supervisione delle BS che disseminano informazioni verso le RS per monitorare lo stato dei percorsi in rispetto della QoS associata ai vari CID.

Per ciò che riguarda la procedura di accesso alla rete, la fase di *Initial Ranging* varia a seconda della modalità operativa della rete (trasparente o non trasparente).

Nella modalità trasparente le RS monitorano il canale di ranging nella parte di accesso ed inviano i codici di ranging ricevuti alla BS; quest'ultima, dopo aver atteso la possibile ricezione dello stesso codice di ranging da parte di altre RS, decide il path più appropriato per la SS.

Nella modalità non trasparente, a causa dei vincoli di legacy, la SS sceglie la BS o la NT_RS con il preambolo più forte (in termini di intensità di segnale): la scelta

del path è dunque automatica. Dato che l'accesso di una SS deve essere comunque approvato dalla BS, le RS possono comunicare con la BS per ricevere il permesso di ingresso nella rete (gestione centralizzata), oppure valutare autonomamente la richiesta (gestione distribuita).

1.3.2 802.11s

Gli standard proposti dall'IEEE 802.11 Working Group hanno indubbiamente segnato una rapida diffusione di tecnologie in ambito WLAN. Gli sforzi dell'attività di standardizzazione hanno portato alla disponibilità di standard basati su IEEE 802.11 ad alto livello di interoperabilità hardware/software: sono state introdotte modulazioni per raggiungere alte velocità di trasmissione (IEEE 802.11a, b e g), è stata garantita QoS attraverso la differenziazione dei servizi (IEEE 802.11e), sono stati potenziati i protocolli di sicurezza (IEEE 802.11i), è stata incrementata la capacità delle reti mediante sistemi MIMO (IEEE 802.11n), etc. Nonostante la versione base di IEEE 802.11 preveda la possibilità per i dispositivi di organizzarsi a formare topologie ad-hoc (modalità *Independent Basic Service Set*, IBSS), l'unica tecnica di trasporto consentita è quella diretta tra coppie di nodi, senza possibilità di ricorrere a tecniche di multi-hop relaying. Per superare questa limitazione ed aprire lo standard WLAN verso il paradigma del Mesh Networking, è stato formato nel 2004 il Task Group s (TGs) per definire l'*Extended Service Set* (ESS) Mesh Networking Standard. D'altra parte la standardizzazione di protocolli di routing multi-hop da parte di IETF, quali Ad Hoc On-demand Distance Vector Routing (AODV), Dynamic Source Routing (DSR) e Optimized Link State Routing (OLSR) ha contribuito a risolvere il problema della comunicazione tra nodi in uno scenario wireless, quindi dinamicamente variabile. Lo scopo del TGs è quello di estendere l'architettura IEEE 802.11 ed i relativi protocolli, integrandovi le funzionalità di un ESS mesh, ovvero consentire Access Point capaci di stabilire collegamenti wireless con altri Access Point, permettendo la formazione automatica ed intelligente della topologia di rete e la configurazione dinamica di percorsi. L'idea alla base dell'emendamento proposto è di estendere il protocollo MAC IEEE 802.11 per creare un *Wireless Distribution System* (WDS) IEEE 802.11 che supporti sia la distribuzione broadcast/multicast sia quella unicast a livello MAC, utilizzando metriche *radio-*

aware per l'auto-configurazione di topologie multi-hop. Ad oggi, lo standard 802.11s non è stato ancora definito, ma esiste sotto forma di draft provvisori.

Quattro sono i problemi principali che lo standard IEEE 802.11s deve risolvere in modo che le attuali e future WMN garantiscano ampia banda a larghe aree di copertura [13]:

1. l'efficiente uso di risorse limitate (banda e tempo) in quanto i nodi mesh operano simultaneamente come sorgenti di traffico e come nodi di relay;
2. la protezione e sicurezza dei dati transitanti sul mezzo wireless;
3. il risparmio energetico nel caso i dispositivi non siano direttamente alimentati;
4. la garanzia di fairness attraverso l'eliminazione dello spatial bias.

Il draft attuale di IEEE 802.11s [14] evidenzia in maniera esplicita le novità introdotte per la definizione della topologia di rete, dei protocolli di routing e MAC, e le innovazioni in merito alla sicurezza ed al power management.

Topologia di rete e selezione dei canali Il draft standard definisce Mesh Network l'insieme di due o più nodi interconnessi da link IEEE 802.11 che comunicano attraverso servizi mesh e comprendono un Wireless Distribution System (WDS) basato su IEEE 802.11. Un link mesh è condiviso da due nodi che possono comunicare direttamente attraverso il mezzo wireless. Ciascun nodo che supporti i servizi mesh di controllo, management e funzionalità mesh, ovvero in grado di partecipare attivamente alla creazione di percorsi di routing per l'inoltro di traffico di altri nodi, è definito Mesh Point (MP). Mesh Point che in aggiunta supportano l'accesso di stazioni client (STA) o di nodi non mesh, sono definiti Mesh Access Point (MAP). Mesh Point connessi ad una rete cablata che operano da gateway verso reti esterne sono definiti Mesh Portal (MPP). In Figura 1.3.2 è riportato un esempio di rete IEEE 802.11s.

Le dimensioni raggiungibili da una IEEE 802.11s WMN sono tuttora non definite: nel draft è specificato che la ricerca di una soluzione al problema di WMN con centinaia di MP non è richiesta al protocollo IEEE 802.11s. Nella pratica, una rete IEEE 802.11s dovrebbe essere in grado di supportare fino a 50 MP.

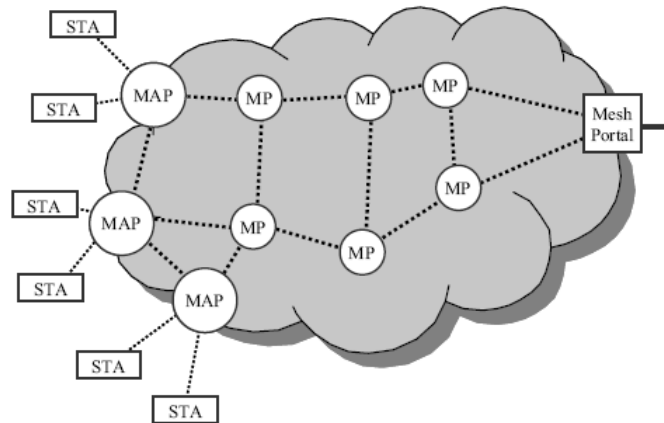


Figura 1.3.2: Esempio di rete IEEE 802.11s con Mesh Point (MP), Mesh Access Point (MAP), Mesh Portal e stazioni client (STA).

Nella sua più semplice forma, una WMN opera esclusivamente su un canale. Per operazioni multi-canale, i dispositivi devono essere equipaggiati con più interfacce radio, oppure devono supportare la modalità di *channel switching*, cambiando dinamicamente il canale di trasmissione in funzione di particolari esigenze. Lo schema di selezione di canale usato in una WMN può variare a seconda della topologia o necessità pratiche (la funzionalità di *Dynamic Frequency Selection* (DFS) è esplicitamente richiesta in accordo alla regolamentazione FCC UNII-R per la trasmissione sulla banda a 5 GHz).

L'insieme di interfacce radio di più MP interconnesse tramite un canale comune è definito *Unified Channel Graph* (UCG); un singolo MP può formare contemporaneamente più UCG con altri MP. La commutazione di canale da parte di un MP viene gestita attraverso la segnalazione sul canale comune, all'interno di una *Channel Coordination Window* (CCW) in cui avviene lo scambio di messaggi di controllo per informare i nodi vicini del canale destinazione. La periodicità di tale finestra consente la modifica di allocazione di canali all'inizio di ogni CCW.

La buona allocazione di canali in una WMN ha impatto rilevante sulle prestazioni della rete stessa in termini di throughput complessivo, considerando la natura totalmente wireless del sistema in questione.

Path selection e Routing Il traffico all'interno di una rete mesh ha prevalentemente origine e destinazione nei MPP (rispettivamente traffico downlink e uplink), con la conseguente formazione di una struttura logica ad albero. Il protocollo Hybrid Wireless Mesh Protocol (HWMP) definito in IEEE 802.11s combina un routing di tipo gerarchico, per sfruttare la topologia ad albero, con un protocollo on-demand basato su AODV per garantire un'efficiente soluzione al problema della mobilità [15]. La formazione della topologia ad albero è inizializzata tipicamente dai MPP, che si autoconfigurano come nodi radice; attraverso il broadcast periodico di messaggi di *mesh portal announcements* (RANNs) viene configurata la struttura gerarchica che ha termine nei nodi foglia (tipicamente le STA). Tale topologia viene mantenuta e gestita in maniera proattiva, con la possibilità di modifica dei percorsi in seguito a cadute dei link wireless. L'estensione on-demand di HWMP è preferita in scenari non infrastrutturati o per WMN rapidamente variabili nel tempo; lo scambio di pacchetti di segnalazione per la costruzione dei percorsi di routing tra i vari nodi segue il paradigma di AODV, con la variante dell'uso di una metrica 'radio-aware', preferita al classico *hop count*.

Lo standard definisce inoltre il protocollo opzionale proattivo Radio Aware-Optimized Link State Routing (RA-OSLR), basato essenzialmente su OSLR con l'introduzione della metrica 'radio-aware': tale protocollo riduce l'overhead necessariamente generato da un classico protocollo proattivo per la gestione di reti di grandi dimensioni, introducendo la figura dei Multi-Point Relay (MPR) per limitare il broadcast dei messaggi di segnalazione.

La metrica 'radio-aware' utilizzata dai protocolli di cui sopra, viene definita da IEEE 802.11s come metrica di default per i link wireless ed è denominata Airtime, intesa come la quantità di risorse di canale utilizzate per la trasmissione di un frame test su un particolare canale. L'Airtime c_a è definito in termini di rate di trasmissione r su ogni link e di probabilità di errore e_{pt} sul frame test di dimensione B_t trasmesso:

$$c_a = \left(O_{ca} + O_p + \frac{B_t}{r} \right) \frac{1}{1 - e_{pt}}, \quad (1.3.1)$$

in cui il *channel access overhead* O_{ca} , il *protocol overhead* O_p e B_t sono costanti definite per ciascun tipo di modulazione IEEE 802.11 (Tabella 1.3.1).

Parametro	802.11a	802.11b,g	Descrizione
O_{ca}	75 μs	335 μs	Channel access overhead
O_p	110 μs	364 μs	Protocol overhead
B_t	8224	8224	Numero di bit nel test frame

Tabella 1.3.1: Parametri standard della metrica Airtime.

Il protocollo non afferma come debba essere calcolato dai MP il parametro e_{pt} ; studi sperimentali suggeriscono come la misura diretta del numero di test frame corrotti, rapportato al numero totale di test frame inviati al nodo vicino in un intervallo di tempo T di riferimento, sia la soluzione migliore per catturare in maniera precisa la variabilità nel tempo degli scenari wireless.

Medium Access Control Il meccanismo base di accesso al mezzo di IEEE 802.11s deriva dal noto *Enhanced Distributed Channel Access* (EDCA) specificato nello standard IEEE 802.11e. Altre caratteristiche presenti in IEEE 802.11e quali l'*Hybrid coordination function Controlled Channel Access* (HCCA) vengono invece abbandonate. Il meccanismo base di distribuzione di priorità di accesso presente in EDCA risulta comunque essere inefficiente in uno scenario multi-hop, con la conseguente necessità di introdurre una serie di miglioramenti mirati a garantire QoS. In primo luogo viene ridefinito il *Network Allocation Vector* (NAV), che in IEEE 802.11s viene differenziato in due categorie (*Full NAV* per proteggere il canale fino alla fine di una *Transmission Opportunity*, TXOP, ed un *Packet by Packet NAV* per proteggere il canale fino alla ricezione di un ACK relativo al singolo pacchetto trasmesso).

IEEE 802.11s definisce un opzionale meccanismo di congestion control, definito *Mesh Deterministic Access* (MDA), per superare i limiti di EDCA in una WMN. Differentemente dal *Virtual Carrier Sense* di IEEE 802.11 che garantisce la prenotazione diretta del canale dopo la fase di contesa, MDA separa il processo di negoziazione da quello di prenotazione del canale. Attraverso lo scambio di messaggi di *MDA Opportunity* (MDAO) i MP sono in grado di negoziare con i MP vicini la prenotazione del canale, regolando di conseguenza l'accesso al mezzo senza collisioni.

Sicurezza IEEE 802.11s utilizza *Efficient Mesh Security Association* (EMSA) per prevenire trasmissioni/ricezioni non autorizzate all'interno di una WMN. Similmente

alle reti wireless non-mesh, EMSA utilizza il modello di autenticazione 802.11i che definisce inoltre il protocollo di distribuzione di chiavi e la cifratura dei frame. La differenza sostanziale rispetto alle tradizionali WLAN è dovuta al fatto che i MAP assumono simultaneamente il ruolo di *Authenticator* (durante la ricezione dalle STA o dai MP) e di *Supplicant* (durante la trasmissione verso i MP). IEEE 802.11 non fornisce sicurezza a livello path, ma esclusivamente a livello dei singoli mesh link; prima della trasmissione sul canale, i MP sorgente e destinazione devono completare il processo di mutua autenticazione e scambio di chiavi di cifratura. Tale procedura varia a seconda della natura dei MP in gioco, che possono essere *Mesh Authenticator* (MA), *Mesh Key Distributor* (MKD) o semplici *Supplicant*.

Power Management La necessità della modalità *Power Save* (PS) in una WMN dipende dagli scenari di applicazione: in certi scenari in cui i MP sono tutti MAP oppure trasportano esclusivamente traffico backbone non è necessario ricorrere a vincoli di potenza, in quanto tali dispositivi vengono mantenuti costantemente sotto alimentazione, dovendo rimanere costantemente in modalità *awake*. Al contrario, in scenari in cui è prevista la presenza di MP che non effettuano il forwarding di traffico per conto di altri MP, la modalità PS può essere sfruttata per ridurre il consumo di potenza dei MP non necessariamente connessi alla rete di alimentazione. Per tale motivo la modalità PS è proposta nello standard come funzionalità opzionale.

La capacità di supportare la modalità PS deve essere comunicata da un MP all'interno della rete a cui partecipa: è necessario che ogni MP conosca lo stato dei nodi vicini (*awake* o *sleep*) prima di intraprendere una trasmissione dati. E' inoltre previsto che un MP con PS possa rifiutare la richiesta di associazione da parte di un MP senza PS.

La decisione da parte di un MP di entrare o meno in modalità PS deve essere fatta in relazione alle necessità di comunicazione del nodo stesso (urgenza nel trasmettere dati) e allo stato di alimentazione corrente (uno stesso MP può scegliere la modalità PS in caso sia alimentato a batteria oppure tornare in modalità classica nel momento in cui venga connesso alla rete di alimentazione).

Capitolo 2

Dinamiche di accesso in Reti Wireless

La QoS ottenuta da parte di una STA, l'efficienza della connessione stabilita con una qualsiasi rete wireless misurata in termini di throughput o ritardo end-to-end, dipendono non solo da parametri intrinseci alla rete (elevata banda disponibile, buona copertura, etc.) ma anche dalle dinamiche di accesso delle STA alla rete stessa. Tali dinamiche rientrano nel complesso problema di *Network Association*, che riguarda l'insieme di decisioni mirate a stabilire quale politica di accesso debba essere intrapresa da ogni STA per sfruttare le opportunità di connessione fornite dalla rete. E' intuitivo capire come una cattiva politica di accesso possa avere ripercussioni sulla connessione alla rete da parte di una STA: il problema trattato non deve essere dunque sottovalutato, al contrario, deve ottenere pari rilevanza all'interno della classe dei problemi di ottimizzazione di rete.

2.1 Associazione in 802.11

Nello standard IEEE 802.11, la procedura di associazione da parte di una STA avviene in tre parti. Nella prima fase, una STA non associata effettua l'ascolto del canale per ricevere trame di beacon, periodicamente trasmesse dagli Access Point (AP) presenti (*Passive Scanning*). La STA utilizza le informazioni riportate all'interno delle trame di beacon per decidere a quale AP agganciarsi. Alternativamente

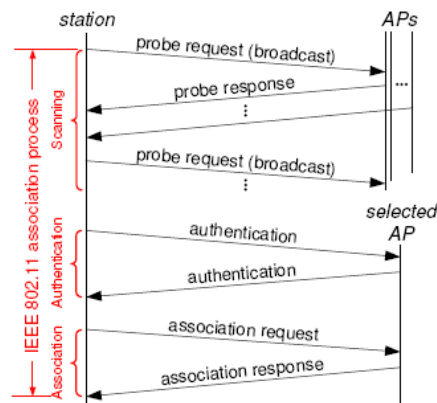


Figura 2.1.1: *Active Scanning* in 802.11.

una STA può scegliere un approccio più aggressivo, inviando frame di *Probe Request* alle quali gli AP rispondono con trame di *Probe Response* (*Active Scanning*). Nella seconda fase la STA determina l'AP più appropriato a cui agganciarsi, sfruttando le informazioni ricevute. Infine, nella terza fase, la STA invia una trama di *Association Request* all'AP scelto, ottenendo in risposta una trama di *Association Response*. Tale procedura è seguita dal processo di autenticazione tra la STA e l'AP che, se completato con successo, permette alla STA di associarsi definitivamente alla rete (Figura 2.1.1).

Da standard, l'informazione utilizzata nella seconda fase è definita essere l'intensità del segnale delle trame di beacon ricevute, per cui le STA si associano all'AP con *Received Signal Strength Indicator* (RSSI) maggiore. E' ragionevole, infatti, pensare che ad un RSSI maggiore corrisponda un canale migliore in termini di condizioni di propagazione del segnale radio, che quindi garantisca il raggiungimento di elevato throughput per la STA associata. In realtà è stato verificato come l'RSSI sia una metrica inappropriata per la scelta dell'AP a cui agganciarsi, per una serie di ragioni:

1. l'RSSI non dipende soltanto dalla distanza tra STA e AP, ma anche dalla potenza di trasmissione degli AP. Non è quindi possibile considerare l'RSSI come indicatore della distanza tra AP e STA e quindi come stimatore della bontà di un canale di trasmissione.
2. l'RSSI è indicatore delle condizioni del canale downlink (da AP a STA). Con-

siderando la grossa quantità di traffico dati transitante dalle STA agli AP (traffico uplink), appare chiaro come l’RSSI non fornisca alcuna informazione sulle condizioni del canale uplink.

3. l’RSSI non tiene conto dell’effettivo carico dell’AP. Il numero di STA associate ad un AP influisce pesantemente sul rate che l’AP può garantire ad una STA in fase di associazione, essendo il canale wireless un mezzo condiviso. Associarsi ad un AP con elevato RSSI ma servente un’elevata popolazione di STA può risultare una strategia da scartare a favore della scelta di un AP scarico con basso RSSI.

2.2 Associazione in WLAN: soluzioni a confronto

In ambito di accesso a reti WLAN molti studi sono stati portati avanti per definire nuove metriche di accesso che superassero i limiti di RSSI sopra accennati.

In [16] gli autori propongono un metodo per stimare la reale banda ottenuta da un AP (*Potential Bandwidth*) sia in fase uplink che downlink. Ipotizzando uno scenario in cui le trame di beacon non godono di priorità, attraverso la misura del ritardo tra l’istante di effettiva ricezione di una trama di beacon e l’istante in cui sarebbe dovuta avvenire la ricezione in condizioni di rete scarica (*Target Beacon Transmission Time, TBTT*), ogni STA può stimare la banda garantita dall’AP in questione (Figura 2.2.1).

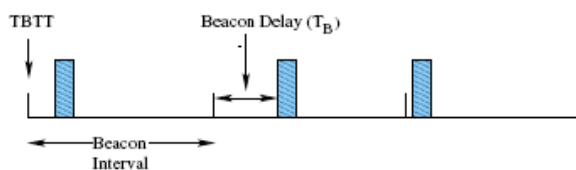


Figura 2.2.1: Trasmissione di trame di beacon da un AP.

Più in dettaglio, il ritardo T sperimentato da un data frame è dato dalla somma del tempo dovuto alla contention e trasmissione sul canale (T_D) con il tempo di attesa del rispettivo ACK (T_A). Il primo contributo può essere stimato dal ritardo

della trama di beacon T_B definito precedentemente, in aggiunta alla conoscenza della lunghezza della trama dati ($DATA$) e del rate di trasmissione R :

$$T_D = T_B + \frac{DATA}{R}; \quad (2.2.1)$$

il secondo, deriva dalla durata di un *Short Inter-Frame Space* (SIFS) e dalla lunghezza della trama di ACK:

$$T_A = SIFS + \frac{ACK}{R}. \quad (2.2.2)$$

Dalla (2.2.1) e (2.2.2) è possibile stimare la *Potential Bandwidth* B come segue:

$$B = \frac{DATA}{T}. \quad (2.2.3)$$

La stima di cui sopra è valida in assenza del protocollo RTS/CTS, la cui introduzione porta a ridefinire la (2.2.1), (2.2.2) e (2.2.3) a causa dell'aggiunta di ulteriore overhead. Detti T_R e T_C rispettivamente i tempi di attesa per inviare/ricevere i frame RTS/CTS, introducendo il parametro R_b , rate base con cui vengono trasmessi i frame di controllo e ridefinendo T_D :

$$T_R = T_B + \frac{RTS}{R_b}, \quad T_C = SIFS + \frac{CTS}{R_b} \quad T_D = SIFS + \frac{DATA}{R}, \quad (2.2.4)$$

è possibile ottenere una stima di B nel nuovo scenario:

$$B = \frac{DATA}{T_R + T_C + T_D + T_A}, \quad (2.2.5)$$

dove T_A è sempre dato dalla (2.2.2).

Sulla scia di [16], in [17] viene proposto uno schema alternativo di stima di banda ottenibile da un AP ottenuta da parte di ogni STA in maniera non intrusiva, completamente distribuita e indipendente dall'infrastruttura WLAN. Dall'osservazione passiva del canale, ogni STA calcola la banda ottenibile *Estimated aVailable bAndwidth* (EVA) attraverso la seguente formula:

$$EVA = \frac{\mathcal{F} \cdot E[n]}{\mathcal{O}_c + \mathcal{O}_a + \mathcal{U}}, \quad (2.2.6)$$

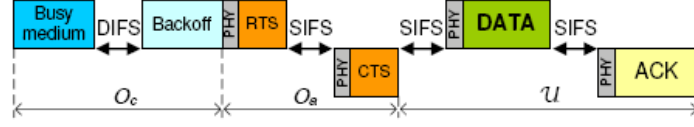


Figura 2.2.2: Meccanismo di accesso DCF in IEEE 802.11.

con \mathcal{F} dimensione del frame, $E[n]$ numero medio di data frame trasmessi correttamente per tentativo, \mathcal{O}_c channel contention overhead, \mathcal{O}_a channel access overhead e \mathcal{U} tempo richiesto per la trasmissione del data frame (Figura 2.2.2). Dette rispettivamente p_s^{rts} e p_s^{data} le probabilità di corretta trasmissione di messaggi RTS/CTS e di trame dati, $E[n]$ viene stimato dalle STA come:

$$E[n] = p_s^{rts} p_s^{data}. \quad (2.2.7)$$

Disponendo di tabelle per legare il *Frame Error Rate* (FER) con il rapporto segnale rumore, le probabilità di corretta trasmissione in (2.2.7) sono calcolabili come:

$$\begin{cases} p_s^{rts} = (1 - p_e^{rts})(1 - p_e^{cts})(1 - p_e^{rts}), \\ p_s^{data} = (1 - p_e^{data})(1 - p_e^{ack}), \end{cases} \quad (2.2.8)$$

dove p_e^{frame} rappresenta il FER per il generico frame.

Con riferimento a Figura 2.2.2, \mathcal{O}_a e \mathcal{U} sono calcolabili rispettivamente come:

$$\begin{cases} \mathcal{O}_a = 2O_{\text{phy}} + t_{RTS} + t_{SIFS} + t_{CTS} + 2\tau, \\ \mathcal{U} = 2O_{\text{phy}} + t_{DATA} + 2t_{SIFS} + t_{ACK} + 2\tau, \end{cases} \quad (2.2.9)$$

mentre il parametro \mathcal{O}_c in (2.2.6) è dato da:

$$\mathcal{O}_c = E[t_{BO}] + E[t_{Busy}]. \quad (2.2.10)$$

Definito σ la frazione di tempo per cui il canale risulta non occupato si ha che:

$$\sigma = \frac{E[t_{BO}]}{E[t_{BO}] + E[t_{Busy}]}, \quad (2.2.11)$$

per cui combinando la (2.2.10) con la (2.2.11) si ottiene:

$$\mathcal{O}_c = \frac{E[tBO]}{\sigma}, \quad (2.2.12)$$

ed il problema si sposta al calcolo di $E[tBO]$ e σ . Per il primo parametro, detta CW_i la *Contention Window* all' i -esima trasmissione data da:

$$CW_i = \min[2^{i-1}(CW_{min} + 1) - 1, CW_{max}], \quad (2.2.13)$$

l'approssimazione proposta per il calcolo di $E[tBO]$ è:

$$E[tBO] = \sum_{i=1}^{\gamma} s(i) \frac{CW_i}{2} \cdot tTimeslot, \quad (2.2.14)$$

con $s(i)$ probabilità che un frame dati è trasmesso con successo dopo l' i -esimo tentativo e γ numero massimo di tentativi di ritrasmissione. I parametri σ e p_c^{rts} posso essere stimati mediante l'uso di uno stimatore ARMA (*Autoregressive Moving Average*) con la tipica forma:

$$\hat{y}_i = \alpha \hat{y}_{i-1} + \frac{1 - \alpha}{K} \sum_{j=0}^{K-1} x_{i-j}, \quad (2.2.15)$$

con \hat{y}_i parametro da stimare, x_{i-j} ultimi K campioni ed α parametro opportunamente calibrato per ottenere un buon trade-off tra l'accuratezza della stima ed il tempo di risposta. I risultati ottenuti da simulazioni evidenziano come l'associazione basata su EVA garantisca throughput più elevati per STA e distribuisca in maniera più equa il carico della rete, rispetto a quella classica basata su RSSI.

Come già detto, l'associazione su base RSSI può portare a condizioni di sovraccarico per determinati AP: il problema si traduce nel determinare associazioni che garantiscano un'equa distribuzione del carico tra i vari AP, tradotta in termini di fairness per le STA agganciate alla rete.

In [18], Bejerano *et al.* evidenziano la forte correlazione che sussiste tra il problema di load balancing e fairness, presentando un efficiente algoritmo per determinare l'associazione STA-AP in termini di *max-min fair bandwidth allocation*. L'approccio

utilizzato è di tipo modellistico: da una rigorosa formulazione del problema viene definito un modello per lo scheduling delle STA tra gli AP componenti la rete.

Il problema di massimizzare la minima fairness globale parte dalla definizione di carico degli AP: per carico di un AP a viene inteso la quantità di tempo necessaria a completare la trasmissione di un certo volume di traffico per ciascuna STA u associata ad a . Formalmente, detto $r_{a,u}$ il bit rate garantito da un AP a ad una STA u associata, R_a il bit rate di un AP a all'interfaccia con la rete di trasporto cablata, w_u un intero indicante la priorità di una STA u e $x_{a,u}$ la frazione di traffico offerto da una STA u ed un AP a , il carico y_a di un AP è dato da:

$$y_a = \max \left\{ \sum_{u \in U} \frac{x_{a,u} w_u}{r_{a,u}}, \sum_{u \in U} \frac{x_{a,u} w_u}{R_a} \right\}, \quad (2.2.16)$$

da cui è possibile calcolare l'effettivo bit rate $b_{a,u}$ che l'AP a garantisce alle STA a lui associate:

$$b_{a,u} = \frac{x_{a,u} w_u}{y_a}. \quad (2.2.17)$$

Per come sono stati definiti i parametri, viene dimostrato che l'associazione che minimizza il massimo carico complessivo della rete corrisponde esattamente alla condizione di *max-min fair bandwidth allocation*, relativamente al caso in cui le STA possano simultaneamente agganciarsi a più AP, ovvero per valori frazionari di $x_{a,u}$. Essendo il problema trattato NP-hard, le soluzioni presentate sono il risultato di approssimazioni necessarie a garantire una rapida convergenza all'algoritmo: l'associazione proposta è infatti ottenuta in maniera centralizzata, utilizzando un *Network Control Center* (NOC), responsabile della disposizione delle STA in base all'attuale carico della rete e alle misure della qualità dei canali ricevute dalle STA stesse.

Gli autori di [19] abbandonano l'approccio centralizzato sopracitato, vista la sua natura poco scalabile per reti di grandi dimensioni ed elevato numero di STA, proponendo due algoritmi totalmente distribuiti per una preliminare allocazione di canali da parte degli AP ed una successiva associazione di STA in rispetto alla condivisione equa di banda. Il criterio di allocazione di canali si basa sulla minimizzazione dell'interferenza globale della rete; una volta assegnati i canali agli AP, il criterio con cui le STA si associano alla rete è basato sulla minimizzazione della somma del ritardo di trasmissione di tutte le STA.

L'interferenza totale della parte di accesso è così definita:

$$\mathcal{F}((c_a)_{a \in A}) = \sum_{a \in A} \left(N_a + \sum_{b \in A: b \neq a} s_{CH}(a, b) P_b(a) \right), \quad (2.2.18)$$

con A insieme degli AP della rete, c_a canale scelto dall'AP a , N_a rumore termico ed interferenza subita da a a causa della presenza di dispositivi non-802.11, $P_b(a)$ potenza del segnale dell'AP b ricevuto da a e $s_{CH}(a, b)$ parametro indicante se gli AP a e b utilizzano lo stesso canale.

Il costo di ogni STA u che sceglie di associarsi ad un AP a è invece dato da:

$$\mathcal{E}_u = \frac{1}{M(a_u)} \left(K_{a_u} d(u) + \sum_{v \in U_{a_u}} d(v) \right), \quad (2.2.19)$$

con $M(a_u)$ frazione di tempo per il quale l'AP a acquisisce il canale per le sue trasmissioni in contesa con gli altri AP, K_{a_u} numero di STA già associate all'AP a , $d(x)$ tempo di trasmissione per un data frame relativamente al solo utente x . Il totale è quindi dato dal contributo di due termini: il primo può essere inteso come il ritardo sperimentato dalle altre STA già associate all'AP a a causa dell'associazione di u , il secondo come il ritardo che u sperimenta a causa della presenza delle altre STA.

Definite le funzioni costo per entrambi i problemi, vengono confrontati i risultati ottenuti tramite simulazione, impiegando due diverse tecniche di risoluzione: *annealed Gibbs sampler* e tecnica *greedy*. La prima è da preferire alla seconda in termini di qualità di soluzione ottenuta, considerando come l'algoritmo greedy tenda a bloccarsi in minimi locali della funzione costo definita; la seconda è da preferire alla prima in termini di ritardo computazionale per determinare la soluzione del problema.

2.3 Associazione in WMN: soluzioni a confronto

Il problema di *Network Association* ad una WMN è ampiamente noto in letteratura, visto l'impatto che assume nella complessiva performance della rete. Rispetto all'associazione ad una WLAN, il problema si complica ampiamente, vista la natura

totalmente wireless della rete, sia nello strato di accesso che di trasporto (backbone). Nel paragrafo precedente è stato affermato come l'RSSI sia un parametro poco accurato per l'associazione ad una WLAN: è stato mostrato come l'occupazione del canale da parte di altre STA, e quindi lo stato di congestione degli AP, debba essere tenuto in considerazione per superare i problemi di fairness e raggiungere throughput elevati. Ovviamente le stesse considerazioni valgono per una WMN, a cui si aggiunge il problema della parte di backbone che, specialmente in reti di grandi dimensioni, può rappresentare il collo di bottiglia di tutto il sistema. In altre parole, l'associazione ad uno specifico AP non ha soltanto impatto nello strato di accesso, ma coinvolge tutta la rete mesh fino al raggiungimento del primo dispositivo cablato (tipicamente un MPP). In definitiva, le informazioni utilizzate dalle STA per l'accesso dovrebbero tener conto di parametri di livello 'globale' (stato di congestione dei nodi intermedi, occupazione dei path verso i MPP, etc.) piuttosto che parametri di livello 'locale' (RSSI, occupazione del canale di accesso, etc.).

Per ciò che riguarda la qualità del singolo link wireless, l'introduzione della metrica Airtime definita nello standard IEEE 802.11s sembra rappresentare un buon punto di partenza per definire una più completa e globale metrica di accesso. Considerando, inoltre, come nello standard non sia specificato come i parametri all'interno della metrica Airtime debbano essere calcolati, gli studi riportati in [20], [21], [22], [23], [24] propongono alternative ed interessanti strategie di accesso possibili per WMN.

In [20] Athanasiou *et al.* propongono uno schema di associazione considerando il carico corrente di un AP in relazione ad una versione modificata dell'Airtime standard, tenendo conto sia del traffico uplink che downlink. Relativamente al solo strato di accesso, il carico di ogni MAP a per il canale uplink (da MAP a STA) è definito come:

$$C_a^{up} = \left[O_{ca} + O_p + \frac{B_t}{\overline{r^{up}}} \right] \frac{1}{1 - \overline{e_{pt}^{up}}} |U_a|, \quad (2.3.1)$$

dove $\overline{e_{pt}^{up}}$, $\overline{r^{up}}$ e $|U_a|$ sono rispettivamente la probabilità di errore in uplink, il rate di trasmissione medio in uplink ed il numero di STA associate al MAP a , mentre gli altri parametri sono definiti da standard ed elencati in Tabella 1.3.1. Il carico per il canale downlink (da STA a MAP) viene calcolato in maniera analoga, differenziando

rate di trasmissione e probabilità di errore per ogni singola STA associata:

$$C_a^{down} = [O_{ca} + O_p] \sum_{j \in U_a} \frac{1}{1 - e_{pt}^j} + B_t \sum_{j \in U_a} \frac{1}{r^j (1 - e_{pt}^j)}. \quad (2.3.2)$$

Tramite la ricezione di messaggi di segnalazione dai MAP e l'osservazione diretta del canale, ogni STA è in grado di calcolare la (2.3.1) e scegliere l'associazione al MAP che garantisce minimo costo complessivo $C_a^{up} + C_a^{down}$. La necessità di includere informazioni dallo strato di backbone all'interno del costo di associazione ha portato ad integrare il protocollo di routing standard con ulteriore scambio di segnalazione tra i MP, recante la quantità di Airtime misurata su ogni link wireless: riportando tale informazioni ai MAP, e da qui alle STA, quest'ultime possono scegliere l'associazione che garantisce loro minor costo end-to-end TC^{rcv} :

$$TC^{rcv} = (AC^{up} + AC^{down})w_1 + RC^{rcv}w_2, \quad (2.3.3)$$

con AC^{up} , AC^{down} rispettivamente (2.3.2) e (2.3.1), RC^{rcv} Airtime del path dal MAP di associazione al MPP rcv e w_1, w_2 pesi opportuni. La bontà dello schema proposto è verificata dai risultati ottenuti in campo simulativo, in confronto alla classica associazione RSSI.

In [21] Wang propone uno schema di associazione dinamica in cui la metrica Airtime standard, utilizzata nella rete di backbone, è integrata con una stima del carico dei MAP nella rete di accesso. Il costo $A_{a,i}$ per ogni STA i verso un MAP a viene definito come:

$$A_{a,i} = w_1 A_{a,i}^{acc} + w_2 R_{a,i}^{back}, \quad (2.3.4)$$

dove $A_{a,i}^{acc}$, $R_{a,i}^{back}$ rappresentano rispettivamente il costo di associazione nella parte di accesso e di backbone e w_1, w_2 i rispettivi pesi.

Per la parte di accesso l'algoritmo stima il carico (inteso come rapporto di tempo in cui il canale è occupato) di ogni MAP attraverso l'osservazione del canale: definito $C_a = \frac{T_{busy}}{T_{det}}$ la frazione di tempo per cui il canale del generico MAP risulta occupato in un periodo di riferimento T_{det} , l'occupazione del canale è ottenuta mediante la stima a media mobile:

$$C_a^t = (1 - p)C_a^{t-1} + pC_a, \quad (2.3.5)$$

dove gli apici t e $t - 1$ identificano successivi cicli di osservazione ed il parametro

di aggiornamento p è opportunamente settato per limitare le oscillazioni in fase di associazione. Calcolando la probabilità di errore dei pacchetti $e_{a,i}$ e conoscendo il target rate di trasmissione $r_{a,i}$ ogni STA i è in grado di calcolare la banda disponibile verso ogni MAP a :

$$B_{a,i} = (1 - e_{a,i})(1 - C_a^t)r_{a,i}, \quad (2.3.6)$$

e da qui calcolare il costo di associazione:

$$A_{a,i}^{acc} = \frac{s}{B_{a,i}}, \quad (2.3.7)$$

con s numero di bit in un test frame di riferimento.

Così come in [20], il costo relativo alla parte di backbone $R_{a,i}^{back}$ è dato dalla somma degli Airtime standard (formula (1.3.1)) dei link che compongono il path verso la STA destinazione o il MPP della rete. In aggiunta ai lavori sopracitati, l'algoritmo proposto in [21] affronta il problema legato alle dinamiche di riassociazione che coinvolgono le STA della rete: l'associazione di una nuova STA ad un MAP della rete può causare un considerevole degrado di qualità alle STA già associate a quel MAP. Attraverso la tecnica di riassociazione dinamica, tali STA potrebbero optare per un disconnessione da tale MAP iniziando un processo di riassociazione verso un altro MAP con inferiori costi di associazione. Fenomeni di riassociazioni frequenti e ripetuti da diverse STA possono portare ad un degrado generale della rete, suggerendo l'introduzione di un controllo per limitare tale oscillazione di associazione. Gli autori propongono come soluzione pratica l'introduzione di una soglia di riassociazione, al di sotto della quale vengono vietate riassociazioni verso nuovi MAP. In altre parole ogni STA può decidere il passaggio da un MAP a ad un MAP b solo se:

$$A_{a,i} - A_{b,i} > T\%A_{a,i}, \quad (2.3.8)$$

dove A è definito in (2.3.4) e $T\%$ rappresenta la soglia di riassociazione.

Luo *et al.* trattano il problema dell'accesso in una WMN [22], definendo due metriche differenti utilizzabili per implementare un algoritmo di associazione efficiente: la prima, definita CAETT (*Contention Aware Expected Transmission Time*) stima il tempo di trasmissione di una STA verso un MAP in condizioni di contention con

altre STA associate ad una MAP, la seconda definita LAETT (*Load Aware Expected Transmission Time*) stima l'effettivo bit rate (EBR) che ogni STA può ricevere in caso di associazione ad un MAP. Il calcolo di CAETT e LAETT è reso possibile solo mediante l'introduzione di un'opportuna segnalazione tra MAP e STA per lo scambio di informazioni quali il numero C_i di STA già associate ad un MAP i .

La metrica CAETT per una STA n in procinto di associarsi con un MAP i è definita:

$$CAETT_{n,i} = \frac{1}{1 - E_{n,i}} \sum_{j \in C_i \cup n} \frac{s}{r_{j,i}}, \quad (2.3.9)$$

con $E_{n,i}$ probabilità di errore tra la STA n e il MAP i per la trasmissione di un pacchetto di lunghezza s al rate $r_{n,i}$ e C_i insieme di STA già associate al MAP i . Nonostante CAETT catturi informazioni sulla qualità del canale e lo stato di contesa tra più STA, la mancata informazione sul carico reale del MAP i ha portato gli autori a definire la metrica LAETT, in cui il carico del MAP, il rate di trasmissione e lo stato di contention vengono incorporate nel calcolo di EBR. Definito λ_i la frazione di tempo per cui il canale tra uno STA e un MAP i risulta non occupato, viene mostrato come l'EBR possa essere calcolato dalle STA con approcci diversi, a seconda dello stato di occupazione del canale (scarso se $\lambda_i \geq \lambda_0$, abbastanza intenso se $\lambda_i < \lambda_0$):

$$EBR_{n,i} = \begin{cases} (1 - E_{n,i})\lambda_i r_{n,i} & \lambda_i \geq \lambda_0, \\ (1 - E_{n,i})\theta \frac{1}{\sum_{j \in C_i \cup n} \frac{1}{r_{j,i}}} & \lambda_i < \lambda_0, \end{cases} \quad (2.3.10)$$

con $0 < \theta < 1$. Una volta calcolata la (2.3.10), ogni STA ottiene la metrica LAETT semplicemente con:

$$LAETT_{n,i} = \frac{s}{EBR_{n,i}}. \quad (2.3.11)$$

Relativamente alla parte di backbone la metrica proposta per il calcolo del costo end-to-end a livello path è derivata dall'*Expected Transmission Time* (ETT), calcolato per ogni link wireless tra MP e inviato ai MAP mediante opportuna segnalazione.

L'importanza di definire nuove metriche di accesso è evidenziata anche in [23], in cui gli autori propongono due interessanti metriche relative allo strato di accesso e

di backbone. Particolare attenzione è riservata agli scenari multicanale con traffico VoIP (*Voice over IP*): partendo da risultati ottenuti in ambito simulativo, viene mostrato come il numero di hop dei path di rete mesh sia la causa principale del ritardo sperimentato dai pacchetti, sottolineando come percorsi brevi a basso bit rate siano sempre da preferire a percorsi lunghi ad alto bit rate. Per tale motivo viene ritenuto necessario pesare in maniera diversa il costo della parte di backbone C rispetto a quello della parte di accesso A . Il primo è definito come:

$$C(i) = \left(\sum_{h=1}^H \frac{L(i) + L_{head} + L_{ACK}}{R_{mesh}(h)} + 2T_{phy} + T_{SIFS} \right) (1 + M_{load}), \quad (2.3.12)$$

con H numero di hop del path verso il MPP, $L(i)$ lunghezza dei pacchetti di i -esima categoria, L_{head} lunghezza del MAC header, L_{ACK} lunghezza della trame di ACK, $R_{mesh}(h)$ bit rate del h -esimo hop, T_{phy} durata dell'header di livello fisico e T_{SIFS} durata di un *Short Inter-Frame Space*. M_{load} rappresenta una misura del carico della rete mesh di backbone, basata sulla lunghezza dei pacchetti, tempo di occupazione dei canali e ritardo di accesso alla rete mesh. M_{load} è definito essere diverso da zero solo in caso di rete multicanale (strato di accesso e di backbone separati): ciò è voluto per associare maggior peso al costo C rispetto a quello dello strato di accesso A , scoraggiando le STA dall'utilizzare percorsi sovraccarichi.

Il costo relativo alla sola parte di accesso è invece dato da:

$$A(i) = \frac{L(i) + L_{head} + L_{ACK}}{R_{access}} + 2T_{phy} + T_{SIFS}, \quad (2.3.13)$$

con R_{access} bit rate del canale di accesso. La conoscenza dei parametri in (2.3.12) e (2.3.13) effettuata mediante misure sul canale e/o con l'ausilio di segnalazione aggiunta, permette alle STA di associarsi all'AP con costo totale $W(i) = C(i) + A(i)$ minore.

Contrariamente ai lavori di cui sopra, Ashraf *et al.* focalizzano la propria attenzione esclusivamente sulla parte di backbone, sviluppando una metrica che tenga conto di tutti i fattori potenzialmente attivi nel determinare la qualità dei path di routing [24]. Vengono considerati simultaneamente tre fattori: il carico dei MPP, l'interferenza del path verso i MPP e la qualità dei link wireless. Il carico Q dei

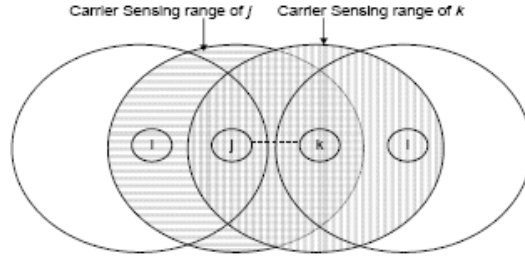


Figura 2.3.1: Stima dell'interferenza tra i nodi j e k .

MPP viene definito come la lunghezza media della coda all'interfaccia di rete tra il MPP ed il MP ad esso collegato, e viene stimato con:

$$Q_{t+1} = \alpha Q_{t-1} + (1 - \alpha)Q_t. \quad (2.3.14)$$

L'interferenza del path tra i MAP e i MPP tiene in considerazione la mutua interferenza tra i MP della WMN dovuta alla natura broadcast della trasmissione radio. Per stimare l'interferenza presente in ogni link viene utilizzata una tecnica basata sull'osservazione diretta del canale: utilizzando il Carrier Sense (CS) (Figura 2.3.1) per verificare l'occupazione del canale, ogni MP può parzialmente raccogliere informazioni sullo stato del mezzo (*Node Interference Factor*, NIF). Tali informazioni, integrate con quelle ricevute dai MP vicini, permettono di stimare in maniera completa l'interferenza di ogni link wireless (*Link Interference Factor*, LIF) tra due generici MP j , k :

$$LIF_{j,k} = \max(NIF_j, NIF_k). \quad (2.3.15)$$

In conclusione, l'interferenza end to end per ogni path p è data dalla somma delle interferenze di ogni link componente il path, ovvero:

$$IF_p = \sum_{link\ l \in p} LIF_l. \quad (2.3.16)$$

La metrica (2.3.15) misura l'interferenza presente in un link dovuta all'attività dei nodi vicini, ma non fornisce informazioni riguardo la qualità del link stesso. Per questo motivo l'introduzione di un'ulteriore metrica, denominata *Expected Link*

Quality (ELQ) è stata tenuta in considerazione dagli autori. Definita d_f la Delivery ratio per ogni link, ELQ è data da:

$$ELQ_l = \frac{1}{d_f}. \quad (2.3.17)$$

Il costo totale di associazione per ogni STA è la somma pesata delle tre metriche (2.3.14), (2.3.16) e (2.3.17):

$$C = \alpha Q_G + \beta \sum_{link\ l \in p} LIF_l + \gamma \sum_{link\ l \in p} ELQ_l. \quad (2.3.18)$$

Per disseminare all'interno della rete tutte le metriche introdotte, viene proposta una tecnica di segnalazione ad hoc da implementare nella sola parte backbone, integrabile nei protocolli standard IEEE 802.11s relativi al route discovery.

Capitolo 3

Giochi di associazione per WMN

Nel capitolo precedente sono state introdotte le WMN come soluzione al problema connessione a basso costo per utenti e provider. In seguito sono state affrontate le tematiche relative al problema dell'accesso a tali reti, evidenziando come i protocolli di accesso standard risultino inefficienti dal punto di vista del servizio offerto agli utenti agganciati. L'approccio seguito dai lavori elencati nel presentare soluzioni alternative al problema di accesso si è basato sulla definizione di nuove metriche di accesso; una volta definite tali metriche, sono stati presentati una serie di protocolli di accesso pratici e facili da implementare in reti esistenti. L'approccio 'pratico' è stato dunque il comune denominatore degli studi fin'ora condotti in campo WMN.

La novità che questo lavoro vuole proporre è la trattazione del problema di accesso in una WMN in maniera diversa: vista la natura competitiva del meccanismo di associazione, è possibile avvalersi della teoria dei giochi come potente strumento di valutazione delle dinamiche e degli equilibri che si vengono a creare in una WMN in seguito all'avvenuta associazione da parte degli utenti. Il problema abbandona quindi quell'aspetto pratico che lo lega forzatamente alle implementazioni e tecnologie esistenti, per assumere la dimensione di un 'gioco' in cui gli utenti, ovvero i 'giocatori', competono tra loro per ottenere accesso alla rete, minimizzandone il costo relativo. La natura competitiva del gioco risiede proprio nella dipendenza implicita delle decisioni che gli utenti prendono con la scelta effettuata dagli altri utenti: accedere ad un Access Point, e quindi occupare le risorse del path di connessione verso i Gateway destinazione, genera un costo in termini di 'interferenza'

con i dispositivi di rete (Access Point, Mesh Router e Gateway) vicini a quel path, a causa della natura wireless della comunicazione, ampiamente descritta nel Capitolo 1. Questo fenomeno porta ad un aumento del costo percepito da quegli utenti che già si servivano dei path attraversanti tali dispositivi di rete, scatenando un processo di riassociazione verso altri Access Point che offrono percorsi più scarichi (quindi meno 'costosi'). Il meccanismo di associazione/riassociazione ha termine solo quando la disposizione degli utenti raggiunge un equilibrio generale (*equilibrio di Nash*), in cui tutti gli utenti non hanno incentivo a cambiare unilateralmente Access Point poiché soddisfatti della 'qualità' della connessione ottenuta. Le condizioni sotto le quali tali equilibri vengono raggiunti, la qualità degli equilibri in confronto alla disposizione degli utenti in rete avvenuta sotto differenti politiche di accesso e lo studio della disposizione ottima degli utenti in rete possono essere trattate in maniera completa esclusivamente con gli strumenti propri della teoria dei giochi.

3.1 Teoria dei giochi

Nel seguente paragrafo viene presentata una breve introduzione alla teoria dei giochi, con particolare riferimento ai concetti chiave utilizzati per lo studio del problema di accesso alle WMN.

La teoria dei giochi è la scienza matematica che analizza situazioni di conflitto e ne ricerca soluzioni competitive e cooperative tramite modelli, ovvero uno studio delle decisioni individuali in situazioni in cui vi sono interazioni tra i diversi soggetti, tali per cui le decisioni di un soggetto possono influire sui risultati conseguibili da parte di un rivale. L'applicazione della teoria dei giochi riguarda tutte quegli ambiti in cui si verificano fenomeni di competizione e/o cooperazione tra agenti: tra i tanti si possono ricordare i principali, quali l'economia, la finanza, il campo strategico-militare, la politica, la sociologia, la psicologia e l'informatica.

Il modello di un fenomeno di competizione richiede la definizione delle seguenti componenti:

- l'identità ed il numero dei giocatori,
- l'insieme delle decisioni possibili che i giocatori possono prendere (*insieme delle strategie* di un giocatore),

- l'informazione che i giocatori hanno quando prendono una decisione,
- la descrizione delle possibili vincite di ogni giocatore per ogni possibile combinazione delle mosse scelte da tutti i giocatori che partecipano al gioco,
- la descrizione di tutte le preferenze dei giocatori sugli esiti.

In base alle informazioni che i giocatori hanno sulla scelta fatta dagli altri, al modo con cui prendono le decisioni, alla sequenzialità o meno delle azioni, alla possibilità o meno di formare cooperazioni tra di loro, è possibile identificare diverse classi di giochi: qua in particolare verranno trattati i *giochi non cooperativi*.

All'interno dei giochi non cooperativi i giocatori non possono stipulare accordi vincolanti (o comunicare), indipendentemente dal fatto che i loro obiettivi siano contrastanti o comuni e possano quindi avere interesse ad accordarsi. Formalmente, detto \mathcal{U} l'insieme dei giocatori (con $\mathcal{U} = \{1, \dots, m\}$), viene definito *insieme delle strategie* \mathcal{S}_i del giocatore i (con $i \in \mathcal{U}$) l'insieme delle decisioni che il giocatore i può prendere. L'insieme di tutte le possibili combinazioni di strategie effettuate da tutti i giocatori viene definito *spazio di strategie* \mathcal{S} :

$$\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \times \mathcal{S}_2 \times \dots \times \mathcal{S}_m, \quad (3.1.1)$$

ed un elemento $S \in \mathcal{S}$, $S = (S_1, S_2, \dots, S_m)$, con $S_1 \in \mathcal{S}_1, \dots, S_m \in \mathcal{S}_m$, è un *profilo di strategie* o *stato* del gioco.

Viene definita *funzione dei payoff* una funzione f che assegna ad ogni giocatore la sua vincita, per ogni possibile profilo di strategie del gioco:

$$f_i : \mathcal{S} \rightarrow \mathbb{R} \quad i = 1, \dots, m. \quad (3.1.2)$$

In definitiva il guadagno (o alternativamente il costo) che ogni giocatore ottiene alla fine del gioco dipende dalla strategia adottata, dalle strategie adottate da tutti gli altri giocatori e dalla funzione dei payoff. Il più semplice ed importante concetto di soluzione per un gioco non cooperativo è l'*equilibrio di Nash* (1950).

Dato un gioco G , si dice che la n -upla di strategie $(S_1^*, S_2^*, \dots, S_m^*)$ con $S_i^* \in \mathcal{S}_i$ costituisce un equilibrio di Nash se nessun giocatore ha interesse a cambiare

unilateralmente strategia, ovvero se:

$$f_i(S_1^*, \dots, S_i^*, \dots, S_m^*) \geq f_i(S_1^*, \dots, S_i, \dots, S_m^*) \quad \forall S_i \in \mathcal{S}_i, \forall i \in \mathcal{U} \quad (3.1.3)$$

L'importanza dell'equilibrio Nash è quella di individuare un punto di stabilità nella soluzione del gioco ovvero, ipotizzando che i giocatori agiscano razionalmente con l'unico intento di massimizzare i propri payoff, indica quali strategie verranno adottate in definitiva da tutti i giocatori, determinando la soluzione del gioco. Ciò è vero se si considera 'equilibrio' quella condizione per cui nessun giocatore ha interesse *ad essere l'unico* a cambiare strategia. Per quanto potente, l'equilibrio di Nash possiede apparentemente tre limiti (in strategie pure¹):

1. può non essere unico;
2. può non esistere;
3. può individuare esiti inefficienti.

Nei primi due casi il gioco non ammette un'unica soluzione in termini di equilibrio (oppure non ne ammette nessuna), per cui l'esito del gioco dipende dall'ordine con cui vengono effettuate le 'mosse' dai vari giocatori (in caso di gioco sequenziale). Il terzo caso evidenzia il problema di come la soluzione all'equilibrio possa essere non quella preferibile per i giocatori: se è vero che in un equilibrio di Nash il singolo giocatore non può aumentare il proprio payoff modificando da solo la propria strategia, non è affatto detto che un gruppo di giocatori, o, al limite, tutti, non possano aumentare il proprio guadagno allontanandosi congiuntamente dall'equilibrio, oppure stipulando contratti o accordi vincolanti a formare coalizioni tra gruppi di giocatori. L'atteggiamento egoistico (*selfish*) di ogni giocatore, non penalizza quindi soltanto gli altri partecipanti al gioco, ma può avere impatto negativo sul giocatore stesso. La valutazione dell'efficienza di un equilibrio è quindi un elemento chiave per determinare la bontà del risultato raggiunto al termine del gioco.

¹Il concetto di *strategia pura* fornisce una definizione completa del modo in cui un giocatore gioca una partita, ovvero identifica quale mossa il giocatore effettuerà con probabilità 1. Tale concetto si contrappone a quello più generico di *strategia mista*, che identifica, per ogni giocatore, una distribuzione di probabilità sul suo insieme di strategie pure. Tutti i concetti qua riportati fanno esclusivamente riferimento al caso in cui in cui i giocatori adottino strategie pure.

3.1.1 Utilità sociale, PoS e PoA

Nella teoria dei giochi, i concetti di *utilità sociale*, *Price of Anarchy* (PoA) e *Price of Stability* (PoS) vengono utilizzati per valutare l'efficienza di un equilibrio di Nash, e possono essere facilmente estesi ad ogni gioco che rappresenti situazioni reali di competizione tra utenti.

L'*utilità sociale* di un gioco in uno stato $S \in \mathcal{S}$ è la quantità:

$$\text{utilità sociale} = \sum_{i \in \mathcal{U}} f_i(S). \quad (3.1.4)$$

Per ogni possibile stato del gioco, l'utilità sociale è quindi data dalla somma dei payoff di tutti giocatori (alternativamente è possibile definire il *costo sociale* di un gioco come somma dei costi di tutti i giocatori). Per quanto detto, l'equilibrio di Nash come soluzione stabile di un gioco non assicura l'ottimalità della (3.1.4) tra tutte le possibili: possono esistere stati del gioco non all'equilibrio che garantiscono un'utilità sociale maggiore o uguale a quella ottenuta all'equilibrio. In assenza di cooperazione o stimolo a perseguire obiettivi 'sociali' invece che 'egoistici' tali stati non verranno mai raggiunti dai giocatori, con un conseguente degrado del guadagno totale del sistema gioco. Per valutare la qualità degli equilibri di Nash rispetto all'ottimo sociale è possibile avvalersi del concetto di PoA e PoS, rispettivamente definiti:

$$\text{PoA} = \frac{\max_{S \in \mathcal{S}} \sum_{i \in \mathcal{U}} f_i(S)}{\min_{S \in \mathcal{E}} \sum_{i \in \mathcal{U}} f_i(S)}, \quad (3.1.5)$$

$$\text{PoS} = \frac{\max_{S \in \mathcal{S}} \sum_{i \in \mathcal{U}} f_i(S)}{\max_{S \in \mathcal{E}} \sum_{i \in \mathcal{U}} f_i(S)}, \quad (3.1.6)$$

in cui $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{S}$ rappresenta un insieme degli equilibri del gioco. La (3.1.5) fa quindi riferimento al peggior equilibrio (con utilità sociale minore) tra tutti quelli possibili, mentre la (3.1.6) fa riferimento all'equilibrio migliore. Nel caso in cui il gioco fosse espresso in termini di costo per i giocatori (e non di utilità), è possibile ridefinire la

(3.1.5) e (3.1.6) come segue:

$$\text{PoA} = \frac{\max_{S \in \mathcal{E}} \sum_{i \in \mathcal{U}} c_i(S)}{\min_{S \in \mathcal{S}} \sum_{i \in \mathcal{U}} c_i(S)}, \quad (3.1.7)$$

$$\text{PoS} = \frac{\min_{S \in \mathcal{E}} \sum_{i \in \mathcal{U}} c_i(S)}{\min_{S \in \mathcal{S}} \sum_{i \in \mathcal{U}} c_i(S)}, \quad (3.1.8)$$

in cui $c_i(S)$ rappresenta il costo per l'utente i -esimo per ogni possibile stato S^2 . Come già detto l'ottimo sociale è uno stato non raggiungibile in scenario di puro gioco tra agenti egoisti. La presenza di un'unità centralizzata che imponga dall'esterno le decisioni ai giocatori, con l'obiettivo di raggiungere l'ottimo sociale, potrebbe rappresentare una soluzione all'inefficienza del gioco.

3.1.2 Congestion Games e Crowding Games

Tra tutte le categorie di giochi esistenti, quella a cui si farà riferimento principalmente è quella dei *congestion games*. Introdotti da Rosenthal in [25], i *congestion games* rappresentano quella classe di giochi in cui i giocatori si contendono un insieme di risorse comuni. In generale, detto E l'insieme di risorse (con $|E| = r$), l'insieme \mathcal{S}_i delle strategie dell' i -esimo giocatore è una famiglia di sottoinsiemi di E ($\mathcal{S}_i \subseteq 2^E$). La strategia di ciascun giocatore può essere vista come la scelta di un particolare sottoinsieme delle risorse, all'interno della famiglia di possibili sottoinsiemi. Il costo del giocatore i che adotta la strategia S_i è data dalla somma dei costi delle risorse che sceglie. I costi $c_k(\cdot)$ della singola risorsa (*congestion cost*) sono funzioni esclusivamente del numero $n_k(S)$ di giocatori che scelgono la k -esima risorsa e_k nello stato $S = (S_1, S_2, \dots, S_m)$, con:

$$n_k(S) = |\{i : e_k \in S_i\}|. \quad (3.1.9)$$

Un fondamentale risultato conseguito per la classe dei *congestion games* è stato la dimostrazione dell'esistenza di almeno un equilibrio di Nash.

²Viene continuamente fatto riferimento al gioco in termini di costi e non di utilità in quanto i modelli presentati in seguito saranno tutti definiti per costi.

Se nei *congestion games* il costo associato a ciascun insieme di risorse è funzione del numero di giocatori che li includono nelle loro scelte, nei *crowding games* la funzione di payoff non è universale ma dipende dal singolo giocatore. Questa classe di giochi modella un grande insieme di problemi che i classici *congestion games* non coprono. Inoltre, così come per i *congestion games*, anche i *crowding games* possiedono equilibri di Nash in strategie pure.

3.2 Associazione in WMN: formulazione del problema

Nel paragrafo precedente è stata sottolineata l'importanza della teoria dei giochi come strumento di modellizzazione di un qualsiasi problema di competizione tra utenti. Sulla scia degli studi portati avanti in [26] e [27] in ambito WLAN, appare lecito analizzare il problema dell'accesso ad una WMN secondo modelli propri della teoria dei giochi, avendo rimarcato più volte come la condivisione del mezzo wireless scateni un processo di contesa tra utenti che vogliono ottenere connettività a basso costo in termini di 'interferenza'. Chiaramente per poter definire in maniera precisa il gioco, è necessario individuare formalmente l'identità dei giocatori, il loro insieme di strategie e la funzione costo che associa ad ogni giocatore il proprio payoff. In questo paragrafo viene formalizzato il problema, partendo dall'inquadramento dello scenario di riferimento fino alla definizione della funzione costo.

3.2.1 Scenario di riferimento

L'ambiente base di riferimento è una generica rete wireless mesh (WMN) composta da \mathcal{N} dispositivi di rete che includono Mesh Access Point (AP), Mesh Router (MR) e Gateway (GW). In particolare \mathcal{AP} rappresenta l'insieme di Mesh Access Point e \mathcal{GW} l'insieme di Mesh Gateway. La rete WMN fornisce connettività multi-hop ad un insieme di stazioni utenti \mathcal{U} ,³ che possono accedere alla rete solo se si trovano

³Nei capitoli precedenti si era fatto riferimento a Mesh Access Point, Router, Gateway e stazioni utente utilizzando diverse nomenclature e sigle specifiche a seconda degli standard in cui venivano impiegati. Se non specificato diversamente, d'ora in avanti si farà riferimento alla nomenclatura qua riportata.

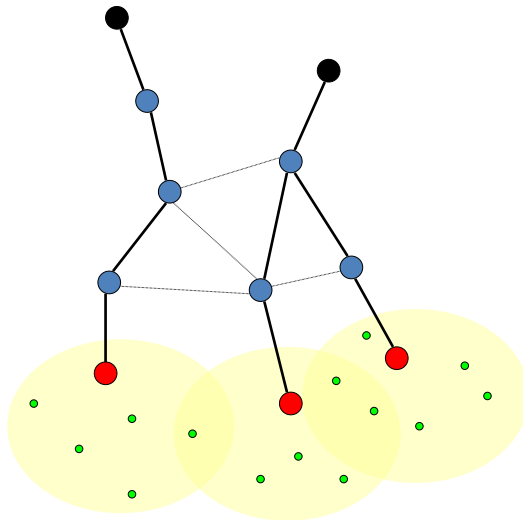


Figura 3.2.1: Esempio di topologia di WMN con utenti ed aree di copertura degli AP.

all'interno dell'area di copertura di uno o più AP. Tutto il traffico di rete è assunto essere dagli AP verso i GW (di conseguenza non solo il traffico tra stazioni utenti non è considerato, ma viene anche omesso il caso di traffico dai GW agli AP). Ogni AP è connesso ad un solo GW da percorsi multi-hop che attraversano un sottoinsieme di MR. L'insieme \mathcal{P} rappresenta tutti i percorsi di routing all'interno della WMN. Gli utenti possono essere potenzialmente coperti da più AP e quindi possono decidere a quale agganciarsi per ottenere accesso alla rete e, di conseguenza, connettività verso i GW attraversando il percorso di routing offerto dall'AP. L'insieme delle strategie di accesso di ogni utente i è quindi dato dall'insieme di percorsi \mathcal{P}_i selezionabili, con $\mathcal{P}_i \subseteq \mathcal{P}$. In Figura 3.2.1 è riportato un esempio di topologia di WMN, con utenti (verdi), AP (rossi), MR (blu) e GW (neri). I percorsi di routing sono evidenziati in grassetto, mentre la visibilità di ogni nodo è rappresentata alle linee tratteggiate. Per ogni topologia raffigurata in seguito si utilizzeranno gli stessi colori e figure per rappresentare tali dispositivi di rete ed utenti.

3.2.2 Funzione costo 'contention aware'

Inquadrato lo scenario di riferimento, è necessario definire con precisione la funzione costo per ogni utente che usufruisce delle risorse radio della rete. Essendo la strate-

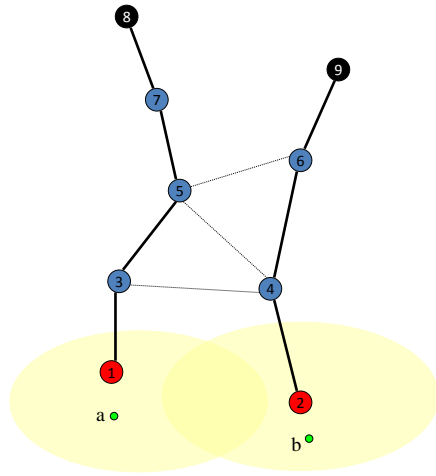
gia di ogni utente la scelta del percorso di routing associato all'AP selezionato, il costo corrispondente a tale scelta deve tener conto della qualità del percorso stesso. La qualità di un percorso multi-hop dipende da parametri multipli che caratterizzano differenti strati dei protocolli di comunicazione: le condizioni di propagazione wireless, le specifiche tecnologie impiegate nella rete, le tecniche di trasmissione dei dispositivi, i protocolli di accesso, etc. Volendo definire una funzione costo di validità generale per reti wireless mesh, quella qui descritta esula dalle specifiche tecnologiche in uso e dagli standard attuali. Nel Capitolo successivo questa funzione costo 'base', verrà espansa per riferirsi ad applicazioni di scenari pratici e realistici.

Per ogni utente i che sceglie il percorso j viene definita funzione costo c_{ij} la quantità:

$$c_{ij} = L_j + I_j^i, \quad (3.2.1)$$

dove L_j rappresenta la lunghezza del percorso j e I_j^i rappresenta l'interferenza sperimentata dal flusso di traffico generato dall'utente i lungo il percorso j .

La lunghezza del percorso L_j è semplicemente il numero di hop del percorso j (dall'AP al GW) e quindi non dipende dalla disposizione di tutti gli altri utenti nella rete (quali AP hanno scelto per l'accesso alla WMN); al contrario l'interferenza I_j^i dipende dalla condizione globale di contention in tutta la parte di backbone e quindi dipende dalle scelte di accesso effettuate da tutti gli altri utenti. E' necessaria una più approfondita spiegazione di come I_j^i viene calcolato per determinare, complessivamente, il calcolo della (3.2.1). La condivisione del mezzo wireless determina un fenomeno di interferenza tra i vari nodi della rete che appartengono a percorsi diversi: l'interferenza che un percorso j sperimenta è quindi proporzionale al numero di dispositivi di rete appartenenti ad altri percorsi che, quando trasmettono informazione per utenti che si stanno servendo di quei percorsi, collidono sui nodi componenti il percorso j . Questo fenomeno si verifica solo quando altri utenti rispetto ad i si servono di quei percorsi (se non ci fossero questi utenti gli altri percorsi al di fuori di j non trasmetterebbero nulla) da cui deriva la dipendenza di I_j^i dalla disposizione di tutti gli utenti. Per il calcolo di I_j^i è necessario introdurre il concetto di *insieme di interferenza*: per ogni elemento di rete n (con $n \in \mathcal{N}$), l'insieme di interferenza include tutti gli altri dispositivi l (con $l \in \mathcal{N}$) che interferiscono con n e che sono utilizzati da altri percorsi 'attivi' (che trasporto traffico). I_j^i può essere



(a) Topologia di riferimento.

Nodo	Insieme di interferenza
1	$\{\emptyset\}$
2	$\{\emptyset\}$
3	$\{4\}$
4	$\{3,5\}$
5	$\{4,6\}$
6	$\{5\}$
7	$\{\emptyset\}$
8	$\{\emptyset\}$
9	$\{\emptyset\}$

(b) Insiemi di interferenza per la topologia di riferimento.

Figura 3.2.2: Calcolo del contributo di interferenza I_j^i del costo totale per utente.

calcolata come la somma delle cardinalità di tutti gli insiemi di interferenza di tutti i nodi del percorso j , pesata sul numero di utenti interferenti.

L'esempio seguente mostra il calcolo completo della funzione costo c_{ij} in uno scenario composto da una WMN con 2 AP, 2 GW, 5 MR e 2 utenti (Figura 3.2.2a). Il percorso offerto dall'AP 1 è 1-3-5-7-8, mentre quello offerto dall'AP 2 è 2-4-6-9. Gli utenti a e b sono forzati ad agganciarsi rispettivamente all'AP 1 e AP 2 in quanto coperti esclusivamente da tali AP. Il primo contributo L_j del costo di accesso c_{ij} è dato dal numero di hop del percorso scelto dagli utenti a e b e vale rispettivamente:

$$L_1 = 4,$$

$$L_2 = 3.$$

Per il calcolo del contributo di interferenza I_j^i è necessario far riferimento agli insiemi di interferenza dei nodi mostrati in Figura 3.2.2b: i nodi che formano il percorso utilizzato da a hanno insiemi di interferenza $\{4\}$ e $\{4,6\}$ (trascurando gli insiemi vuoti), per cui la somma delle cardinalità di tali insiemi è pari a 3 ($I_1^a = 3$). Gli insiemi di interferenza che formano il percorso usato da b sono $\{3,5\}$ e $\{5\}$, sempre con somma di cardinalità pari a 3 ($I_2^b = 3$). Il costo totale degli utenti a e b vale

dunque:

$$c_{a1} = L_1 + I_1^a = 4 + 3 = 7,$$

$$c_{b2} = L_2 + I_2^b = 3 + 3 = 6.$$

Si noti che nel caso ci fossero stati due utenti (b e c) ad occupare il percorso 2-4-6-9, il costo dell'utente a sarebbe stato:

$$c_{a1} = L_1 + I_1^a = 4 + 2 \times 3 = 10.$$

La tecnica di calcolo di cui sopra può essere estesa al caso in cui i percorsi non siano disgiunti, ma abbiano parte di percorso in comune o, al limite, coincidano. Quest'ultima considerazione vale per poter definire la funzione costo nel caso in cui due o più utenti scelgano lo stesso percorso. Il concetto di interferenza fin'ora considerato, va dunque inquadrato in un contesto più ampio: per *interferenza* si intende l'occupazione simultanea di una risorsa da parte di più utenti, che porta ad una condivisione forzata della risorsa radio e quindi a perdita di qualità per gli utenti. Nel caso di percorsi non-disgiunti, la definizione di insiemi di interferenza per i nodi procede come sopra, definendo un opportuno *grafo di interferenza virtuale* per i percorsi in esame. In Figura 3.2.3 è riportato un esempio di come due percorsi non-disgiunti possano essere ricondotti ad una topologia di rete con percorsi disgiunti.

L'esame del modello di calcolo della funzione costo è quasi completato: in realtà l'ipotesi di considerare esclusivamente il traffico uplink (dagli AP ai GW) comporta una modifica al calcolo degli insiemi di interferenza relativo ai nodi AP e GW.

Si consideri inizialmente il caso in cui un AP sia nella regione di visibilità di un MR appartenente ad un altro percorso: sebbene tale AP subisca l'interferenza del MR, esso non lavora mai in ricezione dal lato rete backbone, essendo soltanto sorgente di traffico. Analogamente ogni GW non trasmette mai traffico, per cui un qualsiasi MR nella regione di visibilità del GW non ne subisce l'interferenza. Ciò è vero solo se il traffico considerato è quello uplink. In Figura 3.2.4 è riportato un esempio di rete con visibilità che coinvolge AP e GW; gli insiemi di interferenza a fianco riportati evidenziano quali siano effettivamente le condizioni di interferenza della rete.

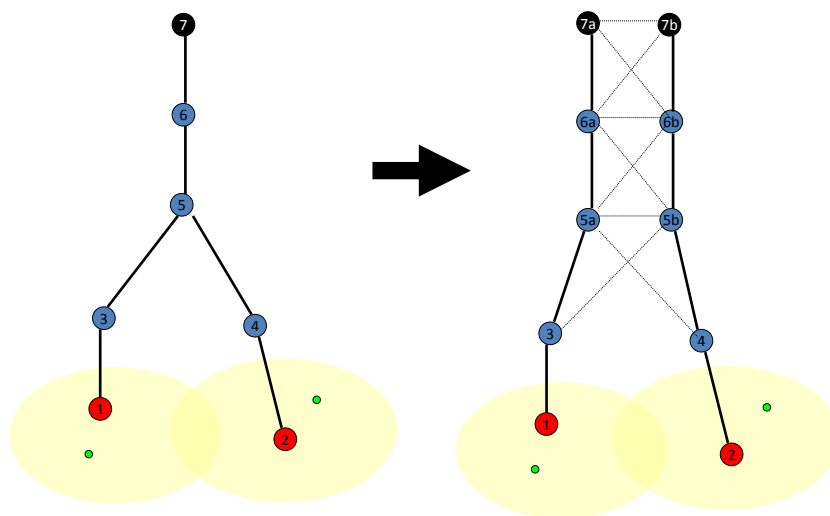
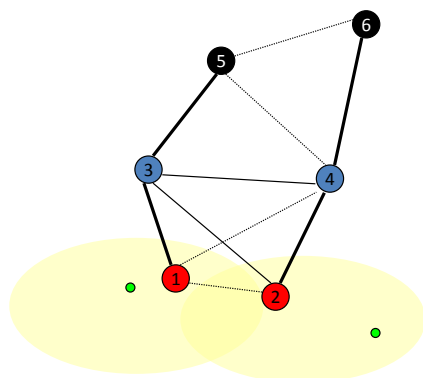


Figura 3.2.3: Caso di percorsi non-disgiunti e relativa espansione a grafo virtuale.



(a) Topologia di riferimento.

Nodo	Insieme di interferenza
1	$\{\emptyset\}$
2	$\{\emptyset\}$
3	$\{2,4\}$
4	$\{1,3\}$
5	$\{4\}$
6	$\{\emptyset\}$

(b) Insiemi di interferenza per la topologia di riferimento.

Figura 3.2.4: Insiemi di interferenza per AP e GW: nonostante gli AP 1 e 2 siano in visibilità rispettivamente con i MR 4 e 3, il loro insieme di interferenza è vuoto. Analogamente il GW 5 non rientra nell'insieme di visibilità del MR 4 nonostante ci sia visibilità.

3.2.3 Formalizzazione del gioco di associazione

Definita la funzione costo c_{ij} , è possibile formalizzare il problema di accesso in una WMN: ogni utente deve scegliere a quale AP associarsi (e conseguentemente quale percorso utilizzare), minimizzando il proprio costo di accesso c_{ij} . Il processo di decisione è intrinsecamente distribuito, in quanto non è previsto alcun controllore che imponga in maniera centralizzata l'AP da scegliere, e competitivo, in quanto ogni utente agisce in maniera egoistica minimizzando esclusivamente il proprio costo di accesso. Per queste ragioni, il problema di accesso in una WMN può essere modellato come un gioco non cooperativo nel quale:

- i giocatori sono gli utenti,
- l'insieme delle strategie di ogni giocatore è l'insieme dei percorsi di routing accessibili⁴,
- il payoff dei giocatori è la funzione costo c_{ij} .

Il **Wireless Mesh Network Association Game** (WMNAG) può essere formalmente definito come:

$$\text{WMNAG} = \langle \mathcal{U}, \{\mathcal{P}_i\}_{i \in \mathcal{U}}, \{c_{ij}\}_{i \in \mathcal{U}, j \in \mathcal{P}_i} \rangle,$$

in cui ogni utente i massimizza il proprio payoff, scegliendo il percorso di routing $\bar{j} \in \mathcal{P}_i$ che minimizza il costo c_{ij} ovvero:

$$\bar{j} = \arg \min_{j \in \mathcal{P}_i} c_{ij}.$$

WMNAG appartiene ad una sottoclasse di *congestion games* nota come *asymmetric weighted congestion game*. Le risorse considerate nel problema sono i link wireless della rete backbone. Ciascun utente può scegliere solo tra un sottoinsieme di percorsi di rete, in base alla copertura ricevuta dagli AP (*asymmetric*), e lo stato di congestione di ciascun utente su ciascun link dipende dalla cardinalità dell'insieme di interferenza (*weighted*). Quest'ultima caratteristica ha un'implicazione

⁴Come menzionato in precedenza ogni utente sceglie l'AP a cui agganciarsi e non il relativo percorso di routing. Comunque, essendoci corrispondenza uno a uno tra AP e percorsi, si farà preferibilmente riferimento ai percorsi in quanto maggiormente legati alla funzione costo.

fondamentale in termini di soluzione di gioco, in quanto non assicura l'esistenza di equilibri di Nash [28].

3.2.4 Modello di risoluzione del gioco WMNAG

Il gioco WMNAG presentato nel paragrafo precedente, per quanto detto, può non ammettere equilibri, oppure ne può avere uno o multipli e, come solito nei giochi non cooperativi, tali equilibri possono non coincidere con l'ottimo sociale (soluzione invece raggiunta mediante un approccio centralizzato al problema di accesso). Per studiare la qualità degli equilibri verranno utilizzati gli strumenti di PoS e PoA già presentati. Nel seguente paragrafo vengono introdotti i modelli matematici utilizzati per risolvere il gioco WMNAG, determinandone gli equilibri di Nash in strategie pure, e per calcolare la soluzione ottima (a costo sociale minimo).

Le ipotesi su cui si basa il modello sono le seguenti:

- i link wireless della rete di backbone operano sulla stessa portante ed utilizzano lo stesso canale,
- tutti i dispositivi della rete di backbone sono equipaggiati con un'unica antenna, usata sia per la trasmissione che per la ricezione.

I parametri del modello per il calcolo degli equilibri sono:

- $s_{lj} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ appartiene al percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- $a_{lm} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ e il nodo } m \text{ interferiscono} \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- $d_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ può scegliere il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$

La variabile decisionale che indica l'associazione di ogni utente ad uno specifico AP (e quindi al relativo percorso di routing) è:

$$\bullet y_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ sceglie il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

I vincoli del modello sono i seguenti:

$$\sum_{j \in \mathcal{P}} y_{ij} = 1 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (3.2.2)$$

$$y_{ij} \leq d_{ij} \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (3.2.3)$$

Il vincolo (3.2.2) assicura che ogni utente selezioni un solo percorso (quindi un solo AP), mentre il vincolo (3.2.3) forza ogni utente a scegliere un percorso solo se coperto dall'AP che offre quel percorso.

L'ottimo sociale è quella soluzione che minimizza la somma dei costi c_{ij} di tutti gli utenti: la funzione obiettivo del modello è dunque:

$$\min \sum_{i \in \mathcal{U}} \sum_{j \in \mathcal{P}} c_{ij} y_{ij} \quad (3.2.4)$$

Come definito nel paragrafo 3.2.2, il costo c_{ij} è dato dalla somma di due contributi: L_j , indicante l'hop-count del percorso j , e I_j^i ponderante l'interferenza totale sperimentata dal percorso j . Nel modello i due contributi valgono rispettivamente:

$$L_j = \sum_{l \in \mathcal{N}} s_{lj} - 1 \quad (3.2.5)$$

$$I_j^i = \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} s_{lj} s_{mu} a_{lm} y_{ru} \quad (3.2.6)$$

Si ribadisce come il vincolo (3.2.6) valga soltanto per il caso di traffico uplink, in quanto le considerazioni fatte nel paragrafo 3.2.2 di come AP e GW debbano essere trattati in maniera diversa rispetto a tutti gli altri dispositivi di rete si riflettono nella definizione degli insiemi $(\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})$ e $(\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})$.

La funzione obiettivo in (3.2.4), in combinazione con (3.2.6) è non lineare a causa del prodotto tra le due variabili y_{ij} e y_{ru} . La linearizzazione qua adottata, necessaria per permettere la risoluzione del modello, utilizza la nota tecnica conosciuta come

3.2. ASSOCIAZIONE IN WMN: FORMULAZIONE DEL PROBLEMA

'big- M ': definito M un numero grande, la (3.2.4), (3.2.5) e (3.2.6) vengono sostituite da:

$$\min \sum_{i \in \mathcal{U}} \left(\sum_{j \in \mathcal{P}} \sum_{l \in \mathcal{N}} s_{lj} y_{ij} - 1 + I_i \right) \quad (3.2.7)$$

$$I_i \geq \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} s_{lj} s_{mu} a_{lm} y_{ru} + M(y_{ij} - 1) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (3.2.8)$$

$$I_i \geq 0 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (3.2.9)$$

L'introduzione di M , opportunamente settato, permette il calcolo preciso del costo totale di accesso. Quando $y_{ij} = 0$ (quindi l'utente i non sceglie il percorso j) la (3.2.8) e la (3.2.9) forzano I_i ad essere un numero maggiore o uguale a 0, ma essendo la funzione obiettivo di minimo, a I_i verrà attribuito il valore 0. Quando invece $y_{ij} = 1$ la (3.2.8) forza I_i ad essere maggiore o uguale al voluto costo di interferenza, e la (3.2.7) la porta proprio a valere il valore desiderato, ovvero I_i^j .

La formulazione con funzione obiettivo (3.2.7) ed i vincoli definiti in (3.2.2), (3.2.3), (3.2.8) e (3.2.9) può essere usata per caratterizzare la soluzione globale ottima (ottimo sociale). Una formulazione quasi identica può essere utilizzata per derivare l'equilibrio di Nash migliore (a costo sociale minimo), pur di aggiungere il seguente vincolo:

$$\begin{aligned} M(y_{ij} + d_{ih} - 2) + \sum_{l \in \mathcal{N}} s_{lj} y_{ij} + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} s_{lj} s_{mu} a_{lm} y_{ru} \leq \\ \sum_{l \in \mathcal{N}} s_{lj} y_{ih} + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} s_{lh} s_{mu} a_{lm} y_{ru} \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j, h \in \mathcal{P} : h \neq j \end{aligned} \quad (3.2.10)$$

Infine, per trovare l'equilibrio di Nash peggiore (a costo sociale massimo) è necessario sostituire la funzione obiettivo (3.2.7) ed il vincolo (3.2.8) rispettivamente con:

$$\max \sum_{i \in \mathcal{U}} \left(\sum_{j \in \mathcal{P}} \sum_{l \in \mathcal{N}} s_{lj} y_{ij} - 1 + I_i \right) \quad (3.2.11)$$

$$I_i \leq \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} s_{lj} s_{mu} a_{lm} y_{ru} + M(1 - y_{ij}) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (3.2.12)$$

dove, con un ragionamento analogo a quello fatto in precedenza, si può mostrare come l'introduzione di M permetta la linearizzazione voluta.

Il calcolo degli equilibri definito nel modello di programmazione lineare richiede che ogni utente selezioni il percorso a costo di associazione minimo, avendo tutti gli altri utenti scelto il loro percorso. Nella teoria dei giochi, il raggiungimento di un equilibrio non comporta l'esplorazione di tutto lo spazio di strategie da parte dei giocatori: è la loro natura razionale, in relazione alla conoscenza delle strategie degli altri giocatori, che consente il raggiungimento immediato di un equilibrio attraverso la scelta della strategia più opportuna.

3.3 Simulazione ed analisi dei risultati

In questo paragrafo vengono discussi i risultati numerici del gioco WMNAG ottenuti in topologie campione; viene inizialmente presentato il generatore utilizzato per costruire le topologie test, per poi passare all'analisi dei risultati ottenuti dalla simulazione del modello di accesso su tali topologie. La valutazione delle performance è ottenuta considerando due fattori: l'analisi del PoS e PoA, in riferimento al gioco di associazione, ed il confronto del costo medio di accesso di ogni utente ottenuto con diverse politiche di associazione alla WMN.

Per valutare i risultati del gioco WMNAG in un ampio numero di scenari, è stato sviluppato in ambiente C un generatore di topologie di rete. Il software prende come input i seguenti parametri: il lato dell'area quadrata in cui costruire la rete (L), il numero di AP, GW e MR, il raggio di copertura (r) di ciascun dispositivo di rete ed il numero di utenti (N). Le posizioni di tutti i dispositivi e degli utenti vengono generate casualmente in rispetto delle seguenti ipotesi:

1. gli AP non sono direttamente connessi ai GW,

2. la rete finale non deve essere partizionata,
3. ogni utente è coperto da almeno due AP.

La visibilità tra i nodi, che caratterizza la possibilità di comunicazione e/o di interferenza, è determinata dalla loro posizione e dal raggio di copertura: due nodi a distanza $d \leq r$ sono in condizioni di visibilità reciproca. Lo stesso raggio r è utilizzato per determinare l'area circolare di copertura degli AP per l'accesso degli utenti. I percorsi di routing vengono generati attraverso l'algoritmo di Dijkstra utilizzando l'hop-count come metrica: ogni AP ottiene quindi un cammino minimo verso il GW più vicino (in termini di hop-count), tra tutti quelli posizionati. Il generatore calcola inoltre il parametro 'big- M ' opportuno per ogni topologia di rete: per una corretta linearizzazione dei vincoli (3.2.8) e (3.2.12), è necessario che M sia sufficientemente grande da portare a 0 il costo di interferenza per il generico utente i , nel caso i non scelga il percorso j . Ciò può essere fatto associando a M il costo di accesso massimo possibile, che si ottiene imponendo che tutti gli utenti scelgano lo stesso percorso (il più lungo) all'interno della rete.

Vengono infine generati i file output contenenti tutti dati (utilizzato per risolvere il problema) e le informazioni aggiuntive sulla topologia di rete (coordinate dei nodi, distanze di rete, etc.).

Tutti i risultati sono stati ottenuti formalizzando il modello di programmazione lineare in AMPL [29] e risolvendo le istanze generate con il solver CPLEX [30].

3.3.1 Caratterizzazione degli equilibri

Nelle Tabelle 3.3.1 sono riportati i valori di PoS e PoA ottenuti simulando topologie con 10 MR, 3 GW, $r = 20$ e numero di AP ed utenti variabile. Il lato L dell'area varia a seconda del numero di utenti N , mantenendo costante la densità $\frac{N}{L^2}$. In particolare è stato affrontato il caso di reti con 6, 7 e 8 AP e numero di utenti crescente (da 15 a 65 con step 10). Ogni utente ha in media 2.5 strategie di accesso (è coperto in media da 2.5 AP). I numeri riportati nelle tabelle sono mediati su 10 istanze differenti.

I risultati ottenuti mostrano che, indipendentemente dal numero di utenti e/o AP componenti la rete, PoS e PoA sono molto vicini a 1. Il PoS assume valore

3.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.003	1.003	1.012	1.010	1.018	1.003
PoA	1.036	1.023	1.022	1.026	1.022	1.007

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.001	1.005	1.011	1.012	1.008	1.006
PoA	1.018	1.019	1.013	1.028	1.027	1.012

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.006	1.018	1.006	1.002	1.003	1.011
PoA	1.009	1.036	1.028	1.010	1.014	1.016

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 3.3.1: PoS e PoA per topologie WMN con 6, 7, 8 AP al variare del numero di utenti.

massimo nelle topologie con 6 AP/55 utenti e 8 AP/25 utenti (+ 1.8% rispetto alla soluzione ottima), mentre il PoA assume valore massimo nelle topologie con 6 AP/15 utenti e 8 AP/25 utenti (+ 3.6% rispetto alla soluzione ottima); tutti gli altri valori si assestano in maniera casuale tra lo +0% e tali valori percentuali. In altre parole, non sembra esserci dipendenza tra PoS e PoA con il numero di AP e/o utenti della rete. Questi risultati si potrebbero attribuire al ridotto insieme di strategie di ogni utente (2.5 percorsi accessibili in media per utente a fronte di un totale di 6,7 e 8); il numero di strategie è stato volutamente tenuto basso per due ragioni:

1. il tempo di risoluzione del modello cresce esponenzialmente al crescere del numero di strategie totali,
2. in scenari realistici gli utenti non sono coperti simultaneamente da tanti AP della stessa WMN.

Per completezza d'indagine è stato comunque effettuato uno studio del PoS e PoA al variare del numero di strategie per utente. In Tabella 3.3.2 sono riportati i valori di PoS e PoA, ottenuti su topologie composte da 4 AP, 9 MR e 4 GW e numero di utenti variabile; ogni utente ha esattamente 2 oppure 3 strategie di accesso. Come negli

3.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

	2 strategie		3 strategie	
	PoS	PoA	PoS	PoA
$N=15$	1.044	1.080	1.039	1.109
$N=25$	1.032	1.060	1.041	1.089
$N=35$	1.037	1.058	1.136	1.162

Tabella 3.3.2: PoS e PoA per topologie di WMN con 4 AP, 9 MR e 4 GW al variare del numero di strategie per utente.

scenari precedenti, la qualità degli equilibri è ancora vicina all'ottimo. E' comunque apprezzabile un leggero aumento del PoS e PoA all'aumentare del numero di utenti e di strategie.

I valori ottenuti conducono quindi ad un risultato inaspettato: la soluzione all'equilibrio (minimo o massimo) è quasi identica alla soluzione ottima. La prima è il risultato di una competizione tra utenti, che scelgono autonomamente il percorso che garantisce loro costo minimo rispetto ad ogni altra possibile scelta. La seconda è invece il risultato di uno scheduling di tipo centralizzato, in cui ogni utente è forzato ad associarsi al percorso che minimizza il costo totale della rete. Sembra dunque lecito concedere agli utenti di associarsi al percorso che preferiscono, essendo l'equilibrio raggiunto molto simile in termini di costi alla soluzione ottima centralizzata. In aggiunta, in scenari realistici l'approccio centralizzato sembrerebbe estremamente difficile da implementare vista la natura intrinsecamente distribuita di una WMN.

3.3.2 Politiche di associazione a confronto

La strategia di accesso che conduce agli equilibri di cui sopra può essere raggiunta se gli utenti hanno informazione della 'condizione di interferenza' del percorso di routing che vogliono scegliere (contributo I_j^i della funzione costo). E' quindi necessaria della segnalazione che dai nodi di backbone si propaga verso gli AP della rete, e da qui agli utenti: bisogna infatti che gli utenti conoscano gli insiemi di interferenza dei nodi del percorso che scelgono, ed il numero di utenti che utilizzano percorsi interferenti (in altre parole è necessario che conoscano le strategie adottate dagli altri utenti). Nonostante questa politica di accesso risulti abbastanza complicata da implementare in scenari reali, è comunque interessante valutarne l'efficienza in relazione a politiche di accesso più 'pratiche' e comuni. Per politica di accesso

'pratica' si può intendere una strategia che richieda agli utenti la conoscenza di poche informazioni (al limite nulle) sullo stato della rete: quest'ultimi decidono quale AP utilizzare per l'accesso basandosi su metriche differenti rispetto alla funzione costo c_{ij} utilizzata fin'ora.

In seguito vengono presentate due nuove politiche di accesso: *Shortest-Path Association* e *Random Association*, elencate in ordine decrescente per quantità di informazione necessaria agli utenti per scegliere quale AP utilizzare per l'accesso.

- *Shortest-Path Association*: gli utenti scelgono, tra tutti gli AP a loro accessibili, quello che offre il percorso di routing più corto. Essendo la lunghezza dei percorsi misurata in termini di hop-count, il percorso scelto dal generico utente è quello a minimo hop-count.
- *Random Association*: gli utenti scelgono casualmente un AP, tra tutti quelli a loro accessibili.

La funzione costo relativa a ciascuna politica è molto semplice e *prescinde dalla scelta che gli altri utenti hanno effettuato per accedere alla WMN*. La differenza sostanziale con la funzione costo c_{ij} del gioco WMNAG è quindi la non-dipendenza dal contributo di interferenza I_j^i (per questo motivo tali strategie di accesso vengono definite 'interference agnostic'). Chiaramente, nonostante la non-dipendenza dal contributo di interferenza, una volta effettuato l'accesso con qualsiasi politica di accesso di cui sopra, l'utente occupa la risorsa radio e di conseguenza genera (e subisce) interferenza nei confronti (da parte) degli altri utenti. Quello che è importante valutare è quindi il costo di accesso *effettivo*, ovvero quello che comprende anche il contributo di interferenza, indipendentemente dalla politica di accesso adottata. Per far chiarezza sulla terminologia usata, d'ora in avanti ci si riferirà a *costo medio* per indicare la grandezza:

$$\text{costo medio} = \frac{\sum_{i \in \mathcal{U}} c_{ij}}{|\mathcal{U}|},$$

ovvero la somma dei costi di accesso c_{ij} di tutti gli utenti mediata sul numero di utenti. Sebbene siano calcolate con la stessa formula, non si confonda la *funzione costo* c_{ij} con il *costo* c_{ij} : la prima è utilizzata dagli utenti nel modello di gioco

3.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	30.67	48.57	59.27	88.71	117.71	116.91
Equilibrio migliore	30.78	48.72	60.01	89.63	118.65	117.31
Equilibrio peggiore	31.78	49.71	60.56	91.03	120.36	117.77
Shortest-Path Association	35.39	58.68	63.38	95.15	132.30	124.52
Random Association	41.44	64.41	81.74	112.54	144.69	146.35

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	23.14	42.82	63.42	75.64	80.50	132.49
Equilibrio migliore	23.17	43.02	64.11	76.58	81.19	133.32
Equilibrio peggiore	23.55	43.65	64.25	77.73	82.67	134.04
Shortest-Path Association	26.67	48.24	64.71	87.36	85.34	144.40
Random Association	34.13	53.32	88.74	109.06	97.87	201.36

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	27.45	44.1	49.54	78.91	100.70	126.02
Equilibrio migliore	27.63	44.90	49.86	79.11	101.04	127.42
Equilibrio peggiore	27.70	45.67	50.92	79.74	102.14	128.04
Shortest-Path Association	29.66	48.67	52.00	85.52	104.81	137.61
Random Association	32.46	53.87	63.64	110.1	141.09	152.92

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 3.3.3: Costo medio di accesso per utente al variare del numero di utenti e di politiche di accesso in topologie con 6,7 e 8 AP.

WMNAG per valutare quale percorso scegliere, mentre il secondo è calcolato in fase di post-processing per valutare il costo *effettivo* di accesso, qualunque sia stata la politica adottata.

Per valutare l'andamento del costo di accesso per utente sono stati impiegati gli stessi scenari utilizzati per il calcolo di PoS e PoA. Il costo medio per utente è riportato nelle Tabelle 3.3.3 al variare del numero di utenti e politiche di accesso. Si può notare come, fissata la politica di accesso, il costo medio per utente aumenta all'aumentare del numero di utenti in rete. Il risultato era prevedibile: la condivisione della medesima risorsa tra più utenti causa un aumento complessivo dell'interferenza che si ripercuote sul costo medio di accesso per ogni utente.

Il risultato più interessante deriva dal confronto delle diverse politiche di accesso, fissato il numero di utenti. Le due politiche *Shortest-Path* e *Random Association* hanno un costo di accesso maggiore rispetto a quello ottenuto nella soluzione agli equilibri: ciò è dovuto all'ignoranza da parte degli utenti riguardo la condizione di interferenza presente in rete, che li può condurre alla scelta di percorsi particolarmente congestionati e quindi 'costosi'. Si noti come, al diminuire del numero di informazioni di accesso conosciute dagli utenti, il costo medio aumenta. Passando dalla politica di accesso *Shortest-Path* (a massima informazione tra le due 'interference agnostic') a quella *Random* (a informazione zero) il costo medio per utente aumenta praticamente in ogni scenario considerato.

3.3.3 Scenari particolari

Nel paragrafo precedente è stato analizzato il gioco di associazione tra utenti utilizzando la funzione costo c_{ij} come metrica di accesso: i risultati ottenuti dalle simulazioni hanno evidenziato due importanti caratteristiche:

1. il gioco WMNAG ammette sempre almeno un equilibrio,
2. le soluzioni all'equilibrio sono simili tra loro e si accostano alla soluzione ottima in termini di qualità.

Per quanto detto nel paragrafo 3.2.3 un *weighted congestion game* può non ammettere l'esistenza di equilibri di Nash in strategie pure: con riferimento al problema di accesso in una WMN, deve quindi esistere qualche scenario di gioco in cui gli

utenti non trovano una disposizione all'equilibrio. Chiaramente i parametri che determinano una tale situazione sono molteplici: la topologia della rete, gli insiemi di interferenza dei nodi, la disposizione degli utenti e la funzione costo c_{ij} . Si consideri la tecnica fin'ora utilizzata per il calcolo dell'interferenza tra utenti nella funzione costo c_{ij} : l'ipotesi di omnidirezionalità delle antenne ha determinato una condizione di *interferenza simmetrica* tra nodi, ovvero se un nodo l interferiva con un nodo n , allora anche n interferiva con l . Dal lato utente, quindi, la totale interferenza sperimentata a causa della presenza di altri utenti ha sempre coinciso con la totale interferenza generata nei confronti di tali utenti⁵.

Per ricercare una particolare topologia in cui non esistano equilibri di Nash è conveniente abbandonare tale ipotesi, introducendo il concetto di *interferenza direzionale*, mai considerato fin'ora: un nodo l può interferire su un nodo n senza che n interferisca su l . La motivazione che spinge ad adottare questo approccio è la seguente: se percorsi di rete causano interferenza nei confronti di altri senza subirne altrettanta, si crea un'asimmetria di costo tra i vari percorsi, per cui alcuni di essi (quelli che la subiscono) risultano essere sempre più costosi rispetto ad altri (quelli che la generano). Se tale asimmetria coinvolge tutti i percorsi presenti in rete, allora gli utenti hanno sempre incentivo a cambiare strategia (scegliere un altro percorso), senza mai trovare una soluzione stabile soddisfacente (ovvero un equilibrio). Si noti come in scenari pratici sia comune trovare reti con interferenza asimmetrica, dovuta principalmente all'utilizzo di antenne settoriali che limitano il campo di propagazione del segnale.

Un esempio di gioco WMNAG privo di equilibri, che ha come scenario una WMN caratterizzata dalla presenza di *interferenza direzionale* è il seguente: si consideri la Figura 3.3.1a che rappresenta la vista dall'alto di una piazza e tre strade, in cui è presente una rete formata da 3 AP, 6 MR ed 1 GW. La rete offre copertura a due utenti (a , b), i quali possono scegliere quale AP utilizzare tra i tre disponibili. I MR 7,8 e 9 utilizzano antenne direzionali per raggiungere il GW 10, andando ad interferire con MR utilizzati da altri percorsi (coni blu). La topologia equivalente

⁵In realtà il fatto di considerare esclusivamente il traffico uplink, ha permesso di trattare GW ed AP in maniera diversa rispetto i MR, per cui quanto appena affermato non è del tutto corretto. Considerando però l'esiguo impatto che GW ed AP hanno nella determinazione complessiva dell'interferenza del percorso scelto da un utente, è possibile trascurare questa particolarità.

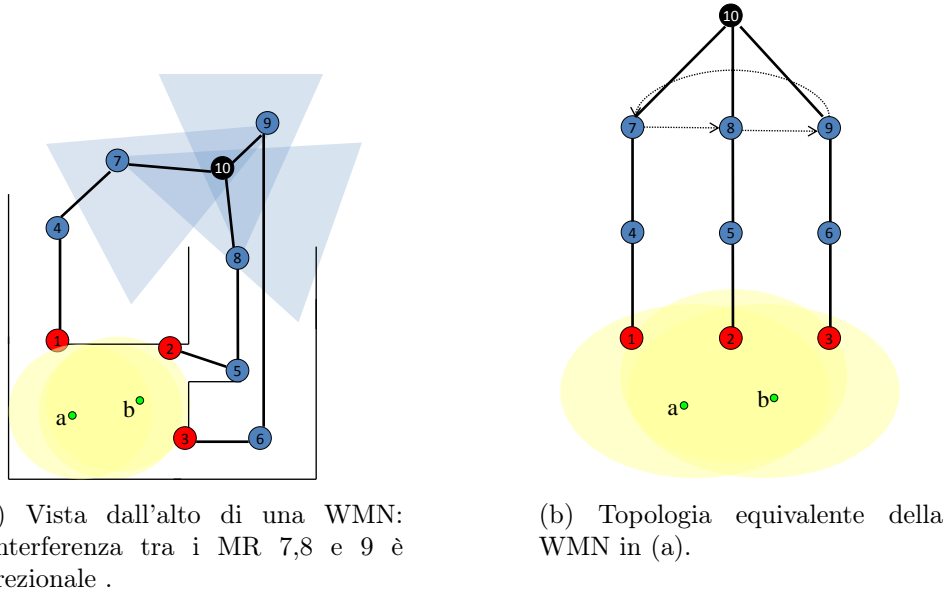


Figura 3.3.1: Esempio di WMN senza equilibri di gioco WMNAG.

per il calcolo del costo di accesso è raffigurata in Figura 3.3.1b; la direzionalità delle antenne è indicata attraverso l'uso di frecce orientate.

Se l'utente a seleziona l'AP 1 e l'utente b seleziona l'AP 2, i rispettivi costi di accesso sono:

$$c_{a1} = L_1 + I_1^a = 3 + 1 = 4,$$

$$c_{b2} = L_2 + I_2^b = 3 + 2 = 5.$$

L'utente b ottiene un costo di acceso maggiore di a , in quanto sperimenta l'interferenza direzionale di a sul MR 8: ha quindi incentivo a cambiare strategia poiché, se si aggancia all'AP 3, ottiene un costo dato da:

$$c_{b3} = L_3 + I_3^b = 3 + 1 = 4,$$

inferiore a 5. Una volta agganciatisi all'AP 3, l'utente b inizia a generare interferenza direzionale verso il percorso 1 (da MR 9 a MR 7), per cui l'utente a ottiene il nuovo costo di accesso:

$$c_{a1} = L_1 + I_1^a = 3 + 2 = 5.$$

A sua volta, l'utente a avrà incentivo a spostarsi verso l'AP 2, determinando quindi un ulteriore spostamento di b verso l'AP 1: gli utenti non giungono mai in una condizione di equilibrio, qualsiasi sia la strategia adottata.

La rete di cui sopra è stata proposta puramente a titolo esemplificativo, presentata con l'unico intento di mostrare come il gioco tra utenti potesse non convergere verso una soluzione. L'unica caratteristica che ha determinato l'assenza di equilibri è stata la presenza di nodi con interferenza direzionale, che ha determinato l'asimmetria di costo volutamente ricercata. Si noti come sia possibile derivare infinite topologie di rete con funzione costo asimmetrica, attraverso l'utilizzo opportuno di nodi con interferenza direzionale: può quindi essere affermato come la definizione di giochi di accesso a reti WMN con funzione costo asimmetrica possa facilmente condurre a soluzioni prive di equilibrio.

3.4 Applicazione del gioco WMNAG in scenari reali

Nei paragrafi precedenti è stato affrontato il problema dell'accesso ad una WMN utilizzando un modello teorico per il calcolo degli equilibri di rete. I risultati mostrati sono stati ottenuti da simulazioni di topologie test, generate in maniera casuale, al variare del numero di utenti e di AP. Queste topologie rappresentano in maniera fedele possibili implementazioni pratiche di reti mesh, garantendo quindi massimo realismo ai risultati presentati. Testare il modello su una reale topologia di WMN è comunque doveroso per confermare ciò che è stato appena affermato. A tal fine, in questo paragrafo viene riproposto il lavoro di simulazione in riferimento ad una topologia di rete mesh esistente, nota come rete TFA. Come affermato nel Capitolo 1, la diffusione delle WMN ha portato alla costruzione di molteplici reti a livello mondiale: la scelta di utilizzare la rete TFA come test pratico per l'applicazione dei modelli può essere giustificata con l'ampia disponibilità di dati necessari per il calcolo dei parametri richiesti dai modelli (topologia di rete, disposizione dei router wireless, caratterizzazione dell'ambiente di propagazione, etc.).

3.4.1 La rete TFA

La rete TFA è una rete wireless mesh situata nell'area urbana sud-est di Houston, Texas. Progettata dalla Rice University, in cooperazione con l'organizzazione non-profit Technology For All (TFA), fornisce accesso wireless a più di 4000 utenti, coprendo complessivamente circa 3 Km². Tali dati sono comunque da ritenersi provvisori, poiché la continua espansione della rete, mediante l'installazione di nuovi Access Point, garantirà presto copertura ad un'area ben più ampia.

La rete TFA è strutturata in un'architettura multistrato: un *strato di accesso* in cui utenti mobili e fissi possono connettersi agli Access Point della rete, uno *strato di backhaul* che interconnette in modalità multi-hop gli Access Point ed uno *strato di capacità* per scaricare parte del carico dei Gateway virtuali, fornendo banda aggiuntiva alla rete.

Nello specifico, è presente un unico Gateway cablato, collegato mediante una fibra a 100 Mbps alla rete Internet; tre Access Point svolgono la funzione di Gateway virtuali, ovvero, oltre a fornire copertura all'utenza, sono equipaggiati con dispositivi radio aggiuntivi che consentono la formazione di collegamenti wireless diretti con il Gateway cablato. Tali collegamenti, operano su canali diversi da quelli usati nello strato di backbone, garantendo un aumento complessivo della capacità della rete senza generare interferenza. In Figura 3.4.1 è riportata una fotografia satellitare dell'area in cui nasce la rete TFA; sono indicate le posizioni di tutti i dispositivi di rete ed i collegamenti che costituiscono lo strato di capacità. Si può individuare quindi il Gateway cablato (punto verso cui convergono i tre collegamenti) ed i tre Gateway virtuali. L'architettura a strati descritta, consente di fornire copertura a basso costo ad un'ampia area, essendo il numero di dispositivi cablati ridotto al minimo possibile. La topologia completa di rete è mostrata in Figura 3.4.2: sono visibili gli Access Point (nodi rossi), i Gateway (nodi neri) ed i collegamenti wireless che costituiscono la rete mesh.

L'ambiente che circonda la rete è principalmente composto da edifici residenziali di media altezza (da 5 a 7 metri) e vegetazione con altezza variabile fino a 20 metri. La posizione degli Access Point è stata studiata per garantire un'alta performance alla rete: posizionati a circa 10 metri di altezza ed equipaggiati con antenne a 15 dB, la maggior parte degli Access Point risulta essere in condizioni di LOS (Line Of

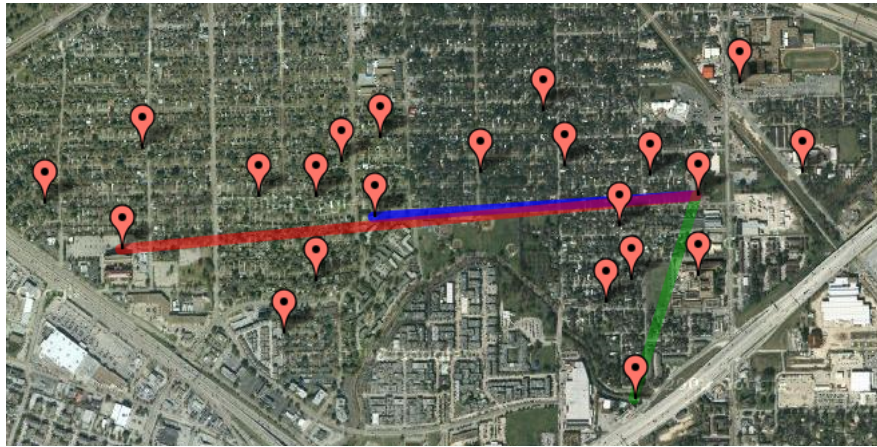


Figura 3.4.1: Posizione dei dispositivi wireless della rete TFA; sono evidenziati i collegamenti dello *strato di capacità* tra i Gateway virtuali ed il Gateway cablato.

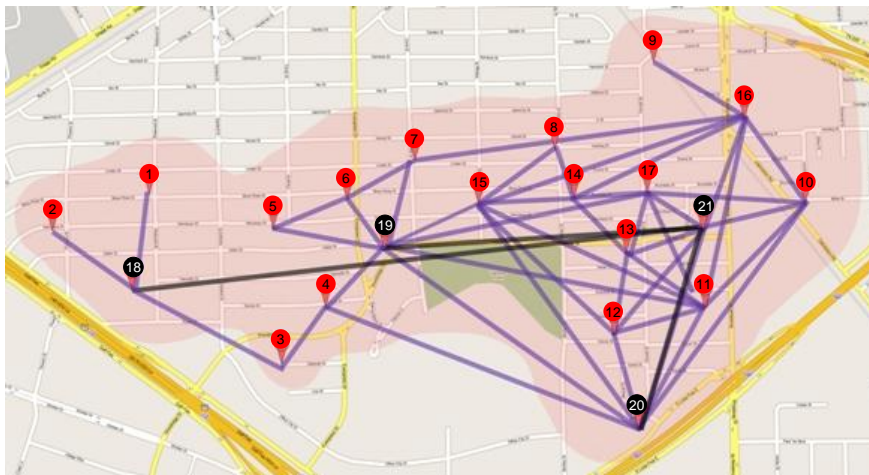


Figura 3.4.2: Topologia della rete TFA.

Sight) con gli altri. Ciò garantisce la possibilità di formare collegamenti multi-hop per raggiungere i Gateway, consentendo contemporaneamente di fornire una buona copertura in accesso agli utenti in termini di intensità di segnale.

Per la simulazione del modello di gioco WMNAG nella rete TFA sono stati considerati tre differenti scenari. Partendo dalla topologia base in Figura 3.4.2 è stato rappresentato il primo scenario di rete calcolando il cammino minimo da ogni AP verso il più vicino GW; in seguito, sono stati derivati altri due scenari con configurazione diverse di cammini minimi, ottenute ipotizzando la caduta di qualche link wireless causata da fenomeni variabili di attenuazione del segnale radio. Si noti come i tre GW virtuali trasmettano traffico verso il GW cablato, andando contro le ipotesi utilizzate per la costruzione del modello in cui viene considerato solo traffico uplink: in realtà tali trasmissioni non causano interferenza sugli altri nodi di rete in quanto effettuate su canali dedicati, per cui non è stato necessario apportare modifiche al modello presentato. Per ogni scenario è stato considerato il caso di 50 e di 75 utenti in accesso, posizionati casualmente e connessi potenzialmente ai due AP più vicini. A differenza delle reti generate casualmente, è stato introdotto un esiguo numero di utenti senza possibilità di scelta tra AP, cosa realisticamente plausibile vista l'ampia dimensione della rete.

Nelle Tabelle 3.4.1 sono riportati i valori numerici di PoS e PoA ottenuti dagli equilibri migliore e peggiore del gioco WMNAG nei tre scenari: i risultati sono simili a quelli ottenuti per le topologie generate casualmente, ovvero si nota come sia PoS che PoA si mantengano, in media, prossimi a 1, indipendentemente dal numero di utenti. Si nota comunque, per lo scenario 1 con 50 utenti, un valore di PoA leggermente sopra la media (+12.8% rispetto alla soluzione ottima).

Nelle Tabelle 3.4.2 sono riportati i costi medi di accesso per utente nei tre scenari, al variare del numero di utenti e di politiche di accesso. Anche qui, è possibile notare come i risultati siano perfettamente in linea con i costi di accesso relativi alle topologie generate casualmente: le politiche di accesso 'interference agnostic' conducono a costi di associazione maggiori rispetto alle soluzioni di equilibrio, ottenute utilizzando la funzione costo c_{ij} come metrica di accesso. La sostanziale differenza si può osservare esclusivamente nell'ordine di grandezza dei costi qua ottenuti, rispetto alle topologie generate con 55 e 65 utenti. La giustificazione all'evidente

3.4. APPLICAZIONE DEL GIOCO WMNAG IN SCENARI REALI

scenario 1	$N=50$	$N=75$
PoS	1.085	1.065
PoA	1.128	1.092

(a) Scenario 1.

scenario 2	$N=50$	$N=75$
PoS	1.000	1.011
PoA	1.012	1.018

(b) Scenario 2.

scenario 3	$N=50$	$N=75$
PoS	1.006	1.010
PoA	1.006	1.011

(c) Scenario 3.

Tabella 3.4.1: PoS e PoA per differenti scenari di rete TFA al variare del numero di utenti.

riduzione di costo può trovare spiegazione nella topologia della rete TFA, in cui gli AP sono quasi tutti connessi direttamente ad un GW: l'interferenza sperimentata dal generico utente è molto bassa vista la ridotta lunghezza dei percorsi di rete.

scenario 1	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	18.30	27.67
Equilibrio migliore	19.86	29.47
Equilibrio peggiore	20.64	30.20
Shortest-Path Association	21.08	30.92
Random Association	21.68	32.07

(a) Scenario 1.

scenario 2	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	25.70	51.81
Equilibrio migliore	25.70	52.37
Equilibrio peggiore	26.02	52.77
Shortest-Path Association	28.58	58.53
Random Association	32.08	60.87

(b) Scenario 2.

scenario 3	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	33.64	50.04
Equilibrio migliore	33.84	50.55
Equilibrio peggiore	33.84	50.59
Shortest-Path Association	33.88	52.08
Random Association	38.22	57.79

(c) Scenario 3.

Tabella 3.4.2: Costo medio di accesso per utente al variare del numero di utenti e di politiche di accesso per differenti scenari di rete TFA.

Capitolo 4

Estensioni dello scenario di gioco

La funzione costo c_{ij} introdotta nel Capitolo precedente, utilizzata per il calcolo del costo di accesso per utente, prescinde da parametri pratici legati alla tecnologia impiegata da una generica WMN: la funzione costo ed il modello iniziale proposto sono stati costruiti volutamente su base generale, per avere come ambito di applicazione una qualsiasi rete mesh che operi in condizioni di interferenza mutua. Si noti inoltre come la funzione costo possa essere applicata a scenari ancor più ampi delle reti wireless, in cui fenomeni di sfruttamento di risorse comuni scatenano processi di contesa da parte di utenti vari. In questo Capitolo viene proposto un'estensione del modello presentato, per includere due aspetti fondamentali che caratterizzano l'accesso ad una WMN:

1. **Introdurre una metrica pratica e realistica.** Volendo legare maggiormente il modello a scenari pratici esistenti, è necessario far riferimento a grandezze fisiche legate alle implementazioni comuni di WMN, che non sono state considerate nella funzione costo (3.2.1). Fin'ora il costo del singolo utente è stato ottenuto come somma di grandezze binarie (cardinalità di insiemi, etc.) che quindi prescindono da tutti quei fattori tecnologici che, in realtà, hanno impatto sul costo di accesso come, ad esempio, la velocità di trasmissione dei router, la qualità dei link wireless, la distanza tra nodi e le condizioni di propagazione del segnale radio.
2. **Includere lo strato di accesso.** Fin'ora è stato fatto riferimento esclusivamente allo strato di backbone wireless: il costo di accesso c_{ij} ha tenuto conto

dell'interferenza generata solo nello strato di trasporto wireless, e nulla è stato detto in merito allo strato di accesso. In realtà tale strato deve partecipare attivamente come contributo al costo di accesso totale della rete, in quanto, essendo anch'esso prettamente wireless, fa registrare fenomeni di contesa tra utenti 'vicini' per l'utilizzo del canale verso il medesimo AP.

4.1 Airtime come metrica per i link wireless

Nel Capitolo 2 è stato evidenziato come lo standard vincente in ambito WMN sia IEEE 802.11s. Per valutare la qualità di un link wireless lo standard propone la metrica 'radio-aware' definita Airtime, che considera il rate di trasmissione tra nodi e la probabilità di errore sul link come grandezze fondamentali per stimare la bontà del canale radio. Si ricorda che l'Airtime tra due nodi è così definito:

$$\text{Airtime} = \left(O_{ca} + O_p + \frac{B_t}{r} \right) \frac{1}{1 - e_{pt}}, \quad (4.1.1)$$

con O_{ca} e O_p parametri indicanti l'overhead di accesso e di protocollo (listati in Tabella 1.3.1), B_t lunghezza in bit di un test frame standard, r rate di trasmissione tra i nodi costituenti il link wireless e e_{pt} probabilità di errore del frame. La (4.1.1) è quindi specifica per la famiglia di dispositivi IEEE 802.11, facendo esplicitamente riferimento a parametri standard tipici dei protocolli IEEE 802.11a,b e g (O_{ca} , O_p , B_t e r). Al contrario, la probabilità di errore e_{pt} è legata alle condizioni di propagazione del segnale radio, ed è quindi correlata all'ambiente in cui viene implementata la WMN.

La metrica Airtime sembra dunque essere un'ottima soluzione per integrare la funzione costo (3.2.1) con un parametro pratico legato ai correnti standard di uso globale. Ovviamente l'introduzione della nuova metrica comporta una ridefinizione non solo della (3.2.1), ma anche di tutto il modello di programmazione lineare presentato nel paragrafo 3.2.4. Prima di procedere a tale ridefinizione, è però necessario formalizzare il calcolo preciso dell'Airtime, ovvero specificare come tutte le grandezze presenti nella (4.1.1) vengono calcolate per poter associare ad ogni link wireless il proprio Airtime di qualità.¹

¹Si ricorda che lo standard IEEE 802.11s non definisce come i nodi della rete debbano calcolare

4.1.1 Calcolo dell'Airtime per gli scenari di gioco

Si considerino le seguenti ipotesi:

- tutti i dispositivi sono equipaggiati con antenne omnidirezionali,
- tutti i dispositivi trasmettono alla massima potenza consentita,
- l'interferenza da altri sistemi radio è nulla,
- l'ambiente è caratterizzato da rumore termico ed elettronico.

Detta P_t la potenza trasmessa da un nodo, G_r e G_t i guadagni delle antenne riceventi e trasmettenti, $EIRP$ la potenza isotropica equivalente trasmessa ($EIRP = P_t G_t$), C il guadagno di canale, N la potenza di rumore termico ed SNR il rapporto segnale rumore, la potenza P_r ricevuta da un nodo, calcolata in dB è data da :

$$P_r = EIRP + G_r + C, \quad (4.1.2)$$

con

$$P_r = SNR + N. \quad (4.1.3)$$

Combinando la (4.1.2) con la (4.1.3) si ha che:

$$SNR = EIRP + G_r + C - N. \quad (4.1.4)$$

La potenza trasmessa massima consentita dalle norme europee vigenti (in termini di EIRP) è 100 mW ($EIRP = 20$ dBm). Inoltre, per ipotesi di omnidirezionalità delle antenne, si ha che $G_r = 0$ dB. La potenza di rumore N è data da:

$$N = KTB, \quad (4.1.5)$$

con K costante di Boltzmann ($K = 1.38065 \cdot 10^{-23} \text{JK}^{-1}$), T temperatura di rumore e B banda usata per la trasmissione. Ipotizzando un ambiente con temperatura di rumore pari a $T = 290$ K, ed essendo la banda di trasmissione dei canali di IEEE 802.11 pari a 22 MHz ($B = 73$ dB), dalla (4.1.5) si ha che $N = -101$ dBm.

i parametri presenti nella (4.1.1). Nella pratica essi vengono misurati dai nodi in tempo reale, e sono quindi variabili in funzione delle condizioni di propagazione del segnale. Tale approccio non può essere utilizzato in questo caso, in quanto il modello risolve topologie di rete fisse e definite.

4.1. AIRTIME COME METRICA PER I LINK WIRELESS

Detto η il coefficiente di propagazione, d la distanza tra i due nodi e λ la lunghezza d'onda della portante radio, il guadagno di canale C è ottenuto come :

$$C = \left(\frac{\lambda}{4\pi} \right)^2 \frac{1}{d^\eta}, \quad (4.1.6)$$

che in dB diventa:

$$C = 20 \log \left(\frac{\lambda}{4\pi} \right) - 10\eta \log(d). \quad (4.1.7)$$

La scelta del valore da attribuire a η deve tener conto dell'ambiente in cui è immersa la WMN. Tipicamente il coefficiente di propagazione assume valori compresi tra 2 (spazio libero) e 5 (forti attenuazioni da ambiente urbano); per il calcolo del modello di propagazione si è adottato $\eta = 3.6$, per cui la (4.1.7) diventa:

$$C = 20 \log \left(\frac{\lambda}{4\pi} \right) - 36 \log(d). \quad (4.1.8)$$

Per il calcolo della lunghezza d'onda λ , differenziando le portanti a 2.4 GHz (IEEE 802.11b,g) e 5 GHz (IEEE 802.11a), il primo termine della (4.1.8) diventa rispettivamente -40 dB e -46 dB.

Sostituendo tutti i valori trovati nella (4.1.4) si ricava l' SNR in funzione della distanza tra due nodi:

$$SNR_{2.4\text{GHz}} = 81 - 36 \log(d), \quad (4.1.9)$$

$$SNR_{5\text{GHz}} = 75 - 36 \log(d). \quad (4.1.10)$$

Una volta identificate le curve di SNR al variare della distanza tra nodi, per il calcolo della probabilità di errore e_{pt} nella (4.1.1) è necessario conoscere gli schemi di modulazione utilizzati dai dispositivi che compongono la WMN. In Tabella 4.1.1 sono riportate le principali caratteristiche trasmissive di IEEE 802.11a,b e g, con particolare riferimento agli schemi di modulazione adottati, alle tecniche di trasmissione sul canale radio ed al bit-rate raggiungibile. Noti gli schemi di modulazione, è possibile associare ad ogni valore di SNR , il corrispettivo *Bit Error Rate* (BER) per

4.1. AIRTIME COME METRICA PER I LINK WIRELESS

Standard IEEE 802.11	Modulazione	DSSS/OFDM	Bit-rate (Mbps)
b	DBPSK	DSSS	1
b	DQPSK	DSSS	2
b	CCK	DSSS	5.5
b	CCK	DSSS	11
a/g	BPSK	OFDM	6
a/g	BPSK	OFDM	9
a/g	QPSK	OFDM	12
a/g	QPSK	OFDM	18
a/g	16-QAM	OFDM	24
a/g	16-QAM	OFDM	36
a/g	64-QAM	OFDM	48
a/g	64-QAM	OFDM	54

Tabella 4.1.1: Versioni standard di IEEE 802.11 e relative caratteristiche.

il calcolo definitivo di e_{pt} . A tal fine è stato utilizzato il tool di MATLAB[®] BerTool, per caratterizzare le curve $BER - SNR$; in seguito, tali curve sono state opportunamente quantizzate per identificare intervalli discreti di SNR , da associare alle distanze tra nodi mediante la (4.1.9) e (4.1.10). Per i nuovi scenari simulati (descritti in seguito), sono stati utilizzati esclusivamente collegamenti standard IEEE 802.11a 54Mbps e IEEE 802.11g 12Mbps: in Figura 4.1.1 sono riportati i grafici quantizzati $BER - SNR$ per le modulazioni impiegate da tali standard.

Resta da definire il legame che sussiste tra il BER e la probabilità di errore sul frame e_{pt} : per semplicità di calcolo, viene ipotizzata la non-indipendenza dei bit componenti il test frame di lunghezza L bit, ovvero la ricezione errata di un bit comporta la ricezione errata di tutto il frame. Per questo motivo si ha che:

$$e_{pt} = BER. \quad (4.1.11)$$

Completata l'analisi del modello di propagazione è possibile associare un Airtime ad ogni link wireless di lunghezza d , come evidenziato dalla Tabella 4.1.2a e b.

L'Airtime rappresenta il tempo medio per cui un link wireless è occupato da un dispositivo (AP o MR) o da un utente per la trasmissione di un frame test: è sicuramente una misura più pratica ed indicativa, rispetto alla funzione costo c_{ij} utilizzata nel Capitolo 3, per valutare l'effettivo consumo della risorsa radio

4.1. AIRTIME COME METRICA PER I LINK WIRELESS

SNR [dB]	d [m]	BER	Airtime [μs]
[0,1]	[167,178]	$5,63 \times 10^{-2}$	$1,4664 \times 10^3$
[1,2]	[156,167]	$3,75 \times 10^{-2}$	$1,4383 \times 10^3$
[2,3]	[147,156]	$2,28 \times 10^{-2}$	$1,4166 \times 10^3$
[3,4]	[138,147]	$1,25 \times 10^{-2}$	$1,4018 \times 10^3$
[4,5]	[129,138]	$5,95 \times 10^{-3}$	$1,3926 \times 10^3$
[5,6]	[121,129]	$2,38 \times 10^{-3}$	$1,3876 \times 10^3$
[6,7]	[114,121]	$7,72 \times 10^{-4}$	$1,3854 \times 10^3$
[7,8]	[107,114]	$1,91 \times 10^{-4}$	$1,3846 \times 10^3$
[8,9]	[100,107]	$3,63 \times 10^{-5}$	$1,3844 \times 10^3$
[9,10]	[94,100]	$3,87 \times 10^{-6}$	$1,3843 \times 10^3$

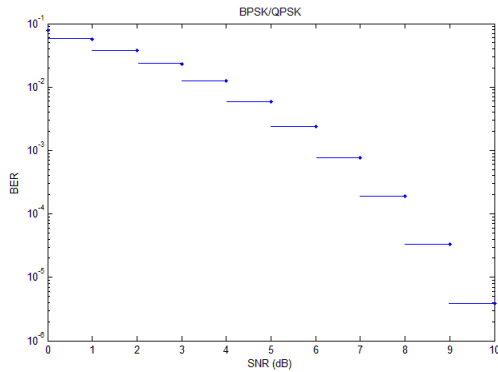
(a) IEEE 802.11g 12Mbps.

SNR [dB]	d [m]	BER	Airtime [μs]
[0,1]	[113,121]	$1,78 \times 10^{-1}$	$4,103 \times 10^2$
[1,2]	[106,113]	$1,57 \times 10^{-1}$	$4,001 \times 10^2$
[2,3]	[100,106]	$1,37 \times 10^{-1}$	$3,909 \times 10^2$
[3,4]	[94,100]	$1,18 \times 10^{-1}$	$3,826 \times 10^2$
[4,5]	[88,94]	$1,01 \times 10^{-1}$	$3,751 \times 10^2$
[5,6]	[82,88]	$8,38 \times 10^{-2}$	$3,681 \times 10^2$
[6,7]	[77,82]	$6,76 \times 10^{-2}$	$3,617 \times 10^2$
[7,8]	[73,77]	$5,23 \times 10^{-2}$	$3,559 \times 10^2$
[8,9]	[68,73]	$3,84 \times 10^{-2}$	$3,508 \times 10^2$
[9,10]	[64,68]	$2,65 \times 10^{-2}$	$3,465 \times 10^2$

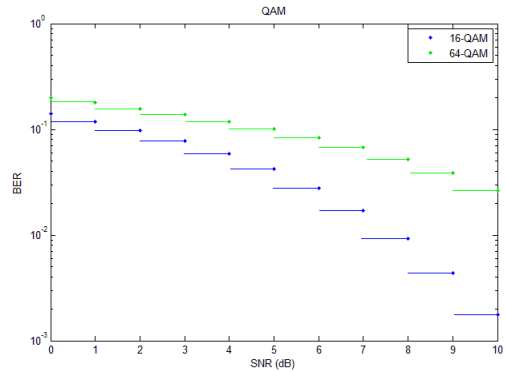
(b) IEEE 802.11a 54Mbps.

Tabella 4.1.2: Relazioni SNR-distanza-BER-Airtime per IEEE 802.11g 12Mbps e IEEE 802.11a 54Mbps nel modello di canale.

4.1. AIRTIME COME METRICA PER I LINK WIRELESS



(a) IEEE 802.11g 12 Mbps.



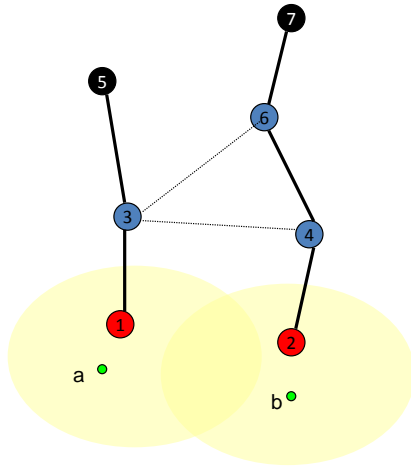
(b) IEEE 802.11a 54 Mbps.

Figura 4.1.1: Relazioni $BER-SNR$ per le modulazioni impiegate da IEEE 802.11g 12 Mbps e IEEE 802.11a 54Mbps.

da parte degli utenti che accedono ad una WMN. In aggiunta può essere legato direttamente alla misura dell'interferenza che il flusso di un utente transitante su un percorso sperimenta a causa della vicinanza con altri percorsi di routing attivi. Se prima l'interferenza sperimentata da ogni nodo l appartenente ad un percorso j utilizzato dall'utente i era semplicemente data dalla somma della cardinalità dei nodi appartenenti al suo insieme di interferenza, adesso, questa somma viene pesata con gli Airtime dei link che i nodi interferenti costituiscono con i next-hop (del loro percorso) per trasmettere traffico per gli altri utenti. Questo è infatti il tempo per cui i nodi interferenti occupano il canale utilizzato da i per servire i propri utenti. Si consideri ad esempio la rete in Figura 4.1.2: con riferimento al solo contributo di interferenza, il costo per l'utente a che si serve del percorso 1-3-5 è dato da :

$$I_1^a = T_{46} + T_{67},$$

dove T_{ln} rappresenta l'Airtime per il link costituito dalla coppia di nodi l, n . Infatti il MR 4 che interferisce con il MR 3 occupa il canale per un tempo pari a T_{46} , per la trasmissione di un frame di b ; anche il MR 6 interferisce con il MR 3, ma per un tempo pari a T_{67} . Con un ragionamento analogo si può mostrare come



(a) Rete di riferimento.

Nodo	Insieme di interferenza	Airtime
1	$\{\emptyset\}$	
2	$\{\emptyset\}$	
3	$\{4,6\}$	T_{46}, T_{67}
4	$\{3\}$	T_{35}
5	$\{\emptyset\}$	
6	$\{3\}$	T_{35}
7	$\{\emptyset\}$	

(b) Insiemi di interferenza ed Airtime per la topologia di riferimento.

Figura 4.1.2: Calcolo dell'interferenza di backbone con Airtime.

l'interferenza per l'utente b che si serve del percorso 2-4-6-7 sia:

$$I_2^b = T_{35} + T_{35}.$$

4.2 Formulazione completa del gioco WMNAG

4.2.1 Lo strato di accesso

Nelle reti fin'ora trattate si è considerato esclusivamente la parte di backbone wireless per caratterizzare il costo di accesso di ogni utente. In realtà, si verifica una preliminare contesa per l'accesso alla rete al di fuori della parte backbone, in una regione che viene definita *strato di accesso*. In quest'area gli utenti condividono il mezzo wireless per ottenere accesso agli AP della WMN: tipicamente questa regione è separata dal backbone non in termini spaziali, ma in termini di portanti radio utilizzate per la trasmissione. Le stesse considerazioni fatte per la parte backbone valgono anche per la parte di accesso con la differenza che non sono più i dispositivi di rete ad interferire tra loro, bensì gli utenti stessi. Un utente ha dunque tanto interesse a scegliere percorsi di routing 'scarichi' (a basso costo di interferenza di rete backbone), quanto ad agganciarsi ad AP che stanno servendo pochi utenti (a basso

costo di interferenza di accesso). Chiaramente il costo appena introdotto viene considerato in termini di Airtime di accesso: i link che prima erano costituiti da coppie di nodi, adesso sono costituiti da coppie utenti-AP. Si noti inoltre, che un utente i non subisce interferenza di accesso solo da parte di quegli utenti che sono agganciati allo stesso AP k , ma potrebbe sperimentare interferenza da parte di utenti vicini all'AP k , che sono però agganciati ad un altro AP che lavora sullo stesso canale radio usato da k .

4.2.2 La nuova funzione costo

Il costo complessivo c_{ij}^{Air} che ogni utente i vuole minimizzare è, in conclusione, dato dalla somma di quattro contributi:

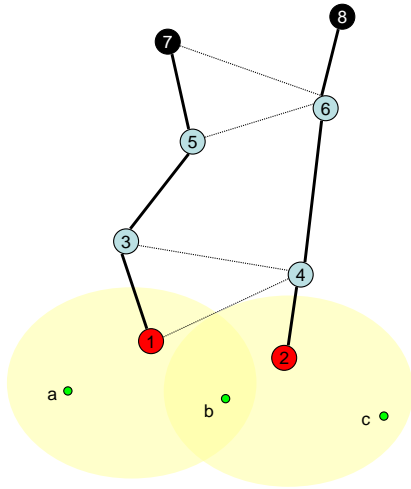
1. l'Airtime di connessione all'AP nello stato di accesso;
2. l'interferenza sperimentata nello stato di accesso, misurata in termini di Airtime;
3. la lunghezza del percorso (somma degli Airtime dei link componenti il percorso) verso il GW;
4. l'interferenza sperimentata nello stato di backbone, misurata in termini di Airtime.

I contributi 1. e 3. non dipendono dalle scelte fatte dagli altri utenti (quali percorsi hanno scelto), ma solo dalla scelta dell'utente i ; la somma di tali contributi è indicata nella funzione costo c_{ij}^{Air} con L_j^{Air} . I contributi 2. e 4. dipendono dalle scelte di tutti gli utenti; la loro somma è indicata nella funzione costo c_{ij}^{Air} con I_{ij}^{Air} , per cui:

$$c_{ij}^{Air} = L_j^{Air} + I_{ij}^{Air}. \quad (4.2.1)$$

Definita la (4.2.1), il gioco WMNAG che modella il problema di accesso in una WMN può essere ridefinito con la nuova funzione costo:

$$\text{WMNAG} = \langle \mathcal{U}, \{\mathcal{P}_i\}_{i \in \mathcal{U}}, \{c_{ij}^{Air}\}_{i \in \mathcal{U}, j \in \mathcal{P}_i} \rangle.$$



(a) Topologia di riferimento.

Nodo	Insieme di interferenza	Airtime
1	$\{\emptyset\}$	
2	$\{\emptyset\}$	
3	$\{4\}$	T_{46}
4	$\{1,3\}$	T_{13}, T_{35}
5	$\{6\}$	T_{68}
6	$\{5\}$	T_{57}
7	$\{6\}$	T_{68}
8	$\{\emptyset\}$	

(b) Insiemi di interferenza ed Airtime per la topologia di riferimento.

Figura 4.2.1: Calcolo completo del costo totale di associazione per utente.

Prima di presentare il modello di risoluzione del gioco WMNAG con la nuova funzione costo, viene proposto un esempio completo di calcolo di costo di associazione ad una WMN con 3 utenti (a , b e c), 2 AP, 4 MR e 2 GW (Figura 4.2.1).

L'utente a , essendo coperto esclusivamente dall'AP 1, è costretto ad agganciarsi ad esso e si serve dunque del percorso 1-3-5-7 per giungere al GW 7. Il primo contributo al costo totale dell'utente a è dato dalla somma di tutti gli Airtime per giungere al GW, ed è dunque:

$$L_1^{Air} = T_{a1} + T_{13} + T_{35} + T_{57}.$$

Il secondo contributo al costo dell'utente a dipende dalla posizione degli altri utenti all'interno della rete. Con riferimento allo strato di accesso, ipotizzando che l'utente b si agganci all'AP 2, quest'ultimo, durante la sua trasmissione, occupa anche il canale di a per un tempo T_{b2} in quanto è in visibilità con l'AP 1 (nell'ipotesi che i due AP operino sullo stesso canale). La presenza dell'utente c , agganciato all'AP 2, non influisce direttamente su a , in quanto c non disturba la trasmissione di a . Per la parte di backbone si procede individuando gli insiemi di interferenza di ogni nodo ed il relativo Airtime (Figura 4.2.1b). Quando l'AP 1 trasmette un

pacchetto per l'utente a , il nodo 4, appartenente al percorso 2 utilizzato dagli utenti b e c , interferisce con il nodo 3, next hop dell'AP 1. Tale nodo occupa il canale tra l'AP 1 e il nodo 3 per un tempo pari a $2T_{46}$ a causa della presenza di due utenti sul percorso 2. Utilizzando la stessa tecnica di calcolo per tutto il percorso 1, si ottiene che l'interferenza sperimentata dall'utente a nella parte di backbone è $2T_{46} + 2T_{68} + 2T_{68}$, che sommata a quella nella parte di accesso dà come risultato:

$$I_{a1}^{Air} = T_{b2} + 2T_{46} + 4T_{68}.$$

Il costo totale per l'utente a è dunque:

$$c_{a1}^{Air} = L_1^{Air} + I_{a1}^{Air} = T_{a1} + T_{13} + T_{35} + T_{57} + T_{b2} + 2T_{46} + 4T_{68}.$$

4.2.3 Modello di risoluzione del gioco WMNAG

In questo paragrafo viene presentato il modello di programmazione lineare per la risoluzione del gioco di associazione: esso deriva essenzialmente da quello presentato nel paragrafo 3.2.4 con l'introduzione del parametro Airtime e lo strato di accesso all'interno della funzione costo. I passaggi intermedi per la linearizzazione della funzione obiettivo vengono omessi in quanto riconducibili facilmente a quelli già discussi.

Le ipotesi assunte per costruire il modello sono le seguenti:

- tutti i link dello strato di backbone operano sulla stessa portante ed utilizzano un unico canale radio,
- nello strato di accesso tutti gli AP utilizzano la stessa portante e gli stessi canali radio,
- le due portanti dello strato di accesso e di backbone sono separate.

I parametri utilizzati sono:

- $s_{lj} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ appartiene al percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$

- $a_{lm} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ e il nodo } m \text{ interferiscono} \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- $d_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ può scegliere il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- Air_access_{ij} indica l'Airtime espresso in μs nello strato di accesso tra l'utente i ed il percorso (AP) j ,
- Air_back_{jlk} indica l'Airtime dei link dello strato di backbone: per ogni percorso j contiene l'Airtime espresso in μs tra il nodo l ed il suo next hop k all'interno del percorso,
- M numero grande: utilizzato per linearizzazione e vincoli di equilibrio,

mentre le variabili sono:

- $y_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ sceglie il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- I_i^{Air} indica l'interferenza totale misurata in termini di Airtime per l'utente i , ovvero la somma dell'interferenza nello strato di accesso e di backbone.

La funzione obiettivo per il calcolo della soluzione ottima è:

$$\min \sum_{i \in \mathcal{U}} \left(\sum_{j \in \mathcal{P}} \left(\sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} Air_back_{jnm} + Air_access_{ij} \right) y_{ij} + I_i^{Air} \right) \quad (4.2.2)$$

ed i vincoli:

$$I_i^{Air} \geq \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} s_{lj} a_{lm} y_{ru} Air_back_{umk} + \right. \\ \left. + Air_access_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) + M (y_{ij} - 1) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.2.3)$$

$$I_i^{Air} \geq 0 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (4.2.4)$$

$$\sum_{j \in \mathcal{P}} y_{ij} = 1 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (4.2.5)$$

$$y_{ij} \leq d_{ij} \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.2.6)$$

Per calcolare la soluzione all'equilibrio migliore (a costo sociale minimo) è necessario integrare la (4.2.2), (4.2.3), (4.2.4), (4.2.5) e (4.2.6) con i vincoli di equilibrio:

$$\begin{aligned} & M(y_{ij} + d_{ih} - 2) + \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} Air_back_{jnm} + Air_access_{ij} + \\ & + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} s_{lj} a_{lm} Air_back_{umk} + Air_access_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) \leq \\ & \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} Air_back_{hnm} + Air_access_{ih} + \\ & + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} s_{lh} a_{lm} Air_back_{umk} + Air_access_{ru} d_{rh} y_{ru} \right) \\ & \forall i \in \mathcal{U}, \forall j, h \in \mathcal{P} : h \neq j \end{aligned} \quad (4.2.7)$$

Per calcolare la soluzione all'equilibrio peggiore (a costo sociale massimo) è necessario sostituire la (4.2.2) e (4.2.3) rispettivamente con:

$$\max_{i \in \mathcal{U}} \sum_{j \in \mathcal{P}} \left(\sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} Air_back_{jnm} + Air_access_{ij} \right) y_{ij} + I_i^{Air} \quad (4.2.8)$$

e

$$I_i^{Air} \leq \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} s_{lj} a_{lm} y_{ru} Air_back_{umk} + \right. \\ \left. + Air_access_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) + M(1 - y_{ij}) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.2.9)$$

4.3 Simulazione ed analisi dei risultati

Seguendo lo stesso procedimento adottato nel Capitolo 3, il modello appena presentato è stato simulato su un ampio numero di scenari. Prima di passare alla discussione dei risultati ottenuti, vengono brevemente accennate le modifiche che sono state apportate al generatore di topologie WMN, per poter includere il parametro Airtime nella costruzione delle reti. Viene in seguito valutata la qualità degli equilibri attraverso l'analisi di PoS e PoA, per poi confrontare le diverse politiche di accesso introdotte nel paragrafo 3.3.2 in termini di costo medio per utente.

Il generatore utilizzato deriva fondamentalmente da quello già presentato per la costruzione delle topologie base; le modifiche principali riguardano l'introduzione del parametro Airtime in associazione ad ogni link wireless tra utenti ed AP e tra i nodi dello strato backbone. Le reti generate utilizzano lo standard 802.11g 12Mbps per lo strato di accesso e 802.11a 54Mbps per quello di backbone. Una volta posizionati casualmente i dispositivi di rete in un'area quadrata di lato L , viene associata ad ogni distanza tra coppie di nodi il relativo Airtime indicato in Tabella (4.1.2b); lo stesso procedimento avviene per le distanze tra utenti ed AP con riferimento alla Tabella (4.1.2a). I cammini minimi tra AP e GW sono costruiti utilizzando come metrica l'Airtime dei link di rete backbone.

4.3.1 PoS, PoA e valutazione delle politiche di associazione

Le topologie usate come scenari test sono composte da 10 MR, 3 GW, numero di AP variabile da 6 a 8 e numero di utenti N variabile da 15 a 65. La distanza massima di visibilità dei nodi componenti lo strato di backbone è $d = 121\text{m}$, il raggio che

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.002	1.003	1.003	1.005	1.001	1.003
PoA	1.005	1.005	1.004	1.007	1.002	1.004

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.003	1.002	1.002	1.004	1.005	1.002
PoA	1.005	1.003	1.004	1.005	1.007	1.003

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.004	1.005	1.006	1.001	1.001	1.003
PoA	1.009	1.007	1.008	1.002	1.002	1.004

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.3.1: PoS e PoA per topologie WMN con 6, 7, 8 AP al variare del numero di utenti.

determina l'area di copertura degli AP nello strato di accesso è $r = 178\text{m}$. Il lato L dell'area quadrata in cui vengono generate le reti varia al variare del numero N di utenti, mantenendo costante la densità $\frac{N}{L^2}$. Il numero medio di strategie per utente è 2.5. Tutti i risultati riportati sono mediati su 10 istanze differenti.

Come è possibile osservare dalle Tabelle (4.3.1), in tutti gli scenari considerati il PoS e PoA si mantengono prossimi a 1, indicando come le soluzioni all'equilibrio siano molto simili alle soluzioni ottime. Ciò era già stato evidenziato nel paragrafo 3.3.1 dall'analisi dei risultati del primo range di simulazioni: l'introduzione della metrica Airtime e dello strato di accesso non ha quindi alterato gli equilibri della rete. Il PoS massimo si è ottenuto nello scenario con 8AP/35 utenti, per cui la soluzione all'equilibrio minimo relativa si discosta dalla soluzione ottima dello 0.6%; il PoA massimo si è ottenuto nello scenario con 8AP/15 utenti, per cui la soluzione all'equilibrio peggiore relativa si discosta dalla soluzione ottima dello 0.9%. Anche per questi scenari non sembra esserci dipendenza dei valori PoS e PoA con il numero di AP e/o utenti, a conferma dei risultati già ottenuti nel paragrafo 3.3.1.

Nelle Tabelle 4.3.2 è riportato il costo medio per utente in termini di Airtime (misurato in ms), ottenuto nei medesimi scenari. Oltre alle soluzioni ottime e agli equilibri raggiunti con politica di accesso con funzione costo c_{ij}^{Air} , sono riportati i

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	16.092	27.790	36.994	46.333	56.715	63.143
Equilibrio migliore	16.120	27.873	37.112	46.549	56.767	63.354
Equilibrio peggiore	16.176	27.926	37.153	46.662	56.851	63.430
Shortest-Path Association	18.814	30.711	41.822	54.029	63.095	72.905
Closest Association	19.844	34.144	44.851	55.384	75.261	74.706
Random Association	20.171	35.648	49.549	62.006	66.736	85.116

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	14.114	24.578	36.519	40.214	54.146	58.626
Equilibrio migliore	14.164	24.642	36.607	40.404	54.432	58.739
Equilibrio peggiore	14.188	24.656	36.658	40.428	54.522	58.821
Shortest-Path Association	16.603	30.269	40.368	45.233	59.525	67.104
Closest Association	16.764	30.131	42.233	49.707	65.987	69.925
Random Association	19.082	32.828	47.927	60.030	71.306	75.052

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	12.955	20.969	28.640	34.977	47.224	49.108
Equilibrio migliore	13.006	21.076	28.816	35.017	47.280	49.283
Equilibrio peggiore	13.072	21.113	28.886	35.034	47.316	49.311
Shortest-Path Association	16.058	24.384	34.125	40.547	55.149	57.047
Closest Association	15.696	24.793	33.730	44.094	58.599	62.449
Random Association	18.609	26.156	38.143	50.418	63.981	65.929

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.3.2: Costo medio di accesso per utente in termini di Airtime [ms] al variare del numero di utenti e di politiche di accesso in topologie con 6,7 e 8 AP.

risultati ottenuti utilizzando le politiche di accesso 'interference agnostic' *Shortest-Path* e *Random Association*. Va precisato che con la strategia *Shortest-Path Association* gli utenti scelgono il percorso end-to-end minimo in termini di Airtime (e non di hop-count), ovvero quello per cui la somma degli Airtime dei link componenti il percorso è minima. Alle politiche di accesso presentate ne viene aggiunta una nuova, definita *Closest Association*: gli utenti si agganciano all'AP più vicino in termini di Airtime di connessione all'AP. Essendo lo schema di modulazione identico per tutti gli utenti, la *Closest Association* impone ad ogni utente l'aggancio all'AP meno distante, indipendentemente dal numero di utenti già associati a quell'AP e/o dall'interferenza totale.

I risultati ottenuti sono perfettamente in linea con quelli già discussi nel paragrafo 3.3.2:

- fissata la politica di accesso, il costo medio per utente aumenta all'aumentare del numero di utenti nella rete a causa della condivisione della medesima risorsa da parte di più entità,
- fissato il numero di utenti, la politica di accesso con funzione costo dipendente dall'interferenza mutua tra utenti è migliore di quelle 'interference agnostic'.
- tra le politiche di accesso 'interference agnostic', la *Shortest Path Association* conduce a costi medi minori rispetto alla *Closest Association*. La *Random Association* risulta essere la politica più inefficiente tra le tutte.

L'introduzione del parametro Airtime e dello strato di accesso nella WMN non ha quindi modificato i risultati già ottenuti. Indubbiamente gli ultimi scenari presentati modellizzano in maniera più fedele il problema di accesso in reti mesh reali, essendo costruiti sulla base di parametri pragmatici.

Si noti come la *Closest Association* rispecchi perfettamente la politica di accesso basata sul parametro RSSI (si veda il Capitolo 2). Erano già stati evidenziati gli svantaggi che una tale tecnica di accesso apportava sia dal lato rete che dal lato utente: i risultati qui presentati ne confermano l'alta inefficienza.

L'introduzione dello strato di accesso consente un'ulteriore analisi: pesare il contributo che lo strato di backbone ha sul costo medio totale. Si ricordi infatti che la peculiarità di una WMN risiede proprio nella presenza di uno strato di backbone

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	43.60	48.47	51.59	51.85	50.88	54.45
Equilibrio migliore	43.60	48.87	52.16	52.74	52.05	54.68
Equilibrio peggiore	43.53	48.64	52.06	52.68	51.98	54.64
Shortest-Path Association	45.61	48.87	50.74	51.63	49.59	53.59
Closest Association	47.74	52.13	55.79	55.96	54.58	59.45
Random Association	50.80	53.10	58.96	59.80	59.35	58.17

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	49.74	50.05	56.31	50.14	56.27	55.05
Equilibrio migliore	50.81	50.64	56.74	51.32	57.12	55.50
Equilibrio peggiore	50.73	50.66	56.55	51.28	57.08	55.45
Shortest-Path Association	48.29	49.37	54.69	49.41	54.74	51.23
Closest Association	51.78	54.75	59.27	54.43	60.17	43.04
Random Association	56.88	58.82	62.30	59.86	60.92	59.25

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	47.05	48.74	51.26	50.22	51.44	54.40
Equilibrio migliore	47.05	50.22	52.32	51.17	51.61	54.61
Equilibrio peggiore	46.91	49.98	52.23	51.22	51.59	54.57
Shortest-Path Association	46.48	47.46	50.58	51.65	51.94	52.94
Closest Association	50.69	49.48	53.22	53.90	56.05	59.19
Random Association	54.00	55.56	53.90	58.12	61.71	60.16

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.3.3: Percentuale della componente di costo di backbone sul costo medio totale per utente.

completamente wireless; si vuole quindi valutare l'impatto che lo strato di trasporto ha sul costo totale. Tale contributo considera sia il costo associato ai percorsi multi-hop, sia il costo di interferenza (del solo strato backbone). Nelle Tabelle 4.3.3 è riportata la percentuale del costo di backbone rispetto al costo complessivo per tutte le reti simulate, al variare del numero di utenti e di politiche di accesso. Si può notare come il costo di backbone sia poco più del 50% del costo medio totale, indipendentemente dal numero di utenti e di politiche di accesso adottate. Sembra quindi che il costo complessivo si ripartisca quasi equamente tra lo strato di accesso e lo strato di backbone. Il risultato sembrerebbe inaspettato vista la struttura di una WMN, composta per quasi la sua totalità da percorsi di routing interferenti. La giustificazione risiede nell'ordine di grandezza dell'Airtime utilizzato come metrica per i link wireless, differente per i due strati della rete: Osservando la Tabella 4.1.2a e b si nota come gli Airtime utilizzati nello strato di accesso siano in media 3.5 volte superiori a quelli utilizzati nello strato di trasporto, a causa delle diverse tecnologie trasmissive impiegate nei due strati. Appare chiaro quindi che, a parità di dimensione di Airtime dei singoli link, il costo di backbone sarebbe ampiamente maggiore rispetto a quello dello strato di trasporto, come è intuitivo che sia.

4.3.2 Interferenza di accesso e backbone a confronto

Per poter caratterizzare l'impatto che i costi relativi allo strato di accesso ed allo strato di backbone hanno sul costo totale del generico utente, è interessante analizzare il problema raffigurato in Figura 4.3.1.

Viene considerata una WMN in cui due percorsi (percorso 1 fisso e percorso 2 variabile in termini di hop) offrono connettività agli utenti verso due GW. 50 utenti vedono esclusivamente l'AP 1, 5 utenti vedono esclusivamente l'AP 2, 10 utenti (utenti centrali) vedono entrambi gli AP e possono quindi scegliere a quale agganciarsi. Gli Airtime di tutti i link, sia di accesso che di backbone sono uguali, pari a $350 \mu s$. La rete in questione è utilizzata per studiare i 'movimenti' degli utenti al variare del numero di hop del percorso 2, ovvero stabilire come cambiano le loro strategie di accesso.

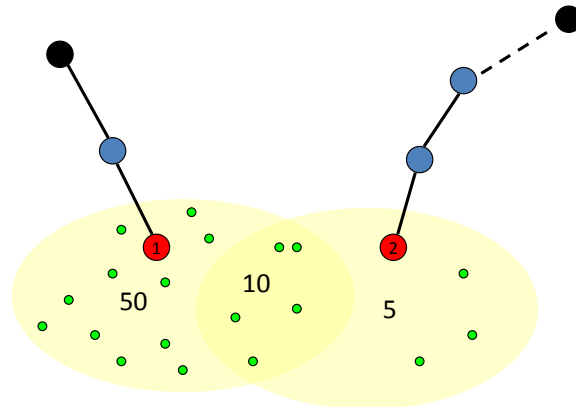


Figura 4.3.1: Interferenza di accesso e backbone a confronto: topologia di riferimento.

Lo scenario iniziale è quello di un elevato costo di accesso per il percorso 1 causato dalla presenza di 50 utenti, ed un basso costo di accesso per il percorso 2. Ci si aspetta dunque che, inizialmente, tutti i 10 utenti centrali si aggancino all'AP 2. All'aumentare del numero di hop del percorso 2, il costo di backbone del percorso aumenta (in particolare la mutua interferenza dovuta all'uso dello stesso percorso da parte di più utenti), a tal punto che gli utenti centrali iniziano a migrare verso l'AP 1. Questo andamento è confermato dai risultati riportati in Figura 4.3.2, in cui è riportato il numero di utenti centrali agganciati ai due AP, al variare del numero di hop del percorso 2: soltanto quando il percorso 2 è costituito da 15 hop nessun utente centrale rimane agganciato all'AP 2, preferendo ad esso l'AP 1. In Figura 4.3.3a è riportato il costo medio dello strato di accesso relativo ai due AP: si nota l'alto costo dell'AP 1 a causa della presenza dei 50 utenti fissi, ed il basso costo dell'AP 2 (solo 5 utenti fissi). Il costo dello strato di accesso si mantiene costante al variare del numero di hop del percorso 2, indicando come non dipenda dalle strategie adottate dagli utenti centrali: questo è dovuto al fatto che questi ultimi occupano contemporaneamente i canali di entrambi gli AP, indipendentemente da quale abbiano effettivamente scelto per l'accesso in rete. Al contrario il costo dei percorsi nella parte di backbone dipende dal numero di utenti che usano quel percorso (quindi dalla scelta degli utenti centrali) e dal numero di hop del percorso stesso. Inizialmente tutti i 10 utenti centrali scelgono il percorso 2 ma, all'aumentare

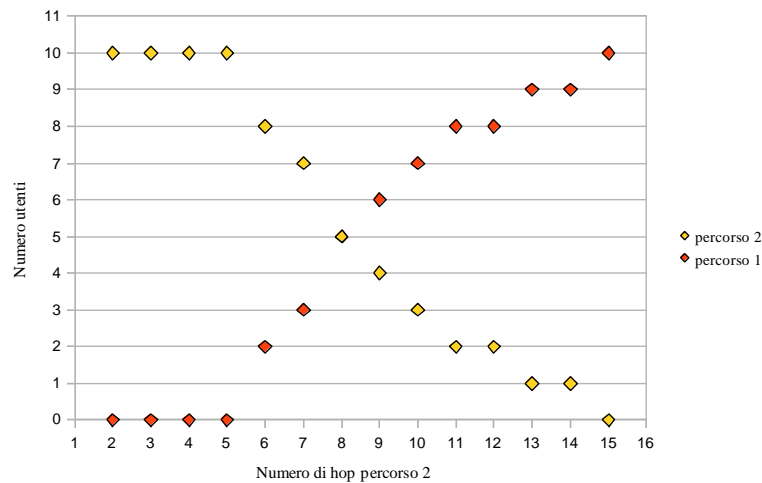
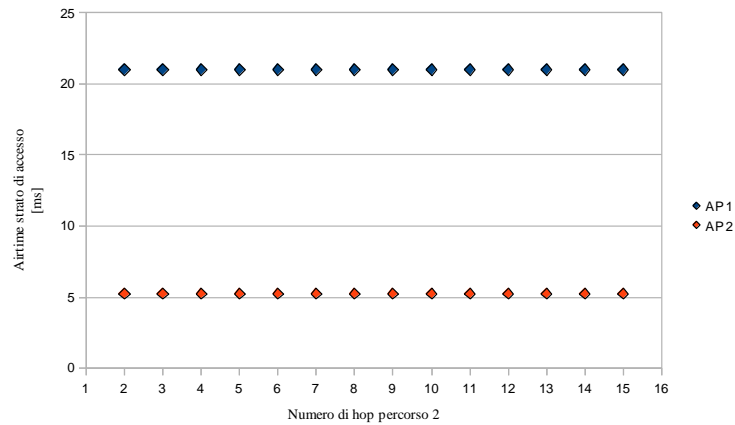
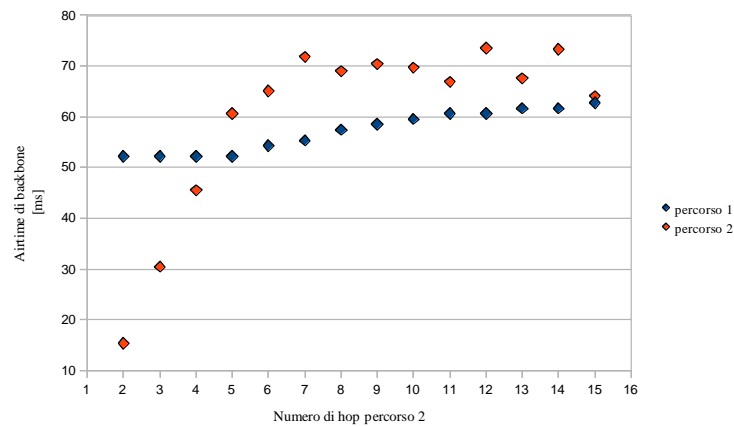


Figura 4.3.2: Numero di utenti centrali sul percorso 1 e 2 al variare del numero di hop del percorso 2.

del numero di hop di tale percorso, il costo di backbone aumenta drasticamente fino a spingere gli utenti a cambiare scelta di percorso. In Figura 4.3.3b è riportato il costo medio di backbone per i due percorsi: per il percorso 2, l'aumento iniziale di hop causa un evidente aumento di costo, rafforzato dalla presenza fissa di tutti i 10 utenti centrali. Le oscillazioni che si notano dal settimo hop in avanti sono giustificate dalla migrazione di utenti verso il percorso 1, che compensa parzialmente l'aumento di costo dovuto all'aumento di hop nel percorso. Viceversa nel percorso 1 il costo iniziale rimane fisso in quanto il numero di utenti posizionati su di esso è costante, mentre il graduale spostamento di utenti dal percorso 2 al percorso 1 causa un incremento di interferenza su tale percorso, raggiungendo il suo massimo quando tutti gli utenti centrali si posizionano sul percorso 1.



(a) Costo medio per utente relativo allo strato di accesso.



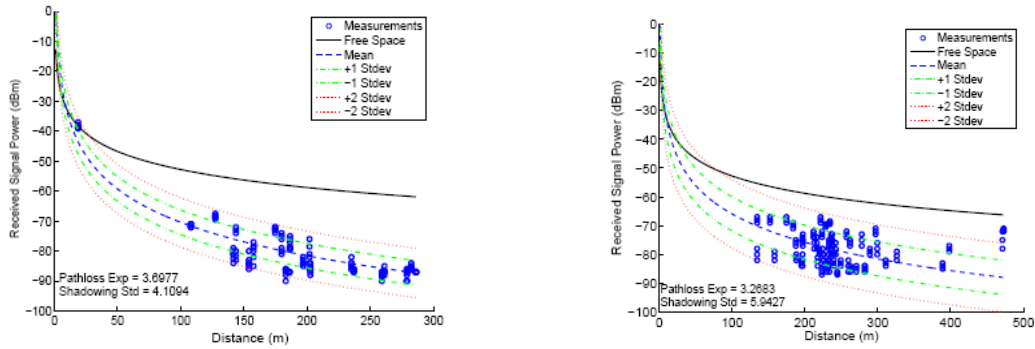
(b) Costo medio per utente relativo allo strato di backbone.

Figura 4.3.3: Costo medio di accesso per utente relativo alla scelta di associazione (AP 1 oppure AP 2) al variare del numero di hop del percorso 2.

4.3.3 Airtime e strato di accesso nella rete TFA

Analogamente a quanto fatto nel Capitolo 3, dopo la simulazione del modello di gioco sulle topologie generate casualmente, si vuole riproporre la caratterizzazione degli equilibri e la valutazione delle politiche di accesso 'interference agnostic' sulla topologia della rete TFA, introducendo lo strato di accesso ed individuando gli Airtime dei link di connessione.

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI



(a) Dati empirici e predizioni teoriche della potenza ricevuta in funzione della distanza per i link di accesso.

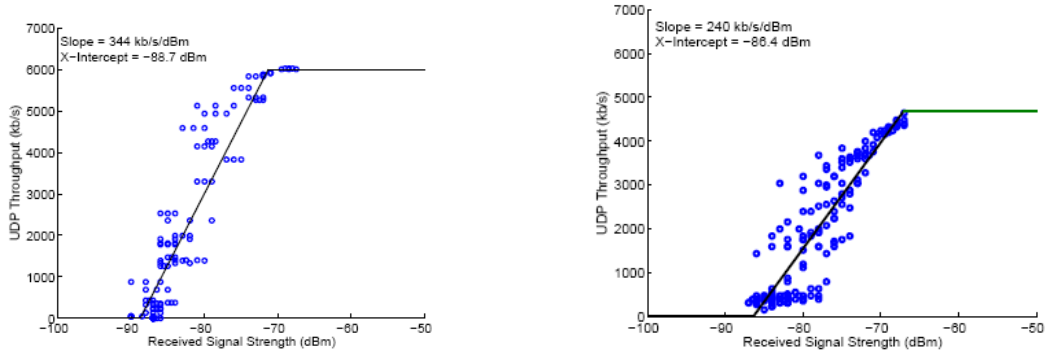
(b) Dati empirici e predizioni teoriche della potenza ricevuta in funzione della distanza per i link di backbone.

Figura 4.3.4: Caratterizzazione dei canali di accesso e di backbone della rete TFA.

Partendo dalla topologia di rete in Figura 3.4.2, è necessario associare ad ogni link wireless (di accesso e di backbone) la metrica Airtime. Nel paragrafo 4.1.1 è stata descritta ampiamente la metodologia utilizzata per calcolare l’Airtime di un collegamento, conosciute le distanze, il bit rate di trasmissione e gli schemi di modulazione impiegati. Nonostante la validità del modello, per il calcolo degli Airtime della rete TFA è stato seguito un approccio relativamente differente: la disponibilità delle misure effettuate in fase di pianificazione della rete [31], ha consentito di utilizzare dati pratici più specifici all’ambiente in cui si innesta la rete TFA ed ai protocolli implementati.

In Figura 4.3.4 sono riportate le misure della potenza ricevuta dal generico utente (nello strato di accesso) e dal generico nodo mesh (nello strato di backbone) al variare della distanza. Si noti come i coefficienti di propagazione stimati siano diversi nei due strati: l’elevata posizione dei nodi consente collegamenti con visibilità diretta nello strato di backbone, da cui deriva un coefficiente di propagazione minore ($\eta = 3.26$) rispetto allo strato di accesso che invece soffre attenuazioni maggiori ($\eta = 3.69$). Il throughput nei link di accesso e di backbone è riportato in Figura 4.3.5 al variare dell’intensità del segnale ricevuto. E’ quindi possibile utilizzare i grafici presentati per associare ad ogni distanza il relativo livello di potenza, e da qui il relativo throughput; in aggiunta, la conoscenza dello standard di trasmissione utilizzato nella rete TFA (IEEE 802.11b 11Mbps) permette di ricavare la probabilità di errore e_{pt} ,

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI



(a) Throughput UDP misurato su link di accesso in funzione della potenza ricevuta.

(b) Throughput UDP misurato su link di backbone in funzione della potenza ricevuta.

Figura 4.3.5: Misure di throughput per i canali di accesso e di backbone della rete TFA.

necessaria per completare la lista di parametri da inserire nella (4.1.1) per il calcolo dell’Airtime. Note le coordinate dei nodi di rete [6], per il calcolo esatto delle distanze tra i nodi è stato utilizzato l’applicativo Google Maps Distance Calculator [32].

Gli scenari di gioco utilizzati per la rete TFA sono i medesimi discussi nel paragrafo 3.4.1, con l’introduzione del parametro Airtime e dello strato di accesso. La posizione degli utenti è stata opportunamente modificata in rispetto delle distanze ammissibili, ottenute dalla Figura 4.3.4a. I valori di PoS e PoA ricavati, sono mostrati nelle Tabelle 4.3.4: sebbene in media siano prossimi a 1, come si è sempre verificato, per la prima volta si nota come nello scenario 1, sia il PoS che il PoA differiscano dalla soluzione ottima per più del 10%. In questo scenario, quindi, tra tutti i possibili equilibri del gioco di associazione², il migliore ottenibile porta un aumento di costo per gli utenti non indifferente. I costi medi di accesso al variare delle politiche di associazione (Tabelle 4.3.5), confermano come la funzione costo ‘contention aware’ proposta, garantisca sempre maggiore qualità alle connessioni degli utenti, rispetto alle politiche ‘interference agnostic’. Si noti inoltre la differenza di costo tra le topologie qua proposte e quelle generate casualmente già analizzate

²Si sta facendo riferimento allo scenario con 50 utenti, poiché il fatto che PoS e PoA coincidano nello scenario con 75 utenti, implica l’esistenza di un unico equilibrio di Nash.

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

scenario 1	$N=50$	$N=75$
PoS	1.115	1.105
PoA	1.127	1.105

(a) Scenario 1.

scenario 2	$N=50$	$N=75$
PoS	1.073	1.068
PoA	1.075	1.069

(b) Scenario 2.

scenario 3	$N=50$	$N=75$
PoS	1.016	1.021
PoA	1.016	1.027

(c) Scenario 3.

Tabella 4.3.4: PoS e PoA per differenti scenari di rete TFA al variare del numero di utenti.

(Tabelle 4.3.2): l'utilizzo dello standard IEEE 802.11b 11Mbps per tutte le connessioni determina tempi di trasmissione molto più lunghi rispetto ai collegamenti a 54Mbps utilizzati per le reti generate casualmente. In aggiunta, l'elevato valore degli Airtime dei collegamenti è imputabile alla probabilità di errore e_{pt} qua utilizzata, ottenuta da una misura reale dell'ambiente di propagazione, in cui molteplici fattori (fenomeni di shadowing e multipath, interferenza da sistemi non-IEEE 802.11, etc.) contribuiscono al degrado della qualità del segnale radio.

4.3. SIMULAZIONE ED ANALISI DEI RISULTATI

scenario 1	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	233.23	339.40
Equilibrio migliore	260.12	374.97
Equilibrio peggiore	262.89	374.97
Shortest-Path Association	268.04	408.74
Closest Association	279.39	482.41
Random Association	294.66	486.81

(a) Scenario 1.

scenario 2	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	271.54	477.06
Equilibrio migliore	291.42	509.50
Equilibrio peggiore	291.96	510.23
Shortest-Path Association	336.94	531.60
Closest Association	343.65	536.63
Random Association	382.78	611.08

(b) Scenario 2.

scenario 3	$N=50$	$N=75$
Soluzione ottima	351.27	520.11
Equilibrio migliore	356.95	531.23
Equilibrio peggiore	356.95	534.25
Shortest-Path Association	357.36	599.73
Closest Association	380.48	620.90
Random Association	402.47	635.15

(c) Scenario 3.

Tabella 4.3.5: Costo medio di accesso per utente in termini di Airtime [ms] al variare del numero di utenti e di politiche di accesso per differenti scenari di rete TFA.

4.4 Scenari multicanale

Partendo da uno scenario base di WMN è stata definita una funzione costo per utenti basata essenzialmente su un conteggio discreto di link. In seguito è stato introdotto il parametro Airtime come metrica dello stato di qualità di un link wireless, congiuntamente all'espansione della WMN fino allo strato di accesso. Entrambi gli scenari presupponevano l'esistenza di un'unica portante radio (separata per la parte di accesso e di backbone) e l'utilizzo di un unico canale all'interno di tale portante.

In scenari pratici esistenti, tuttavia, le WMN implementate costituiscono al loro interno collegamenti wireless su diversi canali: questo viene esplicitamente permesso dagli standard di uso, in quanto comporta un'evidente riduzione dell'interferenza globale e quindi un aumento della qualità del servizio offerto. La possibilità di usare diversi canali richiede comunque dispositivi di rete più 'intelligenti', capaci di selezionare con i propri nodi vicini il canale più appropriato per la comunicazione: questo approccio consente di equipaggiare i router con un'unica interfaccia radio, che utilizza dinamicamente differenti canali. Una soluzione diversa è quella di equipaggiare i router con più interfacce radio, che simultaneamente utilizzano canali diversi non interferenti per i collegamenti con i nodi vicini: rispetto alla precedente richiede l'installazione di hardware aggiuntivo, consentendo però l'utilizzo contemporaneo di tutti i canali disponibili, con conseguente aumento di capacità.

4.4.1 Gioco di associazione in scenari multicanale

In questo paragrafo viene presentato un'ulteriore estensione del modello del paragrafo 3.2.4, introducendo l'utilizzo simultaneo di più canali da parte di ogni dispositivo di rete costituente la rete di backbone. Mantenendo valido il concetto di *insieme di interferenza* per ogni nodo, va notato come esso vari a seconda dalla natura del canale utilizzato dal nodo, ovvero se utilizzato per la ricezione oppure per la trasmissione. In altre parole se un nodo l utilizza il canale k per ricevere traffico ed il canale h per trasmettere traffico (all'interno del proprio percorso di routing), sperimenta un'interferenza diversa dal caso in cui utilizzasse il canale h

per ricevere traffico ed il canale k per trasmettere traffico. Questo ragionamento vale nell'ipotesi (mai abbandonata) di considerare solo traffico uplink.

Dal lato utente la funzione costo rimane inalterata: il costo totale c_{ij}^{Ch} per l'utente i che sceglie il percorso j è dato da:

$$c_{ij}^{Ch} = L_j^{Ch} + I_{ij}^{Ch}, \quad (4.4.1)$$

dove L_j^{Ch} rappresenta l'Airtime impiegato per giungere al GW a rete scarica (contributo che non dipende dalla posizione degli altri utenti) e I_{ij}^{Ch} indica l'interferenza sperimentata da i nello strato di accesso e di backbone. Il gioco che modella il problema di associazione ad una WMN diventa quindi:

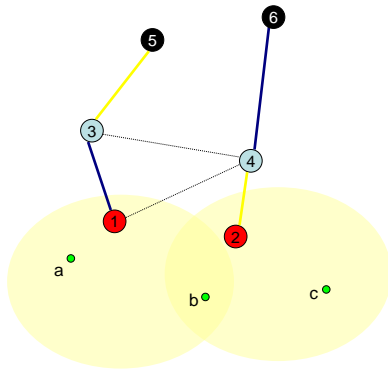
$$\text{WMNAG} = \langle \mathcal{U}, \{\mathcal{P}_i\}_{i \in \mathcal{U}}, \{c_{ij}^{Ch}\}_{i \in \mathcal{U}, j \in \mathcal{P}_i} \rangle.$$

Per comprendere le differenze che lo scenario multicanale ha apportato al calcolo della funzione costo, si consideri la rete in Figura 4.4.1a, in cui canali diversi sono indicati con colori diversi. Il percorso di routing offerto dall'AP 1 è 1-3-5, quello offerto dall'AP 2 è 2-4-6. Sono presenti 3 utenti (a, b e c): a può agganciarsi all'AP 1, b agli AP 1 e 2, c all'AP 2. Si consideri il costo totale c_{a1}^{Ch} dell'utente a che si aggancia all'AP 1: Il primo contributo al costo totale vale:

$$L_1^{Ch} = T_{a1} + T_{13} + T_{35}.$$

Ipotizzando che l'utente b si agganci all'AP 2, quest'ultimo, durante la sua trasmissione, occupa anche il canale di a per un tempo T_{b2} in quanto è in visibilità con l'AP 1 (nell'ipotesi che i due AP operino sullo stesso canale). La presenza dell'utente c , agganciato all'AP 2, non influisce direttamente su a , in quanto c non disturba la trasmissione di a . Per lo strato di backbone è necessario far riferimento agli insiemi di interferenza riportati in Figura 4.4.1b. Si nota come il MR 3 risenta dell'interferenza generata dal MR 4 in quanto il primo effettua la ricezione sullo stesso canale utilizzato dal secondo per la trasmissione di traffico degli utenti b e c (e che quindi occupa il canale per un tempo pari a $2T_{46}$). Si ha quindi che:

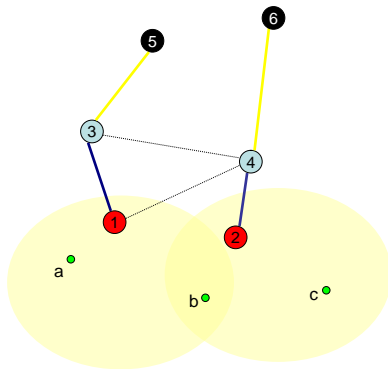
$$I_{a1}^{Ch} = T_{b2} + 2T_{46}.$$



(a) Topologia a.

Nodo	Insieme di interferenza	Airtime
1	$\{\emptyset\}$	
2	$\{\emptyset\}$	
3	$\{4\}$	T_{46}
4	$\{3\}$	T_{35}
5	$\{\emptyset\}$	
6	$\{\emptyset\}$	

(b) Insiemi di interferenza ed Airtime per la Topologia a.



(c) Topologia b.

Nodo	Insieme di interferenza	Airtime
1	$\{\emptyset\}$	
2	$\{\emptyset\}$	
3	$\{\emptyset\}$	
4	$\{1\}$	T_{13}
5	$\{\emptyset\}$	
6	$\{\emptyset\}$	

(d) Insiemi di interferenza ed Airtime per la Topologia b.

Figura 4.4.1: Calcolo completo del costo totale di accesso per utente in reti multicanale.

Il costo totale per l'utente a è dunque:

$$c_{a1}^{Ch} = L_1^{Ch} + I_{a1}^{Ch} = T_{a1} + T_{13} + T_{35} + T_{b2} + 2T_{46}.$$

Si noti come, fissata la topologia della rete, la disposizione dei canali influisca pesantemente sull'interferenza di backbone. In Figura 4.4.1c è rappresentata la stessa topologia di Figura 4.4.1a, in cui sono stati invertiti i canali del percorso 2; i nuovi insiemi di interferenza sono elencati in Figura 4.4.1d. L'interferenza di backbone per l'utente a è pari a 0, in quanto MR 3 del percorso 1 riceve sul canale 'blu', mentre l'unico nodo del percorso 2 potenziale interferente, ovvero il MR 4, utilizza il canale 'giallo' per la trasmissione. In questo caso, il secondo contributo al costo totale per l'utente a è dunque:

$$I_{a1}^{Ch} = T_{b2}.$$

4.4.2 Modello di risoluzione del gioco

Viene adesso presentato il modello di programmazione lineare per la risoluzione del gioco di accesso in uno scenario multicanale; i passaggi intermedi per la linearizzazione della funzione obiettivo vengono omessi in quanto riconducibili facilmente a quelli già discussi nei modelli precedenti.

Le ipotesi assunte per costruire il modello sono le seguenti:

- tutti i link dello strato di backbone operano sulla stessa portante ed utilizzano diversi canali radio tra quelli disponibili. L'insieme dei canali è indicato con \mathcal{CH} .
- nello strato di accesso tutti gli AP utilizzano la stessa portante e gli stessi canali radio,
- le due portanti dello strato di accesso e di backbone sono separate.

I parametri utilizzati sono:

- $s_{jlf} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ appartenente al percorso } j \text{ riceve sul canale } f \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$

- $a_{lm} = \begin{cases} 1 & \text{se il nodo } l \text{ e il nodo } m \text{ interferiscono} \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- $d_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ può scegliere il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- Air_access_{ij} indica l'Airtime espresso in μs nello strato di accesso tra l'utente i ed il percorso (AP) j ,
- Air_back_{jflk} indica l'Airtime dei link dello strato di backbone: per ogni percorso j contiene l'Airtime espresso in μs tra il nodo l ed il suo next hop k dovuto alla trasmissione sul canale f ,
- M numero grande: utilizzato per linearizzazione e vincoli di equilibrio,

mentre le variabili sono:

- $y_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{se l'utente } i \text{ sceglie il percorso } j \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$
- I_i^{Ch} indica l'interferenza totale misurata in termini di Airtime per l'utente i , ovvero la somma dell'interferenza nello strato di accesso e di backbone.

La funzione obiettivo per il calcolo della soluzione ottima è:

$$\min \sum_{i \in \mathcal{U}} \left(\sum_{j \in \mathcal{P}} \left(\sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} Air_back_{jfnm} + Air_access_{ij} \right) y_{ij} + I_i^{Ch} \right) \quad (4.4.2)$$

ed i vincoli:

$$I_i^{Ch} \geq \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} s_{jlf} a_{lm} y_{ru} Air_back_{ufmk} + \right. \\ \left. + Air_access_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) + M (y_{ij} - 1) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.4.3)$$

$$I_i^{Ch} \geq 0 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (4.4.4)$$

$$\sum_{j \in \mathcal{P}} y_{ij} = 1 \quad \forall i \in \mathcal{U} \quad (4.4.5)$$

$$y_{ij} \leq d_{ij} \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.4.6)$$

Per calcolare la soluzione all'equilibrio migliore (a costo sociale minimo) è necessario integrare la (4.4.2), (4.4.3), (4.4.4), (4.4.5) e (4.4.6) con i vincoli di equilibrio:

$$\begin{aligned} & M(y_{ij} + d_{ih} - 2) + \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} Air_back_{jfnm} + Air_access_{ij} + \\ & + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} s_{jlf} a_{lm} Air_back_{ufmk} + Air_access_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) \leq \\ & \quad \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} Air_back_{hfnm} + Air_access_{ih} + \\ & + \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} s_{hlf} a_{lm} Air_back_{ufmk} + Air_access_{ru} d_{rh} y_{ru} \right) \\ & \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j, h \in \mathcal{P} : h \neq j \end{aligned} \quad (4.4.7)$$

Per calcolare la soluzione all'equilibrio peggiore (a costo sociale massimo) è necessario sostituire la (4.4.2) e (4.4.3) rispettivamente con:

$$\max_{i \in \mathcal{U}} \sum_{j \in \mathcal{P}} \left(\sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{m \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} Air_back_{jfnm} + Air_access_{ij} \right) y_{ij} + I_i^{Ch} \quad (4.4.8)$$

e

$$\begin{aligned}
 I_i^{Ch} \leq & \sum_{\substack{r \in \mathcal{U} \\ r \neq i}} \sum_{u \in \mathcal{P}} \left(\sum_{l \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{AP})} \sum_{m \in (\mathcal{N} \setminus \mathcal{GW})} \sum_{k \in \mathcal{N}} \sum_{f \in \mathcal{CH}} s_{jlf} a_{lm} y_{ru} \text{Air_back}_{ufmk} + \right. \\
 & \left. + \text{Air_access}_{ru} d_{rj} y_{ru} \right) + M(1 - y_{ij}) \quad \forall i \in \mathcal{U}, \forall j \in \mathcal{P} \quad (4.4.9)
 \end{aligned}$$

4.4.3 Risultati numerici: equilibri e costi di associazione

Per la simulazione del modello per scenari multicanale è stata adottata la stessa tecnica utilizzata per lo scenario a singolo canale: sono state considerate WMN con 10 MR, 3 GW, numero di AP variabile da 6 a 8 e numero di utenti N da 15 a 65. Le posizioni dei dispositivi di rete e degli utenti sono state generate casualmente in un'area quadrata di lato L , mantenendo costante la densità $\frac{N}{L^2}$ ed in modo che ogni utente fosse nel raggio di copertura di almeno due AP. Le reti utilizzano per lo strato di backbone lo standard 802.11a 54Mbps e per lo strato di accesso lo standard 802.11g 12 Mbps. Ad ogni collegamento wireless tra utenti ed AP è associato un Airtime in funzione della distanza tra elementi, ricavato dalla Tabella 4.1.2a; lo stesso avviene per i link della rete backbone, utilizzando la Tabella 4.1.2b. Ad ogni link wireless della rete backbone è inoltre associato un canale scelto casualmente da un insieme di 4 canali in totale. I percorsi di routing tra AP e GW sono costruiti implementando l'algoritmo di Dijkstra, utilizzando come metrica l'Airtime dei link di rete. Tutti i risultati sono mediati su 10 istanze differenti.

Il PoS e PoA per le reti con 6,7 e 8 AP è riportato nelle Tabelle 4.4.1 al variare del numero di utenti. Si nota come essi si mantengano prossimi a 1 in ogni scenario considerato, indipendentemente dal numero di utenti presenti, indicando come le soluzioni all'equilibrio (migliore e peggiore) siano molto simili alla soluzione ottima centralizzata. Questo risultato si era verificato anche per le reti monocanale (paragrafo 4.3.1), per cui l'introduzione di diverse interfacce radio per i dispositivi di rete non ha alterato la qualità degli equilibri raggiunti.

Nelle Tabelle 4.4.2 è riportato il costo medio di accesso al variare del numero di utenti e di politiche di associazione, con riferimento alle politiche 'interference

4.4. SCENARI MULTICANALE

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.006	1.004	1.007	1.008	1.001	1.003
PoA	1.015	1.006	1.011	1.010	1.002	1.004

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.006	1.007	1.004	1.004	1.005	1.011
PoA	1.010	1.010	1.008	1.006	1.006	1.013

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
PoS	1.004	1.007	1.008	1.006	1.006	1.003
PoA	1.007	1.011	1.010	1.008	1.007	1.007

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.4.1: PoS e PoA per topologie WMN con 6, 7, 8 AP al variare del numero di utenti.

agnostic'. I risultati ottenuti rispecchiano l'andamento registrato nello scenario monocanale:

- fissata la politica di accesso, il costo medio per utente aumenta all'aumentare del numero di utenti nella rete a causa della condivisione della medesima risorsa da parte di più entità,
- fissato il numero di utenti, la politica di accesso con funzione costo dipendente dall'interferenza mutua tra utenti è migliore di quelle 'interference agnostic'.
- tra le politiche di accesso 'interference agnostic', la *Shortest Path Association* conduce a costi medi minori rispetto alla *Closest Association*. La *Random Association* risulta essere la politica più inefficiente tra le tutte.

In realtà è possibile osservare come, in parecchi scenari, la politica *Closest Association* conduca a costi di accesso inferiori rispetto la *Shortest-Path Association*: ciò è giustificabile considerando il differente peso del costo dello strato di accesso rispetto a quello dello strato di backbone, a causa dell'uso di Airtime di ordini di grandezza diversi per i due strati. Utilizzando la politica *Closest Association* gli utenti selezionano l'AP più vicino, generando minor interferenza nello strato di accesso (a causa

4.4. SCENARI MULTICANALE

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	13.268	21.551	27.940	36.477	39.575	48.629
Equilibrio migliore	13.352	21.628	28.153	36.757	39.604	48.778
Equilibrio peggiore	13.464	21.681	28.243	36.853	39.670	48.851
Shortest-Path Association	16.673	24.922	32.786	44.923	50.090	59.313
Closest Association	15.257	24.760	32.840	43.731	50.538	61.830
Random Association	17.398	30.016	36.229	47.900	60.832	86.405

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	11.044	18.020	24.308	30.605	37.624	45.584
Equilibrio migliore	11.113	18.157	24.412	30.718	37.800	46.081
Equilibrio peggiore	11.154	18.195	24.496	30.782	37.848	46.198
Shortest-Path Association	14.164	22.717	28.040	36.798	44.135	51.810
Closest Association	12.886	20.959	30.012	37.679	45.015	53.928
Random Association	14.617	25.152	33.021	43.671	53.418	61.611

(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	10.057	16.274	20.111	26.841	33.903	37.891
Equilibrio migliore	10.097	16.386	20.263	27.013	34.105	38.022
Equilibrio peggiore	10.127	16.450	20.322	27.061	34.148	38.161
Shortest-Path Association	12.564	20.231	25.394	30.325	41.880	44.322
Closest Association	13.007	19.337	23.954	32.532	41.493	45.670
Random Association	14.646	20.794	28.188	37.397	48.759	56.816

(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.4.2: Costo medio di accesso per utente in termini di Airtime [ms] al variare del numero di utenti e di politiche di accesso in topologie con 6,7 e 8 AP.

4.4. SCENARI MULTICANALE

6 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	37.03	41.46	40.35	37.51	34.13	40.68
Equilibrio migliore	38.00	41.97	41.97	38.58	34.33	41.56
Equilibrio peggiore	38.19	41.91	41.99	38.62	34.27	41.49
Shortest-Path Association	39.10	41.83	40.77	37.01	34.72	37.61
Closest Association	38.69	43.96	41.63	38.97	35.30	42.84
Random Association	42.12	51.85	47.50	45.56	40.21	50.21

(a) Topologie di WMN con 6 AP.

7 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	38.79	37.95	36.99	39.32	40.80	41.91
Equilibrio migliore	40.54	39.59	38.10	40.37	41.92	43.60
Equilibrio peggiore	40.69	39.51	37.97	40.27	41.88	43.48
Shortest-Path Association	40.80	38.20	35.72	38.89	42.00	41.25
Closest Association	40.39	37.05	41.37	40.20	43.08	44.03
Random Association	46.43	46.33	47.57	45.42	49.21	49.91

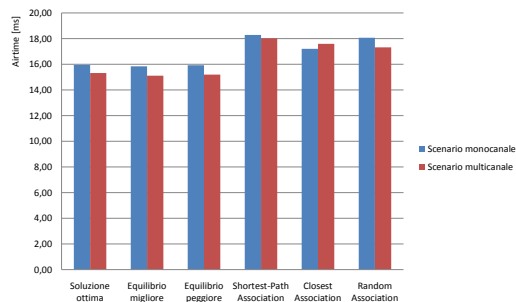
(b) Topologie di WMN con 7 AP.

8 AP	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$	$N=55$	$N=65$
Soluzione ottima	34.98	35.50	35.20	40.42	40.13	38.89
Equilibrio migliore	35.88	37.44	37.27	41.31	41.49	39.58
Equilibrio peggiore	35.95	37.59	37.31	41.23	41.46	39.60
Shortest-Path Association	34.88	35.42	36.05	40.80	40.25	41.02
Closest Association	36.13	35.10	35.91	43.71	41.44	42.56
Random Association	44.96	39.46	42.20	50.21	48.02	49.44

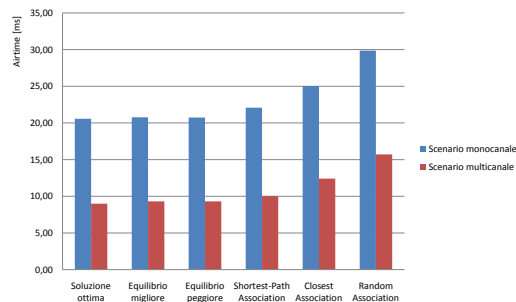
(c) Topologie di WMN con 8 AP.

Tabella 4.4.3: Percentuale della componente di costo di backbone sul costo medio totale per utente.

4.4. SCENARI MULTICANALE



(a) Costo medio per utente relativo allo strato di accesso.



(b) Costo medio per utente relativo allo strato di backbone.

Figura 4.4.2: Confronto tra scenario monocanale e multicanale per topologie con 7 AP e 35 utenti.

dei tempi di occupazione del canale ridotti) rispetto ad un'associazione *Shortest-Path*: avendo il costo dello strato di accesso un peso maggiore rispetto al costo dello strato di backbone, la riduzione dell'interferenza nello strato di accesso causa quindi una evidente diminuzione del costo totale per utente. Questa situazione non si era verificata nello scenario monocanale in quanto il costo dello strato di backbone rappresentava circa il 50% del costo totale, per cui la diminuzione dell'interferenza dello strato di accesso non comportava evidenti riduzioni del costo totale. E' invece possibile osservare dalle Tabelle 4.4.3 come nello scenario multicanale la percentuale di costo dello strato di backbone sia inferiore, oscillando in media intorno al 40%: ciò è dovuto principalmente all'introduzione di più canali radio nello strato di backbone, con una conseguente riduzione dell'interferenza in tale strato. A conferma di tale risultato, in Figura 4.4.2 sono messi a confronto i costi medi per utente dello strato di accesso e di backbone, ottenuti negli scenari monocanale e multicanale con 7 AP e 35 utenti, al variare delle politiche di accesso: l'introduzione di più canali per la rete backbone non ha impatto nel costo relativo allo strato di accesso (Figura 4.4.2a), al contrario causa una riduzione considerevole nel costo relativo allo strato di backbone (Figura 4.4.2b).

Capitolo 5

Competizione tra Access Point: un gioco leader/follower

La trattazione del problema di accesso ad una WMN come di gioco non cooperativo ha permesso di studiare le dinamiche di associazione degli utenti e valutarne le relative caratteristiche di costo. Il gioco proposto ha considerato esclusivamente gli utenti come giocatori attivi, in reciproca competizione per ottenere connettività a basso costo in termini di interferenza, all'interno di reti prefissate. In altre parole le reti mesh fin'ora considerate, sono servite esclusivamente come scenari di gioco statici e non ha partecipato attivamente alla determinazione degli equilibri. Lo step successivo al lavoro presentato nei Capitoli 3 e 4 consiste nel promuovere i dispositivi di rete a livello di giocatori attivi, ovvero in grado di adottare strategie per massimizzare i propri payoff. Chiaramente le scelte fatte da tali dispositivi hanno impatto sulle scelte di associazione degli utenti, con il risultato di creare dipendenza diretta tra le prime e le seconde: il problema può essere inquadrato definendo un opportuno gioco *multi-leader multi-follower*, per caratterizzare gli equilibri di rete ed i costi di accesso relativi.

In questo capitolo viene presentato il gioco multi-leader multi-follower applicato come estensione al problema di associazione degli utenti ad una WMN, definendo con precisione le classi di giocatori partecipanti e le relative strategie. L'obiettivo del lavoro è introdurre la rete come parte attiva nel sistema di gioco complessivo, valutando come le sue scelte influiscano su quelle degli utenti. Alla formalizzazione del

problema segue la descrizione della tecnica di risoluzione impiegata per la risoluzione del gioco e la caratterizzazione degli equilibri. Infine vengono riportati i risultati ottenuti da simulazione in scenari test.

5.1 Scenario di gioco multi-leader multi-follower

Le reti fin'ora considerate hanno utilizzato un set di percorsi di routing fissi da ogni AP verso i GW della rete. Tra tutti i possibili GW presenti ogni AP è stato connesso al più vicino (in termini di hop count oppure di Airtime) mediante un percorso multi-hop attraverso i MR della rete. Gli AP non hanno quindi mai avuto possibilità di scegliere il percorso verso un GW, bensì sono state forzate a connettersi al più vicino.

La nuova classe di giocatori introdotta è l'insieme di AP della rete. Ogni AP ha la possibilità di scegliere quale percorso di routing attivare tra tutti i cammini minimi verso i GW della rete. Ovviamente la scelta dei percorsi da parte degli AP ha impatto diretto con la strategia di accesso degli utenti: il costo di accesso per ogni utente cambia al variare della disposizione dei percorsi di routing nello strato di backbone. In altre parole la disposizione degli utenti in rete, ovvero la scelta dell'AP per l'accesso, non solo dipende dal processo di contesa con gli altri utenti, ma anche da quale percorso viene 'attivato' dal rispettivo AP. La scelta dei percorsi da parte degli AP non è casuale: l'obiettivo è quello di scegliere la strategia che 'attiri' il maggior numero di utenti possibili, a discapito degli altri AP. Nasce quindi un fenomeno di contesa tra i vari AP della rete per la relativa associazione da parte degli utenti. Si noti inoltre come la scelta di un percorso da parte di ogni AP non dipenda solo dalle scelte fatte dagli altri AP, ma anche dalla conseguente associazione degli utenti, ottenuta dal gioco WMNAG. Il payoff di ogni AP è dato dal numero di utenti connessi: la scelta di questa specifica funzione obiettivo può essere giustificata ipotizzando l'appartenenza di ogni AP ad un diverso operatore di rete, che ottiene introiti in base al numero di utenti serviti: si intuisce come ogni operatore voglia massimizzare il proprio profitto, attirando verso il proprio AP il maggior numero di utenti possibile.

Il problema complessivo può essere modellizzato da un gioco multi-leader multi-follower, caratterizzato dalla presenza di due classi di giocatori che perseguono obiet-

tivi diversi attraverso l'adozione di strategie diverse. Le due classi non solo si distinguono per la diversa natura delle loro azioni, ma anche per il ruolo gerarchico che assumono all'interno del gioco: i *leader* impongono preventivamente le proprie strategie mentre i *follower* rispondono di conseguenza. Nel caso in esame l'insieme degli AP forma la classe dei leader, l'insieme di utenti forma la classe dei follower. La scelta di associare gli AP alla classe dei leader dipende dalla natura del problema studiato: è la rete che determina le condizioni di accesso, fissando i percorsi di routing, per cui la classe di giocatori di livello superiore è necessariamente costituita dagli AP. La strategia di ogni giocatore non dipende soltanto dalla strategia adottata dagli altri giocatori di pari livello gerarchico, ma anche dalla strategia adottata dai giocatori dell'altro livello. In riferimento al problema di cui sopra la scelta del percorso da attivare da parte di un AP dipende da:

1. la scelta dei percorsi attivati da tutti gli altri AP,
2. la scelta di associazione fatta dagli utenti.

La scelta di quale AP utilizzare per l'accesso alla rete da parte degli utenti dipende da:

1. la scelta di associazione fatta da tutti gli altri utenti,
2. la scelta dei percorsi fatta dagli AP.

L'obiettivo dei giocatori è differente per le due classi:

1. ogni AP vuole massimizzare il proprio numero di utenti agganciati,
2. ogni utente vuole minimizzare il costo di accesso, definito dalla funzione c_{ij}^{Air} .

5.2 Formalizzazione del problema

Si consideri lo scenario di riferimento costituito da una WMN composta da AP, MR e GW ed un insieme di stazioni-utenti. L'insieme degli AP è dato da \mathcal{AP} , con $\mathcal{AP} = \{1, \dots, m\}$. Gli AP forniscono connettività agli utenti attraverso percorsi multi-hop verso i GW, composti da link tra MR della rete. Ogni AP ha la possibilità di scegliere quale percorso attivare, tra tutti i possibili cammini minimi verso i GW. In particolare:

5.2. FORMALIZZAZIONE DEL PROBLEMA

- la *strategia* di un AP j , S_j , (con $j \in \mathcal{AP}$) è il percorso di routing attivato verso un GW di rete,
- l'*insieme delle strategie* di un AP j , \mathcal{S}_j , è composto da tutti i percorsi di routing da j verso ogni GW di rete,
- lo *spazio di strategie* \mathcal{S} è l'insieme di tutte le possibili combinazioni di strategie adottate dagli AP, ovvero:

$$\mathcal{S} = \mathcal{S}_1 \times \mathcal{S}_2 \times \dots \times \mathcal{S}_m,$$

- il *profilo di strategie* del gioco è un elemento $S \in \mathcal{S}$, $S = (S_1, S_2, \dots, S_m)$, con $S_1 \in \mathcal{S}_1, \dots, S_m \in \mathcal{S}_m$,
- il payoff dell' AP j , $p_j(S, \text{WMNAG})$, è il numero di utenti associati a j in relazione al *profilo di strategie* S ed al risultato del gioco WMNAG definito nel paragrafo 4.2.2.

Ogni utente continua quindi a mantenere la funzione costo c_{ij}^{Air} come metrica di accesso alla rete, ovvero sceglie l'AP a cui agganciarsi per cui il costo di associazione c_{ij}^{Air} risulta minimo. La scelta dell'AP dipende dalla condizione di interferenza risultante dalla competizione WMNAG e dal percorso che l'AP ha attivato; il percorso attivato dall'AP dipende a sua volta da quali percorsi sono stati attivati dagli altri AP e dalla disposizione degli utenti in seguito al gioco WMNAG.

Il **Multi-Leader Multi-Follower Association Game** (MLMFAG) può essere formalmente definito come:

$$\text{MLMFAG} = \langle \mathcal{AP}, \mathcal{S}, \{p_j(S, \text{WMNAG})\}_{j \in \mathcal{AP}} \rangle,$$

in cui ogni AP j massimizza il proprio payoff $p_j(S, \text{WMNAG})$, scegliendo la strategia \bar{S}_j tale che:

$$\bar{S}_j = \arg \max_{S_j \in \mathcal{S}_j} p_j(S, \text{WMNAG}).$$

Il gioco MLMFAG appartiene alla classe dei *multi-stage game*: in particolare è identificabile come *multi-leader multi-follower game*, in cui la classe dei leader è composta dagli AP e la classe dei follower è composta dagli utenti. Lo svolgimento

5.2. FORMALIZZAZIONE DEL PROBLEMA

del gioco è caratterizzato dall'alternarsi di competizioni, prima tra i leader (gioco di primo livello) e poi tra i follower (gioco di secondo livello o *sottogioco*). La soluzione del gioco complessivo è raggiunta con l'identificazione di un *equilibrio perfetto per sottogiochi*: le strategie di tutti i giocatori di entrambe le classi sono in equilibrio *ovunque*, ovvero nessun giocatore ha incentivo a modificare la propria strategia unilateralmente (Nash) per ottenere payoff migliori (Figura 5.2.1).

Si noti come qualsiasi equilibrio del gioco MLMFAG rappresenti l'equilibrio ottimo dal punto di vista degli AP. La dimostrazione deriva dall'osservazione che la somma dei payoff degli AP è un valore costante, ovvero il numero totale di utenti della rete. Conseguentemente, dato un equilibrio del gioco MLMFAG, non può esistere nessun altro profilo di strategie che aumenti il payoff di un AP senza diminuire il payoff degli altri.

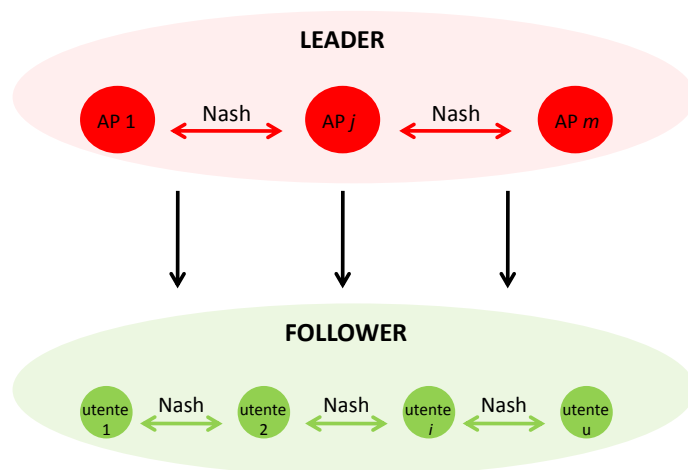


Figura 5.2.1: Schema del gioco MLMFAG.

Un'intuitiva rappresentazione per il gioco MLMFAG, in uno scenario composto 3 AP e 2 GW, è riportata in Figura 5.2.2: ad ogni nodo dell'albero è associata una possibile situazione del gioco, mentre ad ogni ramo è associata una possibile strategia a disposizione del giocatore. Ogni AP ha la possibilità di scegliere il percorso verso il GW 1 (P 1) oppure verso il GW 2 (P 2), per cui sono possibili 2^3 combinazioni di percorsi in totale, associate alle foglie dell'albero; ciascuna foglia inquadra, a sua volta, lo scenario per il gioco WMNAG tra gli utenti, in cui le strategie di tutti gli AP sono fissate. Nonostante la *rappresentazione ad albero* permetta di

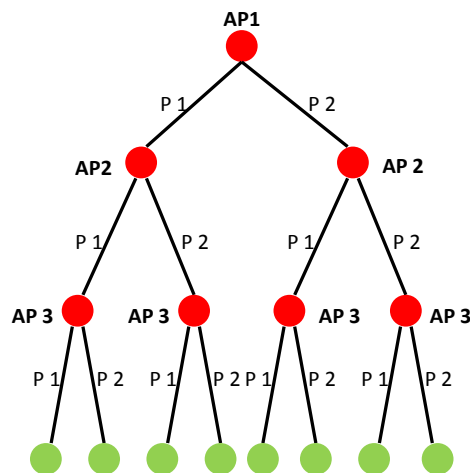


Figura 5.2.2: Rappresentazione ad albero del gioco MLMFAG con 3 AP e 2 GW.

evidenziare in maniera chiara tutti i possibili scenari di gioco (ed anche i relativi payoff dei giocatori), risulta poco maneggevole per determinare l'equilibrio globale: verrà quindi utilizzata la *rappresentazione in forma strategica* del gioco, introdotta nel paragrafo 5.3.1.

5.3 Risoluzione del gioco MLMFAG

In questo paragrafo viene presentata la tecnica utilizzata per risolvere il gioco MLMFAG e caratterizzarne gli equilibri. Prima di descrivere in dettaglio il procedimento utilizzato è necessario introdurre il concetto di *rappresentazione di gioco in forma strategica*, utilizzato, come si vedrà, per risolvere parte del gioco multi-leader multi-follower.

5.3.1 Giochi in forma strategica

Un gioco simultaneo è rappresentato in forma strategica usando una tabella di gioco che mette in relazione le scelte strategiche dei giocatori rispetto alle loro vincite. La tabella è costituita da celle che contengono i payoff dei giocatori per ogni profilo di strategie del gioco. L'ispezione delle celle della tabella procede determinando

		giocatore 1	
		strategia 1	strategia 2
giocatore 2	strategia 1	(1,8)	(3,4)
	strategia 2	(2,6)	(1,3)

Figura 5.3.1: Rappresentazione del gioco in forma strategica.

la migliore risposta di ciascun giocatore ad ogni scelta fatta dagli altri giocatori: ripetendo la procedura per ogni cella è possibile individuare, se esiste, un equilibrio (o più equilibri) del gioco.

Si consideri ad esempio un gioco composto da due giocatori (giocatore 1, giocatore 2), ciascuno dei quali può adottare due strategie (strategia 1, strategia 2). Indicando con la coppia (f_1, f_2) il payoff ottenuto rispettivamente dal giocatore 1 e dal giocatore 2, in funzione della strategia adottata da entrambi, la rappresentazione strategica del gioco assume la forma riportata in Figura 5.3.1.

Il giocatore 2 ha incentivo ad adottare la strategia 1 in quanto ottiene payoff migliori rispetto alla strategia 2, indipendentemente dalle scelte del giocatore 1 (da payoff di 6 e 3 ottenuti con la strategia 2 può ottenere payoff di 8 e 4 adottando la strategia 1) (Figura 5.3.2). Al contrario il giocatore 1 ha incentivo ad utilizzare la strategia 1 solo se l'utente 2 adotta la strategia 2 (da un payoff di 1 passa ad un payoff di 2), mentre ha incentivo ad utilizzare la strategia 2 solo se l'utente 2 adotta la strategia 1 (da un payoff di 1 passa ad un payoff di 3) (Figura 5.3.3).

Dall'esplorazione di tutte le celle si nota come l'unico equilibrio di Nash presente nel gioco sia quello per cui giocatore 1 e giocatore 2 adottano rispettivamente strategia 2 e strategia 1, con payoff (3,4).

		giocatore 1	
		strategia 1	strategia 2
giocatore 2	strategia 1	(1,8) ↑	↑ (3,4)
	strategia 2	(2,6) ↑	↑ (1,3)

Figura 5.3.2: Scelta di strategie da parte del giocatore 2.

		giocatore 1	
		strategia 1	strategia 2
giocatore 2	strategia 1	(1,8) ↑ →	↑ (3,4)
	strategia 2	(2,6) ↑ ←	↑ (1,3)

Figura 5.3.3: Scelta di strategie da parte del giocatore 1.

5.3.2 Separazione dei giochi tra leader e follower

Per poter risolvere il gioco MLMFAG con le tecniche della programmazione lineare è necessario separare i problemi delle due classi di giocatori. In altre parole, assumendo che le due classi di giocatori adottino le proprie strategie in step differenti, è possibile ridurre il complesso gioco multi-leader multi-follower ad un gioco a stadi bi-livello: il gioco tra follower si svolge in scenari in cui le strategie dei leader sono fissate, mentre il gioco tra leader tiene in considerazione la risposta dei follower alle strategie da adottare. Una volta risolti i problemi indipendentemente, la ricerca dell'equilibrio del gioco complessivo è condotta utilizzando la rappresentazione del gioco tra leader in forma strategica, utilizzando come payoff i risultati ottenuti dal gioco tra i follower; in questo modo la soluzione trovata soddisfa i requisiti di equilibrio di tutti i giocatori in quanto risultato di competizioni all'equilibrio in cui nessun giocatore di entrambe le classi ha incentivo a modificare la propria strategia.

In riferimento al problema trattato:

1. fissata la disposizione di percorsi in rete, viene risolto il gioco WMNAG tra gli utenti,

5.3. RISOLUZIONE DEL GIOCO MLMFAG

2. la soluzione all'equilibrio tra utenti porta alla determinazione del numero di utenti associati ad ogni AP,
3. i punti 1. e 2. vengono ripetuti per ogni possibile disposizione di percorsi in rete (scenari del gioco),
4. il numero di utenti associati agli AP in ogni scenario viene utilizzato come payoff per la rappresentazione in forma strategica del gioco tra AP,
5. la soluzione all'equilibrio tra AP determina la soluzione del gioco MLMFAG complessivo.

Si noti come l'equilibrio globale del gioco MLMFAG potrebbe non esistere anche solo in assenza dell'equilibrio tra utenti (calcolato al punto 2.), e non solo in assenza dell'equilibrio tra AP (calcolato al punto 5.). Si noti inoltre come l'assenza di un equilibrio tra AP non implichi necessariamente l'assenza dell'equilibrio del gioco complessivo: potrebbe infatti esistere un altro equilibrio a livello utenti, che comporta una modifica dei payoff degli AP in modo che la nuova configurazione risulti essere in equilibrio globale. In merito a questo caso si faccia riferimento all'esempio seguente.

Si consideri una WMN composta da 2 AP (AP 1, AP 2), 2 GW (GW 1, GW 2) e 7 utenti¹. L'AP 1 può quindi scegliere di attivare il percorso di routing verso il GW 1 (percorso 1-1) oppure verso il GW 2 (percorso 2-2); analogamente l'AP 2 può scegliere il GW 1 (percorso 2-1) o il GW 2 (percorso 2-2). Lo spazio di strategie per gli AP è quindi composto da quattro combinazioni di percorsi (quattro scenari di gioco). Si ipotizzi che, per ogni scenario, il gioco WMNAG tra utenti porti ad una ripartizione tra gli AP, indicata dai payoff in Figura 5.3.4a. E' possibile notare come gli AP non trovino un punto di equilibrio, avendo sempre incentivo a modificare strategia a seconda di quella adottata dall'altro AP. Si sarebbe indotti ad affermare che il gioco MLMFAG non ammette nessuna soluzione all'equilibrio. In realtà, ripetendo il gioco WMNAG nello scenario in cui l'AP 1 sceglie il percorso 1-2 e l'AP 2 sceglie il percorso 2-1, gli utenti potrebbero trovare un altro punto di equilibrio, differente dal primo, che determina una ripartizione tra AP in cui 2 utenti si agganciano all'AP 1 ed i restanti 5 all'AP 2. In questa nuova condizione,

¹Il numero di MR non conta ai fini dell'esempio.

		AP 1	
		Percorso 1-1	Percorso 1-2
AP 2	Percorso 2-1	(3,4)	(5,2)
	Percorso 2-2	(4,3)	(1,6)

(a) Risultato del gioco WMNAG che non porta ad un equilibrio per il gioco MLMFAG.

		AP 1	
		Percorso 1-1	Percorso 1-2
AP 2	Percorso 2-1	(3,4)	(2,5)
	Percorso 2-2	(4,3)	(1,6)

(b) Risultato del gioco WMNAG che porta ad un equilibrio per il gioco MLMFAG.

Figura 5.3.4: Rappresentazione in forma strategica del gioco MLMFAG.

l'equilibrio complessivo del gioco MLMFAG esiste, come si può facilmente verificare dall'ispezione delle celle di Figura 5.3.4b.

5.4 Simulazioni ed analisi dei risultati

In questo paragrafo vengono analizzati i risultati ottenuti dalla simulazione del gioco MLMFAG in diverse categorie di reti, caratterizzando la qualità degli equilibri individuati, per poi valutare l'impatto che la competizione tra AP ha avuto sul costo di associazione degli utenti.

La simulazione del gioco MLMFAG è stata effettuata su quattro categorie di reti, costituite rispettivamente da:

- due AP e due GW (2×2),
- due AP e tre GW (2×3),
- tre AP e due GW (3×2),

- tre AP e tre GW (3×3).

Il numero di MR è stato sempre tenuto pari a 5, mentre il numero di utenti N è stato fatto variare da 15 a 45. Le posizioni dei dispositivi di rete e degli utenti sono state generate casualmente in un'area quadrata di lato L , in modo da mantenere costante la densità $\frac{N}{L^2}$. La metrica utilizzata per le distanze tra nodi di rete e tra AP ed utenti è l'Airtime: lo strato di accesso utilizza la tecnologia 802.11g 12Mbps, lo strato di backbone utilizza la tecnologia 802.11a 54 Mbps, con portanti separate e singolo canale. Tutti i risultati sono il risultato di una media su 5 istanze differenti.

La tecnica di risoluzione impiegata per identificare gli equilibri globali del gioco MLMFAG è stata quella presentata nel paragrafo 5.3.2: per ogni rete sono stati risolti i GW^{AP} giochi WMNAG (con GW^{AP} cardinalità dello spazio di strategie degli AP) considerando tutte le combinazioni di associazione di percorsi tra AP e GW. I payoff degli AP ottenuti sono stati utilizzati per rappresentare il gioco MLMFAG in forma strategica e determinare gli equilibri globali.

5.4.1 Caratterizzazione degli equilibri

Per caratterizzare la qualità degli equilibri globali sono state considerate due misure:

1. il rapporto tra il costo totale degli utenti ottenuto all'equilibrio globale ed il costo totale degli utenti ottenuto dalla soluzione ottima locale : questa grandezza misura l'inefficienza della soluzione all'equilibrio rispetto la soluzione centralizzata per gli utenti, ottenuta utilizzando in rete la stessa disposizione di cammini.
2. il rapporto tra il costo totale degli utenti ottenuto all'equilibrio globale ed il costo totale degli utenti ottenuto dalla soluzione ottima globale, ovvero la migliore tra tutte le disposizioni di cammini in rete: questa grandezza misura l'inefficienza della soluzione all'equilibrio rispetto la soluzione centralizzata migliore possibile, in cui sia gli AP che gli utenti sono forzati ad adottare le strategie che minimizzano il costo globale.

Si noti che in merito alla caratterizzazione degli equilibri non è possibile far riferimento alle grandezze PoS e PoA, in quanto, dal lato utente, il gioco WMNAG è

	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$
2×2	1.005	1.000	1.004	1.006
2×3	1.013	1.006	1.007	1.001
3×2	1.025	1.001	1.014	1.004
3×3	1.004	1.003	1.002	1.005

Tabella 5.4.1: Rapporto tra equilibri globali e ottimi locali.

	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$
2×2	1.005	1.010	1.006	1.006
2×3	1.163	1.014	1.008	1.001
3×2	1.161	1.009	1.109	1.028
3×3	1.018	1.093	1.110	1.303

Tabella 5.4.2: Rapporto tra equilibri globali e ottimi globali.

stato risolto attraverso il raggiungimento di un qualsiasi equilibrio (non necessariamente il migliore od il peggiore), mentre dal lato AP, tutti gli equilibri hanno la stessa efficienza come già detto nel paragrafo 5.2.

In Tabella 5.4.1 sono riportati i risultati di caratterizzazione degli equilibri ottenuti con la prima misura utilizzata. E' evidente come essi si mantengano prossimi a 1, indipendentemente dalla topologia di rete e dal numero di utenti considerato. Mantenendo quindi gli stessi cammini che hanno determinato la soluzione di equilibrio globale, è possibile trovare una disposizione di associazione per gli utenti, migliore in termini sociali, che però si discosta di pochissimo dalla soluzione ottima (al massimo del 2.5% nello scenario con 3 AP e 2 GW). Si noti come la soluzione ottima locale determini una disposizione degli utenti in rete diversa da quella ottenuta all'equilibrio considerato, per cui anche i payoff degli AP cambiano: la soluzione ottima locale considerata non rappresenta quindi un punto di equilibrio per gli AP.

In Tabella 5.4.2 sono riportati i risultati ottenuti considerando la seconda metrica di valutazione: sebbene anche questi valori siano prossimi a 1, è possibile individuare qualche scenario di rete in cui la soluzione di equilibrio globale differisce per più del 10% dalla soluzione ottima globale. In questi scenari, quindi, il gioco tra AP ed utenti ha causato un aumento di costo complessivo per la categoria degli utenti, che si sarebbe potuto evitare, imponendo ad entrambe le classi di giocatori di adottare la strategia migliore per minimizzare l'interferenza totale. Si noti come per lo scenario

con 3 GW, 3 AP e 45 utenti, l'inefficienza dell'equilibrio sia pari al 30.3%, mentre raggiunga solo lo 0.5% con la prima misura adottata: in questo caso la soluzione centralizzata migliore possibile è estremamente differente da quella ottenuta con gli stessi percorsi di rete utilizzati per raggiungere l'equilibrio. In determinati scenari, la valutazione dell'efficienza di un equilibrio a parità di percorsi di rete può quindi risultare fuorviante.

	$N=15$	$N=25$	$N=35$	$N=45$
2×2	45.60	62.81	103.19	113.50
2×3	40.03	67.15	90.01	108.87
3×2	35.18	45.94	86.83	97.14
3×3	24.21	39.04	73.54	94.48

Tabella 5.4.3: Costo medio di accesso per utente in termini di Airtime [ms] all'equilibrio globale del gioco MLMFAG.

In Tabella 5.4.3 vengono riportati i costi medi di accesso per utente, ottenuti nella condizione di equilibrio globale. Si può apprezzare come, all'aumentare del numero di utenti, il costo medio cresca, a causa della condivisione del mezzo wireless da parte di più entità. Inoltre, a parità di numero di utenti, negli scenari con 2 AP viene raggiunto un costo di accesso maggiore rispetto a gli scenari con 3 AP: la presenza di un AP aggiuntivo consente infatti di scaricare parte del carico degli altri AP (e quindi dei rispettivi percorsi di rete), determinando una diminuzione dell'interferenza complessiva.

5.4.2 Impatto della competizione tra Access Point sugli utenti

L'introduzione del gioco tra AP permette di condurre un'ulteriore indagine: valutare che impatto ha avuto la possibilità di scelta di cammini da parte degli AP sul costo medio per utente. In altre parole si vogliono confrontare le soluzioni di equilibrio raggiunte, con gli equilibri che si sarebbero raggiunti tra utenti se non vi fosse stata competizione tra AP, ovvero se ogni AP avesse semplicemente attivato il cammino minimo verso il GW più vicino. Riutilizzando gli stessi scenari simulati, è stato quindi riproposto il gioco di associazione WMNAG, fissando in rete i cammini minimi

5.4. SIMULAZIONI ED ANALISI DEI RISULTATI

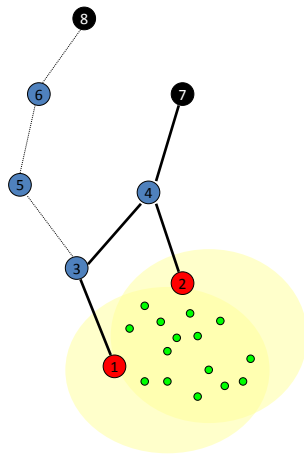
da ogni AP verso i GW, e determinando il costo medio di accesso per utente (Tabella 5.4.4).

	$N=15$		$N=25$		$N=35$		$N=45$	
2×2	54.33	+20.05%	62.87	+0.09%	103.17	-0.02%	114.14	+0.57%
2×3	38.28	-4.38%	68.03	+1.31%	90.95	+1.04%	108.88	+0.002%
3×2	34.21	-2.75%	47.53	+3.45%	107.00	+23.16%	98.61	+1.52%
3×3	26.89	+11.10%	36.05	-7.67%	72.82	-0.99%	72.84	-22.9%

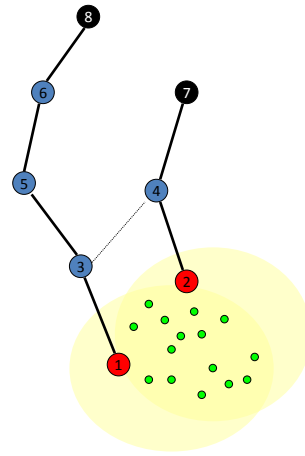
Tabella 5.4.4: Disposizione di cammini minimi in rete: costo medio di accesso per utente in termini di Airtime [ms] all'equilibrio e variazione percentuale rispetto al costo ottenuto dal gioco MLMFAG.

Osservando la variazione percentuale dei costi medi per utente rispetto a quelli ottenuti negli scenari di gioco MLMFAG, si nota come nella maggior parte degli scenari (10 casi sui 16 totali) la competizione tra AP abbia permesso di ridurre il costo medio di associazione per utente, rispetto alla scelta prefissata di cammini in rete; in queste situazioni, quindi, l'utilità degli utenti (qualità della connessione) è cresciuta grazie alla riduzione dell'interferenza verificatasi all'interno dello strato di backbone.

E' interessante osservare una topologia di rete (tra quelle simulate) in cui si verifica questo fenomeno: in Figura 5.4.1 è riportata una topologia appartenente alla categoria 2×2 con 15 utenti in accesso (per semplicità di presentazione non sono riportati gli Airtime associati alle connessioni). L'imposizione dei cammini minimi agli AP (Figura 5.4.1a) risulta sfavorevole per l'AP 1, in quanto il suo percorso è sicuramente peggiore in termini di Airtime rispetto a quello offerto agli utenti dall'AP 2: si ha infatti che tutti i 15 utenti si associano all'AP 2, con un costo medio pari a 38.49 ms. La competizione tra leader porta l'AP a scegliere il percorso verso il GW 8 (Figura 5.4.1b) che, sebbene più lungo, viene preferito da 3 utenti in quanto più scarico del percorso offerto dall'AP 2. In quest'ultimo caso il costo medio per utente è pari a 35.87 ms.



(a) Disposizione di cammini minimi per AP 1 ed AP 2.



(b) Disposizione di cammini all'equilibrio di gioco MLMFAG.

Figura 5.4.1: Scenario 2×2 con 15 utenti: confronto tra disposizioni di cammini.

Conclusioni

In questo lavoro è stata proposta l'analisi delle dinamiche di associazione ad una WMN in chiave teorica, modellizzando il problema di accesso alla rete come un gioco non-cooperativo tra utenti. E' stata definita un'opportuna metrica per caratterizzare il costo relativo all'associazione di un utente ad un dispositivo di accesso di rete, in relazione alle scelte effettuate da tutti gli altri utenti potenziali interferenti. Ciò ha permesso di studiare il comportamento egoistico degli utenti in merito alla loro scelta di associazione, determinando le soluzioni di equilibrio del gioco e derivando l'interferenza totale generata in rete, causa di degrado di qualità per tutti gli utenti. Confrontando tale soluzione con quella ottima, ottenuta imponendo agli utenti di selezionare il punto di accesso in modo che l'interferenza globale fosse minima, è stato possibile caratterizzare la qualità degli equilibri del gioco. Il tutto è stato valutato considerando una funzione costo 'base', poi rifinita per specifiche applicazioni in reti standard IEEE 802.11. I risultati numerici derivati in ogni scenario simulato hanno evidenziato come l'interferenza globale ottenuta nelle soluzioni all'equilibrio sia simile a quella ottenuta nella soluzione ottima, garantendo quindi come gli utenti riescano ad auto-organizzarsi per trovare una disposizione di accesso efficiente a livello sociale. In aggiunta è stato proposto un confronto, in termini di qualità di connessione raggiunta, tra la politica di accesso basata sulla metrica definita e le politiche di accesso 'interference agnostic' correntemente implementate negli standard esistenti: i risultati ottenuti hanno mostrato come le politiche di accesso che non considerano l'interferenza reciproca tra flussi di utenti in rete conducano a risultati assai peggiori rispetto a quelli ottenuti utilizzando la metrica di accesso 'contention aware' definita.

L'insieme di risultati raccolti permette di trarre importanti conclusioni riguardo il problema di accesso ad una WMN: utilizzando la metrica di accesso proposta si riesce a raggiungere una situazione tale per cui gli utenti sono individualmente soddisfatti della scelta di associazione fatta e, contemporaneamente, l'interferenza generata in rete è paragonabile a quella ottenuta pianificando l'associazione all'ottimo. In altre parole, è possibile consentire agli utenti di agganciarsi all'Access Point preferito, senza correre il rischio che tali scelte egoistiche compromettano l'efficienza dell'intera rete. La necessità di introdurre un controllo di rete centralizzato per guidare gli utenti verso la scelta migliore non pare giustificata dai risultati ottenuti, vista la sua complessità di implementazione. Chiaramente, per raggiungere questo risultato è necessario che gli utenti debbano calcolare con esattezza la funzione costo proposta, per cui tutte le informazioni sullo stato di occupazione dei percorsi di rete devono essere collezionate dai Mesh Router ed inviate agli Access Point, per poi essere distribuite agli utenti. Ciò implica un evidente scambio di messaggi di segnalazione tra Access Point e Mesh Router, che deve essere comunque considerato nel bilancio totale di prestazioni. D'altra parte, si è visto come le politiche di accesso 'interference agnostic' conducano a soluzioni di associazione ben peggiori: da questo punto di vista, la semplicità di implementazione di tali protocolli è accompagnata da una riduzione di qualità delle connessioni stabilite con la rete. In definitiva, la qualità di servizio offerto è proporzionale alla quantità di informazioni utilizzate dagli utenti per la scelta di associazione, e quindi alla complessità del protocollo di accesso. Resta quindi aperta la questione sulla possibilità di ridefinire il protocollo di accesso, ed il lavoro presentato può essere utilizzato come punto di partenza per approfondire il problema.

Le possibili direzioni su cui condurre nuove indagini a riguardo sono essenzialmente due: mantenere l'approccio modellistico oppure analizzare il problema in chiave pratica e simulativa. Nel primo caso è possibile proseguire lo studio del problema di accesso in chiave teorica, per esplorare nuove categorie di giochi tra utenti o raffinare ulteriormente quelle già analizzate, migliorando ad esempio il modello per il calcolo degli equilibri (risultato essere molto pesante in termini computazionali). Resta inoltre da definire un modello per il calcolo automatico degli equilibri di rete nel caso del gioco multi-leader multi-follower presentato, per consentire lo studio del problema su topologie di rete di grandi dimensioni. Nel secondo caso è possibile ab-

bandonare l'approccio teorico e valutare la bontà della metrica proposta utilizzando simulatori di rete per ottenere misure più concrete sulla qualità delle connessioni (throughput, delay, etc.); tale soluzione permetterebbe inoltre di considerare importanti fenomeni che non è stato possibile includere nella rappresentazione a modello del problema, come, ad esempio, la variabilità nel tempo del canale radio, che determina una riorganizzazione in tempo reale dei percorsi di rete in base alla qualità dei singoli link.

Bibliografia

- [1] R. Bruno, M. Conti, and E. Gregori, “Mesh networks: commodity multihop ad hoc networks,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 43, no. 3, pp. 123 – 131, March 2005.
- [2] Seattle Wireless, <http://seattlewireless.net/>.
- [3] Champaign-Urbana Community Wireless Network, <http://www.cuwireless.net/>.
- [4] Bay Area Wireless Users Group, <http://www.bawug.org/>.
- [5] Roofnet System, <http://pdos.csail.mit.edu/roofnet/design/>.
- [6] Technology For All Initiative, <http://tfa.rice.edu/>.
- [7] Portsmouth Real-Time Travel Information System, <http://portsmouth.gov.uk/>.
- [8] San Mateo Tropos Networks, http://www.tropos.com/pdf/case_studies/tropos_casestudy_smpd.pdf.
- [9] Cerritos Wireless, <http://www.cerritos.us/>.
- [10] Quail ridge wireless mesh network, <http://spirit.cs.ucdavis.edu/quailridge/>.
- [11] I. F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang, “Wireless mesh networks: a survey,” *Computer Networks*, vol. 47, no. 4, pp. 445 – 487, 2005.
- [12] V. Genc, S. Murphy, Y. Yu, and J. Murphy, “IEEE 802.16j Relay-based Wireless Access Networks: an overview,” *IEEE Wireless Communications*, October 2008.

- [13] X. Wang and A. O. Lim, “IEEE 802.11s wireless mesh networks: Framework and challenges,” in *Ad Hoc Networks* 6, 2008, pp. 970-984.
- [14] IEEE, “Draft amendment: ESS mesh networking, IEEE P802.11s draft 1.00,” November 2006.
- [15] M. Bahr, “Proposed Routing for IEEE 802.11s WLAN Mesh Networks,” in *WICON’06, The 2nd Annual International Wireless Internet Conference*, August 2006.
- [16] S. Vasudevan, K. Papagiannaki, C. Diot, J. Kurose, and D. Towsley, “Facilitating access point selection in IEEE 802.11 wireless networks,” in *Proceedings of the 5th ACM SIGCOMM conference on Internet Measurement*, 2005, pp. 26–26.
- [17] H. Lee, S. Kim, O. Lee, S. Choi, and S.-J. Lee, “Available bandwidth-based association in IEEE 802.11 Wireless LANs,” in *ACM MSWiM*, 2008, pp. 132–139.
- [18] Y. Bejerano, S.-J. Han, and L. Li, “Fairness and load balancing in wireless LANs using association control,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, no. 3, pp. 560–573, 2007.
- [19] B. Kauffmann, F. Baccelli, A. Chaintreau, V. Mhatre, K. Papagiannaki, and C. Diot, “Measurement-based self organization of interfering 802.11 wireless access networks,” in *IEEE INFOCOM*, May 2007, pp. 1451 –1459.
- [20] G. Athanasiou, T. Korakis, O. Ercetin, and L. Tassiulas, “Dynamic cross-layer association in 802.11-based mesh networks,” in *IEEE INFOCOM 2007*, May 2007, pp. 2090 – 2098.
- [21] H. Wang, W.-C. Wong, W.-S. Soh, and M. Motani, “Dynamic association in IEEE 802.11 based wireless mesh networks,” in *ISWCS*, Sept. 2009, pp. 81 –85.
- [22] L. Luo, D. Raychaudhuri, H. Liu, M. Wu, and D. Li, “Improving end-to-end performance of wireless mesh networks through smart association,” in *IEEE WCNC*, April 2008, pp. 2087 –2092.

- [23] S. Makhoul, Y. Chen, S. Emeott, and M. Baker, “A network-assisted association scheme for 802.11-based mesh networks,” in *IEEE WCNC*, April 2008, pp. 1339–1343.
- [24] U. Ashraf, S. Abdellatif, and G. Juanolet, “Gateway selection in backbone wireless mesh networks,” in *IEEE WCNC*, 2009, pp. 2548–2553.
- [25] R. W. Rosenthal, “A class of games possessing pure-strategy Nash equilibria,” *INT J GAME THEORY*, vol. 2, no. 1, pp. 65–67, 1973.
- [26] M. Cesana, I. Malanchini, and A. Capone, “Modelling Network Selection and Resource Allocation in Wireless Access Networks with Non-Cooperative Games,” in *IEEE MASS*, 2008.
- [27] M. Cesana, N. Gatti, and I. Malanchini, “Game theoretic analysis of wireless access network selection: models, inefficiency bounds, and algorithms,” in *ValueTools*, 2008, pp. 1–10.
- [28] I. Milchtaich, “Congestion games with player-specific payoff functions,” *Games and Economic Behavior*, vol. 13, no. 1, pp. 111–124, 1996.
- [29] R. Fourer, D. M. Gay, and B. W. Kernighan. *AMPL, A modeling language for mathematical programming*, 1993.
- [30] *ILOG CPLEX 10.0 user’s manual*, <http://www.ilog.com/products/cplex/>.
- [31] J. Camp, J. Robinson, C. Steger, and E. Knightly, “Measurement Driven Deployment of a TwoTier Urban Mesh Access Network,” in *Mobisys’06*, June 2006.
- [32] Google Maps Distance Calculator, <http://www.daftlogic.com/projects-google-maps-distance-calculator.htm>.

