

POLITECNICO DI MILANO
V Facoltà di Ingegneria
Corso di laurea in Ingegneria delle Telecomunicazioni
Dipartimento di Elettronica e Informazione



Routing Affidabile nelle Wireless Mesh Network

Relatore: Prof. Antonio CAPONE
Correlatore: Ing. Stefano PARIS

Tesi di Laurea di:
Martial NDOUMBE DOOH Matr. 750620

Indice

Elenco delle figure	III
1 Introduzione	1
2 Stato dell'arte	4
3 Architettura di rete e soluzione adottata	12
3.1 Architettura delle reti WMNs	12
3.2 Teoria dei Giochi	13
3.2.1 Equilibrio di Nash	14
3.2.2 Equilibrio Pareto ottimale	16
3.2.3 Inefficienza di un equilibrio	16
3.2.4 Funzione potenziale	18
3.2.5 Meccanismo con denaro	18
3.3 Il concetto di soluzione	19
4 Rappresentazione matematica del gioco	20
4.1 Schema di pagamento	20
4.1.1 Servizi da pagare	20
4.1.2 Insieme delle strategie	21
4.2 Modello matematico del gioco	22
4.2.1 Funzione di utilità	23
4.2.2 Programmazione lineare del gioco	24
4.2.3 Funzione potenziale	25

5	Risoluzione del modello matematico	28
5.1	Caratteristiche della rete	28
5.2	Risultati numerici	29
5.2.1	Variazione dell'importo	29
5.2.2	Variazione del compenso α	34
5.2.3	Variazione del throughput in funzione dei costi di trasmissione	36
5.2.4	Confronto con la soluzione ottimale	40
6	Conclusioni	41
A	Risoluzione del modello multirate	43
A.1	Caratteristiche della rete	43
A.2	Risultati numerici	44
A.2.1	CDF del throughput	44
A.2.2	Variazione dei parametri p e β	45
	Bibliografia	50

Elenco delle figure

5.1	Variazione del throughput in funzione dell'importo.	30
5.2	CDF del throughput della rete.	32
5.3	Confronto fra CDF e la distribuzione normale del throughput della rete.	33
5.4	Variazione del throughput in funzione del compenso α	35
5.5	Variazione del throughput in funzione del costo β	38
5.6	Variazione del throughput in funzione del costo m_p	39
A.1	CDF del throughput della rete multirate.	46
A.2	Confronto fra CDF e la distribuzione normale del throughput della rete multirate.	47
A.3	Variazione del throughput della rete multirate in funzione dell'importo p	48
A.4	Variazione del throughput della rete multirate in funzione del costo β	49

Capitolo 1

Introduzione

La proliferazione di dispositivi elettronici sempre più performanti (notebook, smartphone, tablet ...) unita alla diffusione di servizi telematici capaci di fornire accesso continuo e ubiquo hanno cambiato in modo radicale le abitudini degli utenti. Oggigiorno infatti questi ultimi possono connettersi ad Internet quasi in qualsiasi luogo in cui si trovano ed a qualsiasi istante lo desiderino.

Lo sviluppo di questi servizi ha beneficiato della rivoluzione nelle tecnologie di accesso wireless, che hanno reso l'accesso ai servizi ed alle informazioni in mobilità possibile, cosa non fattibile con le tradizionali reti fisse o cablate. L'installazione dei cavi di una rete cablata, che implica dei disagi nell'area di interesse e soprattutto di oneri considerevoli; ha reso più conveniente l'utilizzo di reti radio per espandere una rete cablata già esistente oppure per installare una nuova rete in un'area geografica non coperta. Il desiderio di ridurre i costi legati all'installazione di una rete cablata ha favorito lo sviluppo delle Wireless Mesh Networks (WMNs).

Le WMN sono reti composte da tre tipologie di dispositivi radio: i mesh client sono di solito notebook, telefoni cellulari ed altri dispositivi wireless mentre i router mesh hanno il compito di inoltrare il traffico verso i gateway che forniscono accesso a altre tipologie di rete o Internet. La particolarità di queste reti è la velocità con la quale le reti vengono create ed il fatto che gli apparati possono configurarsi in modo autonomo e reagire velocemente ai guasti che occorrono nella

rete, riducendo quindi le operazioni manuali da effettuare per la gestione dei router mesh. Questa capacità delle reti WMN di adattarsi ai cambiamenti permette di inoltrare il traffico anche in caso di guasto di un nodo intermedio, aumentando perciò l'affidabilità complessiva della rete.

Anche in queste reti però sono presenti le restrizioni inerenti alle tecnologie radio cioè, i nodi si contendono le risorse limitate disponibili. In questa tesi analizziamo in quale modo avviene l'allocazione delle risorse ai nodi per permettere l'instradamento del flusso dalla sorgente alla destinazione. La nostra analisi viene effettuata tramite il concetto della Teoria dei Giochi che è una disciplina matematica il cui scopo è quello di analizzare i comportamenti strategici dei giocatori, ovvero studiare le situazioni in cui diversi giocatori interagiscono perseguendo obiettivi comuni o conflittuali. Un ruolo importantissimo nella teoria dei giochi è ricoperto dalla soluzione di un gioco, che è l'identificazione di una o più strategie da parte dei diversi giocatori. La teoria dei giochi è fondata su alcune ipotesi che caratterizzano il modo di pensare e di agire dei giocatori; si assume che i giocatori che interagiscono in un problema decisionale sono intelligenti e razionali. Un giocatore razionale può assegnare un valore di utilità a ciascuno dei risultati che possono derivare dalle decisioni congiunte dei vari decisori e, orienterà le sue scelte nella direzione di massimizzare la propria utilità.

Nel nostro caso i giocatori sono i router mesh e consideriamo che ogni nodo ha l'obiettivo di massimizzare la sua utilità (banda allocata) ed ogni giocatore ha come scelte possibili quella di trasmettere il proprio traffico (quello dei clienti mesh per cui agisce come stazione base), quella di inoltrare il flusso di altri nodi sorgenti verso le destinazioni rispettive oppure di trasmettere una certa quantità del proprio traffico ed inoltrare una certa percentuale del flusso di altri nodi. Dunque i router mesh intraprenderanno un'azione, più precisamente partecipare all'inoltro oppure trasmettere del flusso solo se ciò implica la massima utilità possibile per ognuno dei nodi mesh intermedi.

L'infrastruttura delle reti WMNs è stata un fattore determinante nell'utilizzo della teoria dei giochi come strumento di analisi del comportamento dei router mesh e le prestazioni di queste reti. Infatti, ogni nodo, appena acceso dopo esser stato installato scambia dei messaggi con i suoi vicini per annunciare la sua presenza nella rete. Successivamente inizia a competere con gli altri nodi per le risorse disponibili quindi, ogni nodo può essere considerato come un giocatore. Proviamo che anche in una rete composta di nodi razionali, in cui ognuno di essi è interessato a massimizzare la propria utilità, le prestazioni della rete possono essere uguali a quelle di una rete in cui i nodi hanno lo scopo comune di massimizzare l'utilità della rete. Questa tesi sarà articolata nel seguente modo: nel Capitolo 2 descriviamo i lavori più recenti presentati in letteratura per analizzare le prestazioni di reti WMNs in presenza di nodi egoisti (che massimizzano la loro funzione di utilità). Nel Capitolo 3 descriviamo in dettaglio il problema analizzato in questa tesi e le assunzioni necessarie a trattarlo attraverso la Teoria dei Giochi. Nel Capitolo 4 illustriamo i risultati ottenuti dalle simulazioni del nostro modello.

Capitolo 2

Stato dell'arte

Numerose ricerche affrontano il problema di instradamento nelle reti WMNs in presenza di nodi egoisti. Alcuni lavori si focalizzano sull'instradamento nelle reti radio ad hoc in cui l'energia limitata e la mobilità sono estremamente vincolanti [11], [12]. Questi protocolli utilizzano il numero di nodi intermedi come criterio di selezione dei cammini e sono classificati in protocolli proattivi e reattivi. Un protocollo di instradamento è detto proattivo se i nodi si scambiano informazioni sulla topologia della rete per tenere aggiornati i cammini disponibili in rete anche quando non ci sono pacchetti da trasmettere. Un protocollo reattivo invece inizia la procedura di selezione del cammino minimo solo nell'istante in cui deve trasmettere un pacchetto a una nuova destinazione. Nel primo caso i pacchetti sono trasmessi appena c'è una richiesta ma lo scambio periodico di messaggi di aggiornamento consuma banda, nel secondo caso invece la banda usata per i messaggi di controlli è ridotta, però aumentano i tempi necessari per trovare un cammino verso una destinazione.

OLSR [11] è un protocollo proattivo e riduce la quantità di pacchetti di controllo perché non dichiara tutti i collegamenti o nodi che si trovano nel suo raggio di trasmissione ma solo un sottoinsieme di nodi che sono chiamati multipoint relay selectors. Poi minimizza la propagazione delle informazioni di controllo usando i multipoint relays (MPRs) per trasmettere tali messaggi nella rete; solo i MPRs di un nodo ritrasmettono i suoi messaggi di broadcast. I MPRs permettono quin-

di ridurre le ritrasmissioni nella stessa zona migliorando l'uso della banda. Il sottoinsieme dei MPRs di ogni nodo può variare con il tempo, un nodo ottiene le informazioni su tutti i suoi vicini distanti due hop tramite i messaggi HELLO la cui trasmissione avviene periodicamente. Per costruire le tabelle di instradamento, ogni nodo trasmette in broadcast messaggi di controllo chiamati messaggi di controllo della topologia. A differenza dei messaggi HELLO che sono trasmessi solo ai nodi nel raggio di trasmissione, i messaggi di controllo della topologia sono inoltrati nella rete per dichiarare i MPR Selectors oppure la lista dei nodi che hanno scelto il nodo sorgente come MPR.

Un esempio di protocollo reattivo è DSR [12] in cui ogni nodo sorgente sceglie tutti i nodi intermedi tramite i quali raggiungere la destinazione; indicando nell'header del pacchetto il cammino e l'indirizzo di ogni nodo intermedio. Per trasmettere un pacchetto ad un altro nodo, la sorgente costruisce un percorso nell'header del pacchetto che contiene gli indirizzi di tutti i nodi che inoltreranno il pacchetto verso la destinazione poi lo trasmette al suo vicino che corrisponde al primo nodo del cammino nell'header. Quando un nodo riceve un pacchetto, se non è la destinazione lo inoltra al prossimo nodo identificato dal cammino nell'header del pacchetto. Prima di trasmettere un pacchetto un nodo cerca un cammino verso la destinazione nella sua cache. Se nessun percorso è trovato il nodo inizia il meccanismo di scoperta di un cammino mandando una route request che contiene informazioni sulla destinazione chiamata target. Se il pacchetto raggiunge il target, quest'ultimo manda alla sorgente una route reply contenente una lista di nodi intermedi attraverso i quali può essere raggiunto; ogni request reply è identificato da un id per evitare di elaborare le richieste duplicate. Inoltre DSR monitora il buon funzionamento dei cammini, se un nodo intermedio non riesce a raggiungere il prossimo nodo elencato nel cammino nell'header del pacchetto manda un pacchetto di errore di cammino alla sorgente.

Il conteggio dei nodi intermedi come metrica per selezionare i cammini risul-

ta in un basso throughput della rete perché favorisce corti collegamenti a bassa banda a lunghi collegamenti a banda elevata. [7] e [5] hanno dimostrato come altre metriche permettono di migliorare le prestazioni della rete rispetto alla metrica che considera il numero di nodi intermedi. La metrica di routing ETX (Expected Transmission Counter) stima il numero medio di trasmissioni e ritrasmissioni necessarie per inviare correttamente un pacchetto su un collegamento wireless. Il protocollo di instradamento che implementa questa metrica tiene conto dello stato dei collegamenti tra i nodi quindi si possono individuare i percorsi più affidabili trascurando i collegamenti instabili, inoltre ETX penalizza i cammini lunghi che hanno un throughput basso dovuto alle interferenze fra i diversi nodi del percorso. Però queste proposte trascurano l'egoismo dei nodi che può avere conseguenze devastanti sulle prestazioni della rete. Studi recenti mirano a migliorare ulteriormente l'instradamento dei pacchetti nella rete considerando sia lo stato dei collegamenti fra i diversi nodi che l'egoismo dei nodi nel processo di selezione dei cammini [15].

Due approcci importanti sono stati proposti per incoraggiare la cooperazione dei nodi nella rete, queste tecniche si basano sulla reputazione e sugli incentivi. Le tecniche basate sulla reputazione sono composte di tre fasi: la rivelazione, la costruzione della reputazione e la punizione [2], [10], [9]. Nella fase di rivelazione ogni nodo monitora e valuta i nodi nelle sue vicinanze ascoltando le loro trasmissioni. Per esempio, se il nodo A inoltra un pacchetto al nodo B, si mette in ascolto delle trasmissioni del nodo B. Se il nodo A sente il nodo B inoltrare il pacchetto verso il prossimo nodo incrementa l'indicatore di reputazione del nodo B altrimenti, lo decrementa. I meccanismi di reputazione prendono in considerazione le osservazioni le più recenti per stimare la reputazione dei vicini permettendo così ai nodi isolati precedentemente perché reputati non cooperativi di reintegrare il processo di instradamento. L'ultima fase dei meccanismi di reputazione è la punizione in cui sono presi dei provvedimenti contro i nodi non cooperativi. I pac-

chetti destinati e trasmessi da un nodo non cooperativo saranno scartati oppure quel nodo sarà isolato dalla rete, non verrà più incluso fra i nodi intermedi che costituiscono il cammino. L'instradamento è modellato come un gioco che definisce l'utilità percepita da un nodo come una funzione del costo sostenuto durante l'inoltro del flusso di altri nodi e del compenso ottenuto per la collaborazione [18], [8].

Il protocollo OSDBR [2] fa uso della crittografia per autenticare i nodi e di una metrica che si basa sul peso dei collegamenti per scoprire un percorso verso una destinazione. Il protocollo di rilevamento richiede alla destinazione la trasmissione di un messaggio di riconoscimento per ogni pacchetto ricevuto. La sorgente tiene traccia del numero di pacchetti persi di recente e, dopo aver superato una certa soglia, la sorgente inizia una ricerca binaria sul cammino per individuare il collegamento difettoso. La sorgente controlla la ricerca specificando nei pacchetti la lista dei nodi, destinazione compresa che devono mandare un messaggio riconoscimento, questi nodi sono chiamati nodi sondati. La lista dei nodi sondati è inclusa nei pacchetti dati, quindi quando un nodo non inoltra il traffico, scarta anche la lista dei sondati aumentando la probabilità di essere scoperto. La lista dei sondati definisce un insieme di nodi che costituiscono intervalli che non si sovrappongono e coprono tutto il percorso. Quando il numero di pacchetti persi su un intervallo è superiore a una predeterminata soglia, si inserisce un nuovo nodo sondato dividendo l'intervallo in due; questo nuovo sondato verrà inserito nei pacchetti futuri. Il processo continua fino all'individuazione del collegamento difettoso il cui peso è moltiplicato per due; più un collegamento ha un peso elevato, meno è affidabile. Se in seguito il collegamento difettoso trasmette i pacchetti con successo il suo peso sarà nuovamente aggiornato e sarà considerato in fase di scoperta di cammini.

Un altro protocollo che usa la crittografia per assicurare l'instradamento dei pacchetti è Castor [10] che ha caratteristiche diverse da altri protocolli basati sul

rilevamento. I cammini non sono inclusi nei pacchetti, quindi i pacchetti hanno dimensioni fisse a prescindere della lunghezza del cammino. Non c'è una fase di scoperta dei percorsi cioè, ci sono solo pacchetti dati e di riconoscimento; le informazioni di affidabilità sono mantenute localmente su ogni nodo della rete, non sulla sorgente; non si cerca di individuare i nodi egoisti per punirli. Le metriche di Castor sono l'affidabilità e il tempo di risposta dunque, i nodi reagiscono velocemente alla perdita dei pacchetti e privilegiano i percorsi più corti perché scelgono il nodo vicino che trasmette per primo un messaggio di riconoscimento. I nodi sono inconsapevoli dello stato della rete, per trasmettere un pacchetto sia come nodo intermedio sia come sorgente, un nodo confronta le stime di affidabilità (compresi fra 0 e 1) dei suoi vicini ed inoltra il pacchetto al nodo vicino con la stima maggiore cioè quello più affidabile. Se nessun nodo risulta affidabile, il pacchetto è trasmesso in broadcast a tutti i nodi vicini. Se il pacchetto è stato trasmesso in unicast, la stima del nodo vicino affidabile viene aggiornato solo quando la sorgente riceve il messaggio di riconoscimento da quel nodo. Mentre se il pacchetto è stato mandato in broadcast, le stime di affidabilità dei diversi vicini sono aggiornate proporzionalmente al tempo di risposta. Nel caso di riscontro positivo per la ricezione del pacchetto da parte della destinazione le stime di affidabilità dei nodi vicini sono incrementate mentre in caso di mancato riscontro sono decrementate.

Sprout [9] è un protocollo in cui l'instradamento avviene in due tappe, la generazione dei cammini e la scelta del percorso sul quale trasmettere. Nella fase di generazione dei cammini, è generato probabilisticamente un numero elevato di cammini senza tener conto della metrica di instradamento. Una sorgente sceglie a caso uno dei suoi vicini al quale inoltrare il pacchetto per ritrasmissione verso la destinazione e appende l'identità di questo nodo al cammino contenuto nel pacchetto. Quella sorgente aggiorna anche la lista dei nodi considerati aggiungendovi tutti i suoi vicini compreso quello selezionato come nodo intermedio, che non pos-

sono più essere inclusi nel percorso da un altro nodo. Ogni nodo intermedio ripete questa operazione fino al raggiungimento della destinazione. Per la trasmissione di un pacchetto, Sprout decide se generare un nuovo cammino con la probabilità $p(c)$ dove c è il numero di cammini correntemente attivi oppure se utilizzare uno dei cammini attualmente attivi. Se un nuovo cammino non è generato, se ne sceglie uno dall'insieme di quelli attivi con probabilità proporzionale al suo punteggio. Il punteggio di ogni cammino rispecchia la sua qualità, alcuni pacchetti vengono trasmessi sul percorso e il suo punteggio è una funzione dei pacchetti per cui non sono ancora stati ricevuti dei riscontri dalla destinazione; dei pacchetti riscontrati e del Round-trip time.

Come abbiamo accennato in precedenza, un'altra soluzione per far fronte all'egoismo dei nodi è quella che sfrutta la razionalità dei nodi offrendogli degli incentivi per farli collaborare. In [18] è stato proposto il protocollo Sprite il cui meccanismo consiste a far pagare alla sorgente tutti i costi sostenuti durante l'itinerario dei pacchetti fino a destinazione. Infatti tutti i nodi intermedi utilizzano le proprie risorse per trasmettere i pacchetti di altri nodi e partecipano all'instradamento di questi pacchetti solo perché ricevono un compenso che useranno per pagare le spese di trasmissione quando dovranno trasmettere i propri pacchetti. Si considera che ogni nodo ha una coppia di chiavi pubblica e privata, un pacchetto trasmesso da una sorgente contiene i dati destinati alla destinazione, il percorso sul quale inoltrare il pacchetto, un numero di sequenza relativo alla coppia sorgente destinazione considerata, e la firma con la chiave privata della sorgente dei precedenti elementi. Ogni nodo che riceve il pacchetto verifica se è compreso nel cammino; se il numero di sequenza che ha registrato è minore di quello nel pacchetto e se la firma è corretta usando la chiave pubblica della sorgente. Il nodo salva le informazioni sul pacchetto come ricevuta e elabora il pacchetto se è la destinazione, altrimenti lo inoltra al prossimo nodo del percorso. Ogni nodo viene pagato presentando la ricevuta all'entità incaricata di effettuare

i pagamenti. Questa entità determina l'ultimo nodo sul percorso che ha ricevuto il messaggio, questo nodo riceve un compenso uguale a β mentre gli altri nodi sul percorso ricevono α . Notiamo che non conviene ad un nodo buttare i pacchetti di altri nodi dato che $\beta < \alpha$ e sappiamo che ogni nodo essendo razionale, vuole massimizzare il suo guadagno.

COMMIT [8] è un altro protocollo che incoraggia i nodi a collaborare con i pagamenti ricevuti dai nodi che partecipano all'inoltro dei pacchetti e considera l'energia di trasmissione come metrica. Il percorso sul quale mandare i pacchetti è scelto dalla destinazione dopo l'analisi delle informazioni ricevute dai nodi della rete. È ugualmente la destinazione che elabora i pagamenti che la sorgente di una certa trasmissione deve effettuare in favore dei nodi intermedi del cammino scelto. COMMIT viene suddiviso in due fasi, la ricerca del cammino su cui instradare i dati e la trasmissione dei dati sul percorso selezionato fino alla fine della sessione o di un aggiornamento della topologia. Un nodo desideroso di iniziare una sessione con una destinazione trasmette un pacchetto di scoperta di cammino che indica con quale destinazione vuole comunicare e quanto è disposto a pagare per ogni trasmissione. Ogni nodo intermedio che riceve un pacchetto di scoperta di cammino costruisce un grafo locale che rappresenta lo stato della rete e aggiunge il proprio identificativo e potenza di trasmissione al pacchetto prima di inoltrarlo. Questo processo è ripetuto fino a quando il pacchetto arriva a destinazione; la destinazione costruisce un grafo locale della rete grazie ai pacchetti di scoperta di cammini ricevuti dai suoi vicini ed elabora il percorso con la minore energia di trasmissione dalla sorgente alla destinazione. Se il costo di trasmissione dalla sorgente alla destinazione calcolato dalla destinazione è minore di ciò che la sorgente è disposta a pagare, la destinazione invia un pacchetto di risposta contenente il cammino scelto, un cammino di sostituzione ed i diversi pagamenti da effettuare. Dopo la ricezione del pacchetto di risposta la sorgente inizia a trasmettere i pacchetti verso la destinazione sul cammino elaborato, il pacchetto contiene sia i

dati che un pagamento elettronico per i nodi intermedi che inoltrano il pacchetto e raccolgono i pagamenti.

La nostra analisi appartiene alla categoria dei meccanismi in cui i nodi ricevono degli incentivi per partecipare all'instradamento dei pacchetti nella rete. Evidenziamo il comportamento e le prestazioni della rete che è modellizzata secondo i concetti della teoria dei giochi.

Capitolo 3

Architettura di rete e soluzione adottata

In questo capitolo, presentiamo l'architettura delle reti WMNs e le problematiche riscontrate in queste reti in presenza di nodi egoisti. Inoltre, esponiamo anche le ipotesi e le assunzioni sulle quali riposa la nostra analisi.

3.1 Architettura delle reti WMNs

Le componenti base di una rete WMN sono i gateway che permettono di accedere ad Internet o ad altre tipologie di rete, i router mesh che fungono anche da access point per i nodi mesh e clienti mesh che possono essere fissi o mobili. Le reti WMNs sono divise in due categorie, le reti mesh nelle quali anche i clienti mesh partecipano all'instradamento del flusso dati comportandosi come router; e le WMN infrastrutturate, in cui l'instradamento è gestito solo dai router mesh ai quali si connettono i dispositivi degli utenti/clienti per usufruire dei servizi forniti dalla rete (da esempio l'accesso a Internet). In questo lavoro di tesi consideriamo unicamente la seconda tipologia di reti mesh, e analizziamo più precisamente il traffico dati trasmesso ed inoltrato fra i router mesh che costituiscono la spina dorsale delle reti WMNs. Nelle reti WMNs avendo un'infrastruttura, si osserva un notevole miglioramento delle prestazioni della rete; infatti, i router mesh non

sono vincolati da batterie limitate e possono quindi svolgere l'instradamento dei pacchetti in modo continuo.

Supponiamo che tutti i router mesh comunicano fra di loro tramite la tecnologia radio, in particolare usano il protocollo IEEE 802.11 MAC per coordinare l'accesso al canale. Tutti i router mesh sono equipaggiati con almeno due antenne, un'antenna omnidirezionale per le comunicazioni con gli altri router che costituiscono l'infrastruttura della rete; e un'altra che serve a fornire accesso alla rete ai clienti mesh. I router mesh possono quindi applicare il protocollo 802.11a oppure 802.11n per comunicare fra di loro e applicano ugualmente il protocollo 802.11 quando si interfacciano con i clienti mesh.

I router mesh nella maggior parte dei casi appartengono a diversi utenti il cui scopo è di avere il proprio traffico inoltrato fino a destinazione. Dunque i router mesh non perseguono un obiettivo comune siccome ogni utente vuole che il suo traffico sia inoltrato fino a destinazione ed osserviamo un degrado delle prestazioni della rete. Un contesto come questo nel quale ci sono tante entità motivate da interessi personali, può essere modellato secondo alcuni concetti della Teoria dei Giochi come un gioco non cooperativo.

3.2 Teoria dei Giochi

La Teoria dei Giochi è fondata su alcune ipotesi che caratterizzano il modo fondamentale di agire e di pensare degli individui, si suppone che gli individui che interagiscono in un problema decisionale siano razionali. Un individuo è considerato razionale se può assegnare un valore di utilità a ciascuno dei risultati che possono derivare dalle decisioni congiunte dei vari decisori e orienterà le sue scelte nella direzione che massimizzerà la sua utilità. I modelli che si dedicano all'analisi dell'interazione fra individui razionali sono chiamati giochi mentre i decisori razionali sono i giocatori. Nel modo più diretto possibile, i giocatori scelgono un'azione singola da un insieme di azioni possibili, l'interazione tra i giocatori è

rappresentata dall'influenza che ogni giocatore ha sull'esito finale dopo che tutti i giocatori hanno scelto le loro azioni. Ogni giocatore valuta quindi l'esito finale attraverso la sua funzione di utilità che rappresenta i suoi obiettivi.

Il modo più comune di rappresentare le componenti (giocatori, azioni, e guadagni) di un gioco è con la forma normale o strategica. La forma normale di un gioco G è data da

$$G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$$

dove $N = \{1, 2, \dots, n\}$ è l'insieme dei giocatori (decisori), A_i è l'insieme delle azioni del giocatore i , $A = A_1 \times A_2 \times \dots \times A_n$ è il prodotto cartesiano degli insiemi delle azioni disponibili per ogni giocatori, e $\{u_i\} = \{u_1, \dots, u_n\}$ è l'insieme delle funzioni di utilità che ogni giocatore i desidera massimizzare e $u_i : A \rightarrow \mathbf{R}$. Per ogni giocatore i , la funzione di utilità è una funzione dell'azione scelta dal giocatore i , a_i , e le azioni scelte da tutti gli altri giocatori del gioco notate \mathbf{a}_{-i} , il giocatore i escluso. a_i e \mathbf{a}_{-i} rappresentano il vettore delle azioni, questo vettore contiene una unica scelta delle azioni per ogni giocatore.

3.2.1 Equilibrio di Nash

Il gioco appena descritto può raggiungere degli stati per cui ogni giocatore riesce a massimizzare la propria funzione di utilità. Un'azione che massimizza il valore di utilità di un giocatore è chiamata la miglior risposta di questo giocatore per un certo vettore di decisioni degli altri giocatori. Diciamo che \bar{a} è la miglior risposta del giocatore i dato \mathbf{a}_{-i} se

$$\bar{a} \in \{argmax u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i})\}$$

Una soluzione per la quale l'azione scelta da ogni giocatore corrisponde alla sua miglior risposta date le azioni scelte dagli altri giocatori è riferita come equilibrio di Nash, l'equilibrio di Nash è quindi un vettore in cui tutte le azioni equivalgono alle migliori risposte di tutti i giocatori. Detto in un altro modo, l'equilibrio di Nash è il vettore delle azioni per il quale nessun giocatore può trarre un beneficio

se decide di cambiare la sua azione unilateralmente. Il vettore delle decisioni $\mathbf{a}^* = (a_1^*, a_2^*, a_3^*, \dots, a_n^*)$ è un equilibrio di Nash se

$$u_i(a_i^*, \mathbf{a}_{-i}^*) \geq u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i}^*) \quad \forall a_i \in A_i \text{ e } \forall i \in N$$

I vettori delle azioni di un gioco che corrispondono all'equilibrio di Nash sono una previsione consistente dell'esito del gioco visto che se i giocatori prevedono che si verificherà, allora nessun giocatore ha interesse a scegliere una strategia diversa.

L'esempio che illustra bene questo esempio è il dilemma dei prigionieri dove due criminali sono accusati di aver commesso un reato. Ognuno di loro ha la scelta fra confessare oppure stare zitto, se entrambi rimangono zitti le autorità non potranno incriminarli per il reato di cui sono accusati e andranno in prigione per 2 anni per reati minori. Se solo uno di loro confessa, la sua pena sarà ridotta a 1 anno e dovrà testimoniare contro l'altro che sarà sentenziato a 5 anni di prigione. Mentre se entrambi confessano, otterranno una riduzione di pena per aver collaborato e faranno 4 anni di prigione ognuno piuttosto che 5. Questo gioco è rappresentato dalla seguente matrice 2×2 .

P1 \ P2	Confessa	Non confessa
Confessa	(4,4)	(2,5)
Non confessa	(5,2)	(2,2)

Ogni prigioniero ha la scelta fra confessare oppure non confessare, le due strategie del primo prigioniero P1 corrispondono alle due righe della matrice e le strategie del prigioniero P2 corrispondono alle colonne. I valori nella matrice rappresentano i costi sostenuti dai giocatori in ogni situazione, il valore a sinistra è il costo del giocatore P1 mentre il valore a destra è il costo del giocatore P2.

La soluzione di equilibrio di questo gioco è quella che vede i due giocatori confessare perché in ognuna delle altre tre possibilità, almeno un giocatore può passare dalla strategia Non confessare a Confessare migliorando il suo guadagno

o diminuendo la sua pena. Un esito migliore sarebbe quello di non confessare per entrambi i giocatori, però non è un equilibrio visto che ogni giocatore vorrà ridurre la sua pena collaborando con le autorità.

3.2.2 Equilibrio Pareto ottimale

L'equilibrio di Nash non è sempre il modo più accurato di predire l'esito del gioco, infatti potrebbe accadere il caso in cui ci sono più di un equilibrio. Inoltre non è garantito che l'equilibrio di Nash se esiste sia l'esito più efficiente e desiderabile di un gioco. Per questo motivo si usa spesso l'ottimalità di Pareto per ottenere un esito del gioco più efficiente; un esito è detto Pareto ottimale se non esiste nessun altro esito che procura a ogni giocatore un valore di utilità almeno uguale mentre per almeno un giocatore aumenta il suo valore di utilità. In termini matematici, diciamo che un vettore di decisioni $\mathbf{a} = (a_1, a_2, a_3, \dots, a_n)$ è Pareto ottimale se non esiste un altro vettore di decisioni $\mathbf{b} = (b_1, b_2, b_3, \dots, b_n)$ tale che

$$u_i(\mathbf{b}) \geq u_i(\mathbf{a}) \quad \forall i \in N, \quad \text{e} \quad \exists k \in N : u_k(\mathbf{b}) > u_k(\mathbf{a})$$

. Il dilemma del prigioniero sopraelencato è un esempio di gioco per cui l'equilibrio di Nash non è l'esito migliore per nessuno dei giocatori. Se invece desideriamo avere una soluzione che soddisfi meglio entrambi i criminali cioè il minore tempo da trascorre in prigione per ognuno, l'esito migliore diventa quello per il quale nessun giocatore confessa. Questo equilibrio (Non confessa, Non confessa) è l'equilibrio di Pareto del gioco: nessun giocatore può ridurre la sua pena senza peggiorare quella dell'altro se decide di confessare.

3.2.3 Inefficienza di un equilibrio

Osserviamo che dato il comportamento egoistico dei giocatori, l'esito del gioco raggiunto considerando gli obiettivi di ogni giocatore egoista molto spesso è un'approssimazione della soluzione ottima. Abbiamo anche notato che in alcuni

casi è possibile avere più equilibri per un dato gioco. La Teoria dei Giochi permette di quantificare di quanto un equilibrio si discosta da quello ottimale tramite i concetti del prezzo di stabilità e del prezzo di anarchia.

Prezzo di anarchia

Il prezzo di anarchia è la stima di inefficienza di equilibrio più usata, risolve il problema di più equilibri per un dato gioco adottando il peggiore approccio possibile. Il prezzo di anarchia di un gioco è definito come il rapporto fra il peggiore valore della funzione obiettivo di un equilibrio del gioco e il valore dell'esito ottimo. Il prezzo di anarchia è legato alla scelta della funzione obiettivo e alla scelta del concetto di equilibrio, in [12] è stato illustrato che il prezzo di anarchia di un gioco è generalmente diverso per diverse scelte della funzione obiettivo. Giochi per cui il prezzo di anarchia è vicino a 1 sono quelli nei quali tutti gli equilibri sono buone approssimazioni della soluzione ottima. In tali giochi, i comportamenti egoistici dei giocatori sono benigni in quanto il miglioramento della funzione obiettivo che porterebbe una coordinazione centralizzata è trascurabile.

Prezzo di stabilità

Però un gioco ha un grande prezzo di anarchia anche se solo uno dei suoi equilibri è molto inefficiente. Il prezzo di stabilità è una misura dell'inefficienza il cui scopo principale è di differenziare i giochi nei quali tutti gli equilibri sono inefficienti da quelli in cui solo alcuni equilibri sono inefficienti. Il prezzo di stabilità di un gioco è il rapporto fra il miglior valore della funzione obiettivo di uno dei suoi equilibri e quello della soluzione ottima. Ovviamente in un gioco con un unico equilibrio il prezzo di anarchia e quello di stabilità sono uguali. Per un gioco con più equilibri, il suo prezzo di stabilità è almeno vicino a 1 quanto il suo prezzo di anarchia.

3.2.4 Funzione potenziale

I giochi che modellano l'instradamento dei pacchetti in una rete appartengono alla classe di giochi potenziali [16], un gioco $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$ è detto potenziale se esiste una funzione $\Phi : A \rightarrow \mathbf{R}$ tale che $\Phi(a_i, \mathbf{a}_{-i})$ fornisce delle informazioni su $u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i})$. In tale caso, Φ è chiamata la funzione potenziale; la funzione potenziale ricopre un ruolo importante nell'analisi degli equilibri di un gioco in quanto gli incentivi di tutti i giocatori sono rappresentati in una funzione, e l'insieme delle strategie che massimizza la funzione potenziale equivale a un equilibrio del gioco. Distinguiamo diversi tipi di giochi potenziali:

- un gioco è detto potenziale esatto se esiste $\Phi : A \rightarrow \mathbf{R}$ tale che

$$\Phi(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - \Phi(a_i, \mathbf{a}_{-i}) = u_i(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i}) \quad \forall a_i, a'_i \in A_i$$

cioè, quando un giocatore cambia la sua scelta dall'azione a_i a quella a'_i , il cambio nella funzione potenziale è uguale al cambio del valore di utilità di questo giocatore.

- un gioco è detto potenziale pesato se esiste $\Phi : A \rightarrow \mathbf{R}$ e $w \in \mathbf{R}_{++}^N$ tale che

$$\Phi(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - \Phi(a_i, \mathbf{a}_{-i}) = w_i(u_i(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i})) \quad \forall a_i, a'_i \in A_i$$

- un gioco è detto potenziale ordinale se esiste $\Phi : A \rightarrow \mathbf{R}$ tale che

$$u_i(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i}) > 0 \Leftrightarrow \Phi(a'_i, \mathbf{a}_{-i}) - \Phi(a_i, \mathbf{a}_{-i}) > 0 \quad \forall a_i, a'_i \in A_i$$

3.2.5 Meccanismo con denaro

Dato un gioco $G = \langle N, A, \{u_i\} \rangle$ in cui ogni giocatore è interessato solo ai suoi interessi, questo meccanismo incoraggia questi giocatori egoisti a collaborare per una ricompensa monetaria. Modelliamo di quanto un giocatore preferisce una certa azione o strategia a_i rispetto a un'altra strategia a'_i . Siccome ogni giocatore mira sempre a massimizzare il suo valore di utilità, in questo scenario, sceglierà sempre l'azione che gli regala il maggiore valore di utilità. Dunque un giocatore

i intraprende un'azione a_i solo se ne ricava un beneficio altrimenti, decide di non agire a prescindere delle strategie degli altri giocatori \mathbf{a}_{-i} .

3.3 Il concetto di soluzione

La nozione di equilibrio varia da un gioco a un altro, possiamo anche ottenere diversi equilibri nello stesso gioco in funzione dell'obiettivo che vogliamo raggiungere. Un obiettivo del nostro gioco potrebbe essere quello di determinare la quantità minima di flusso che ogni nodo sorgente può trasmettere. In questo caso, si tratterebbe quindi di analizzare l'equità del gioco cioè la migliore ripartizione possibile delle risorse fra i diversi giocatori. Non consideriamo questo tipo di equilibrio ma piuttosto quello in cui le azioni egoistiche complessive di tutti i giocatori permettono di ottenere il maggior throughput possibile. Lo scopo del nostro gioco è dunque di determinare di quanto le prestazioni della rete in presenza di nodi egoisti possono convergere verso quelle che si otterrebbero in una rete in cui i giocatori hanno un obiettivo comune. Portiamo quindi una maggiore attenzione al throughput o alla quantità di flusso totale inoltrato nella nostra rete. Osserviamo che visto che il nostro gioco non si focalizza sulla distribuzione delle risorse ai giocatori ma piuttosto al miglior sfruttamento di quelle risorse, potremmo avere degli esiti in cui alcune sorgenti non riescono a trasmettere il loro flusso.

Capitolo 4

Rappresentazione matematica del gioco

In questo capitolo proponiamo il modello matematico sul quale si basa la nostra analisi, ed illustriamo in quale modo funziona il nostro schema di pagamento.

4.1 Schema di pagamento

Supponiamo di avere una rete WMN composta da N router mesh e alcuni di essi fungono anche da stazioni wireless per gli utenti mobili e fissi. Quindi i router mesh che hanno anche la funzione di access point oltre a partecipare all'inoltro dei flussi agiscono anche come sorgenti per trasmettere il flusso aggregato degli utenti per i quali fungono da access point. Da ora in poi chiameremo in modo intercambiabile i router mesh giocatori oppure nodi. Applicare un meccanismo basato sugli incentivi significa anche decidere chi deve pagare, quando e quanto si deve pagare.

4.1.1 Servizi da pagare

Gli N router mesh rappresentano i giocatori del nostro gioco e ogni giocatore al quale viene erogato un servizio deve pagare una somma di denaro per il servizio reso. Distinguiamo principalmente un servizio nel nostro gioco: un nodo sorgente che vuole trasmettere del flusso verso una destinazione non nel suo raggio

di trasmissione ha il suo flusso inoltrato da altri nodi e deve quindi pagare i nodi intermedi per i loro servizi. In alcuni giochi si fa pagare la destinazione piuttosto che la destinazione ma non è una decisione efficiente perché la sorgente potrebbe trasmettere del flusso anche se non è necessario mentre se l'addebito è a carico della sorgente, questa ultima trasmetterà solo se è davvero necessario.

Abbiamo ugualmente supposto che qualsiasi nodo sorgente il cui flusso deve essere inoltrato ha a disposizione un importo p , e le spese di trasmissione sostenute dalla data sorgente non devono superare tale importo. Un nodo sorgente paga un prezzo m_p per ogni nodo intermedio appartenente al cammino scelto che partecipa all'instradamento del suo flusso mentre ogni nodo intermedio riceve un compenso α per aver inoltrato il flusso. L'uso delle risorse da un nodo anche solo per ritrasmettere un flusso implica un costo β ad ogni nodo intermedio ritrasmittente, per la sorgente invece consideriamo quel costo assorbito dall'ammontare p che il nodo sorgente è disposto a pagare per la trasmissione. Quantifichiamo quindi la soddisfazione di un nodo sorgente il cui flusso è inoltrato con successo come la differenza fra la cifra offerta dalla sorgente e i costi complessivi di trasmissione. Più questa differenza sarà grande più la sorgente sarà soddisfatta, in altri termini un nodo ricava un guadagno maggiore trasmettendo sui percorsi con pochi nodi.

Sottolineiamo il fatto che un nodo appartenente ad un percorso sul quale una sorgente decide di inoltrare del flusso viene pagato solo se il flusso arriva a destinazione altrimenti, tutti i nodi intermedi percepiscono un guadagno nullo. Lo scopo ultimo essendo di massimizzare il proprio guadagno, un nodo intermedio non parteciperà all'instradamento del flusso se $\alpha < \beta$ nello stesso modo in cui una sorgente non trasmetterà il suo flusso su un cammino r se $p \leq m_p * \{\text{numero di nodi intermedi su } r\}$.

4.1.2 Insieme delle strategie

Un giocatore che ha del flusso da trasmettere deve quindi scegliere una strategia fra trasmettere oppure non trasmettere, ogni nodo sorgente deciderà di trasmet-

tere solo se ciò risulta in un guadagno che equivale al massimo valore di utilità ricavabile da questa azione. Un giocatore in questo caso deve anche decidere quale quantità di flusso trasmettere e il percorso sul quale trasmettere, osserviamo che questa quantità dipende anche dalle azioni prese dagli altri giocatori. Alcuni giocatori invece agiscono solo come nodi intermedi che inoltrano il flusso altrui verso la destinazione; supponiamo che essi partecipano all'instradamento del flusso in cambio di un pagamento per il servizio che forniscono. Infine abbiamo i giocatori che sono sia nodi sorgenti che nodi intermedi che devono decidere se trasmettere il proprio flusso, inoltrare il flusso di altre sorgenti oppure simultaneamente trasmettere il proprio flusso e inoltrare quello degli altri. Discretizziamo le quantità di flusso che un nodo trasmette e/o inoltra in modo di avere un gioco con un numero di strategie finito. Supponiamo inoltre che i nodi intermedi sono dei giocatori particolari in quanto non hanno un potere decisionale visto che i percorsi vengono scelti solo dai nodi sorgente, e una volta fissato un percorso non possono che collaborare. Osserviamo però che anche i nodi intermedi essendo razionali partecipano all'inoltro del flusso solo se ne ricavano un profitto.

4.2 Modello matematico del gioco

Consideriamo un grafo diretto $G = (V, E)$ dove i nodi rappresentano i router mesh od access point e gli archi diretti (i, j) connettono le stazioni wireless entro il raggio di trasmissione. Ogni domanda $k \in K$ è associata ad una terna (s^k, t^k, d^k) dove s^k , t^k e d^k rappresentano rispettivamente la sorgente, la destinazione e la quantità di flusso da trasmettere. Ogni giocatore può essere sorgente e destinazione in più di una terna (s^k, t^k, d^k) ed ogni giocatore vuole trasmettere la più grande quantità possibile di flusso a costo minore cioè, sul cammino con il minore numero di nodi intermedi. La funzione di utilità di ogni giocatore sarà quindi funzione del cammino scelto e della banda a sua disposizione. Definiamo:

V : insieme dei router mesh o giocatori nella rete;

K : insieme delle domande nella rete;

R : insieme di tutti i cammini nella rete;

$R^S(s)$: sottoinsieme dei cammini con sorgente s ;

$R^D(d)$: sottoinsieme dei cammini con destinazione d ;

$H(i)$: insieme dei vicini dell' access point i ;

$x_{i,r}$: cammino r con sorgente in i lungo il quale è trasmesso il flusso;

$y_{i,r}$: flusso trasmesso lungo il cammino r dal nodo i ;

l_r : numero di nodi intermedi sul cammino r ;

m_p : costo della trasmissione di una unità del proprio flusso da un nodo;

p : importo di cui dispone ogni sorgente per coprire i costi complessi di trasmissione;

α : compenso ricevuto da un nodo che partecipa all'inoltro del flusso uguale per tutti i nodi;

β : costo di trasmissione di un'unità di flusso fisso per tutti i nodi;

C_i : capacità dell' i esimo access point.

4.2.1 Funzione di utilità

Abbiamo ipotizzato che i nodi di questo gioco sono egoisti e razionali perciò, ognuno di essi sceglierà l'azione che massimizza la sua funzione di utilità. La razionalità dei giocatori è un fattore molto importante nella Teoria dei giochi, in questo caso ci assicura la collaborazione dei nodi visto che ogni nodo deve pagare i servizi resogli dagli altri. Il comportamento adeguato e razionale da adottare consiste a guadagnare più soldi possibili allora, definiamo la funzione di utilità come

$$U_i = \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} (p - m_p l_r) y_{i,r} + \sum_{\substack{r: i \in r, i \neq j, e \\ r \in R^S(j) \cup R^D(j)}} (\alpha - \beta) y_{j,r} , \quad \forall i \in V. \quad (4.1)$$

dove il primo componente rappresenta il guadagno ottenuto da un nodo i il cui flusso ha raggiunto la destinazione mentre il secondo componente è la ricompensa ricavata dall'inoltro del flusso di altre sorgenti.

Osserviamo che è possibile scrivere $U_i = u_i(a_i, \mathbf{a}_{-i})$ infatti, $y_{i,r} : i \in r$ dipende in tutti i casi dalle azioni degli altri nodi. Per le caratteristiche delle reti radio, quando un nodo trasmette influenza i nodi vicini diretti; anche se un giocatore funge da nodo intermedio il flusso che inoltra dipende dal nodo precedente che l'ha inoltrato o trasmesso. Dunque, la strategia di un nodo dipende da quelle dei nodi contenuti nel cammino e dei suoi vicini.

4.2.2 Programmazione lineare del gioco

L'obiettivo di ogni giocatore è di massimizzare la sua funzione di utilità, dunque per analizzare le prestazioni della rete mentre ogni nodo persegue i suoi interessi abbiamo modellizzato il comportamento di ogni giocatore con le seguenti equazioni. Il modello seguente viene applicato in modo iterativo da tutti i giocatori fino a convergenza (garantita dalla potenzialità del gioco illustrata al punto 4.2.3)

Funzione obiettivo :

$$\text{Maximize } U_i \tag{4.2}$$

Vincolo sulla capacità del nodo:

$$c_i \leq C_i, \forall i \in V. \tag{4.3}$$

$$\begin{aligned} c_i = & \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i) \cup R^D(i)}} y_{i,r} + \sum_{\substack{r: i \in r, i \neq j, e \\ r \in R^S(j) \cup R^D(j)}} 2y_{j,r} + \sum_{h \in H(i)} \sum_{\substack{r: i \notin r, h \in r, e \\ r \in R^S(h) \cup R^D(h)}} y_{h,r} \\ & + \sum_{h \in H(i)} \sum_{\substack{r: i \notin r, h \in r, j \neq h, e \\ r \in R^S(j) \cup R^D(j)}} 2y_{j,r}, \quad \forall i \in V. \end{aligned}$$

Vincoli di instradamento:

$$\sum_{\substack{r: i = s^k, i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} x_{i,r} \leq 1, \forall k \in K, \forall i \in V. \tag{4.4}$$

$$y_{i,r} \leq x_{i,r}, \quad \forall i \in V, \forall r \in R. \quad (4.5)$$

La funzione di utilità in Equazione (4.2) è massimizzata iterativamente secondo l'algoritmo best response. Osservando la funzione di utilità, equazione (4.1), ci accorgiamo che varia in funzione dei flussi trasmessi e/o inoltrati da ogni nodo. Il fatto che ogni nodo voglia massimizzare il suo guadagno equivale a trasmettere e/o inoltrare la più grande quantità di flusso possibile in funzione dei valori assunti dai diversi parametri p, m_p, α , e β .

I vincoli (4.3) e (4.4) rappresentano le restrizioni sulla capacità di un nodo, in questo caso abbiamo considerato il fatto che un nodo non può simultaneamente ricevere e trasmettere del flusso. Nel vincolo di capacità (4.4), consideriamo non solo la quantità di flusso inviato e inoltrato, ma anche i flussi trasmessi dai nodi vicini che rappresentano i nodi interferenti. L'equazione (4.4) mette in rilievo il fatto che un nodo condivide la sua capacità con i suoi vicini, infatti il primo componente rappresenta il flusso per cui il nodo i è sorgente e/o destinazione, il secondo componente rappresenta il flusso di altri dispositivi che il nodo i inoltra. La terza componente rappresenta il flusso trasmesso e/o ricevuto come destinazione da un vicino di i , mentre l'ultima componente è il flusso inoltrato dai vicini di i che non passa per i .

Le equazioni (4.5) e (4.6) rappresentano i vincoli di instradamento, per ogni domanda $k \in K$ la trasmissione del flusso dalla sorgente s^k alla destinazione d^k deve avvenire su un unico cammino. Non è dunque permesso alle sorgenti di trasmettere frazioni di flusso destinate alla stessa destinazione su diversi percorsi.

4.2.3 Funzione potenziale

La funzione potenziale Φ di un gioco è una funzione a variabili reali, definita sull'insieme dei possibili risultati di questo gioco. Sia $y = (y_1, \dots, y_i, \dots, y_V)$ un vettore strategia contenente i diversi cammini lungo i quali sono trasmessi i flussi

per le diverse coppie $s^k - t^k$. Definiamo la funzione potenziale come:

$$\Phi(y) = \sum_{i \in V} \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} (p - m_p l_r) y_{i,r} \quad (4.6)$$

che rappresenta la somma dei ricavi di tutti i giocatori che hanno del flusso da trasmettere cioè, è la somma dei guadagni maturati dalla trasmissione del flusso di tutti i nodi sorgenti.

Consideriamo il vettore strategia $y' = (y_1, \dots, y'_i, \dots, y_V)$ in cui solo il giocatore i -esimo decide unilateralmente di cambiare la sua strategia mentre gli altri adottano le stesse strategie. L'ipotesi secondo la quale solo un giocatore cambia strategia implica che il vettore delle strategie y deve essere definito come $y = (y_1, y_2, \dots, y_K)$ dove K è il numero di coppie sorgente - destinazione. Infatti supponiamo che il nodo i -esimo che cambia di strategia sia un nodo intermedio, ciò influenzerà anche la strategia della sorgente j che instradava o che deve instradare il suo flusso su un percorso contenente il nodo i . Quello contraddice dunque l'ipotesi secondo cui solo un nodo cambia la sua strategia mentre gli altri conservano le stesse. Possiamo allora assumere che solo un nodo sorgente può cambiare la sua strategia, infatti cambiando di strategia una sorgente seleziona il nuovo percorso disponibile sul quale trasmettere il suo flusso. I nodi intermedi appartenenti al cammino inoltreranno il flusso in cambio di denaro come abbiamo accennato nella Sezione (4.1.2). La variazione della funzione potenziale è espressa come:

$$\begin{aligned} \Phi(y) - \Phi(y') &= \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} (p - m_p l_r) y_{i,r} - \sum_{\substack{r': i \in r', e \\ r' \in R^S(i)}} (p - m_p l_{r'}) y_{i,r'} \\ &= \Delta \Phi \end{aligned}$$

La differenza fra le funzioni di utilità delle due strategie equivale a:

$$\begin{aligned} U_i - U'_i &= \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} (p - m_p l_r) y_{i,r} + \sum_{\substack{r: i \in r, i \neq j, e \\ r \in R^S(j) \cup R^D(j)}} (\alpha - \beta) y_{j,r} \\ &\quad - \sum_{\substack{r': i \in r', e \\ r' \in R^S(i)}} (p - m_p l_{r'}) y_{i,r'} - \sum_{\substack{r: i \in r, i \neq j, e \\ r \in R^S(j) \cup R^D(j)}} (\alpha - \beta) y_{j,r} \end{aligned}$$

Visto che tutti gli altri giocatori mantengono le loro strategie invariate, il flusso totale per il quale il giocatore i –esimo agisce come nodo transiente è invariato. Quindi

$$\begin{aligned} U_i - U'_i &= \sum_{\substack{r: i \in r, e \\ r \in R^S(i)}} (p - m_p l_r) y_{i,r} - \sum_{\substack{r': i \in r', e \\ r' \in R^S(i)}} (p - m_p l_{r'}) y_{i,r'} \\ &= \Delta \Phi \end{aligned}$$

Abbiamo appena mostrato che

$$\Phi(y) - \Phi(y') = U_i - U'_i$$

dunque possiamo concludere che il nostro gioco ammette un throughput che converge verso quello di equilibrio come è stato stabilito in [16].

Capitolo 5

Risoluzione del modello matematico

Questo capitolo illustra i risultati numerici ottenuti valutando le equazioni (4.1) - (4.6) definite nel capitolo precedente che modellano la nostra rete. Il modello in questione è stato implementato usando il linguaggio OPL di IBM ed è stato risolto tramite CPLEX. In Sezione 5.1 è descritta in dettaglio la metodologia impiegata per svolgere le nostre simulazioni, mentre in Sezione 5.2 sono illustrati i risultati ottenuti applicando i meccanismi basati sugli incentivi.

5.1 Caratteristiche della rete

Tutti i router mesh hanno due antenne, una che opera come access point per i clienti mesh e un'altra omnidirezionale che permette ad ogni router mesh di comunicare con gli altri router mesh che costituiscono la backbone della rete. Il protocollo che i router mesh applicano per comunicare fra di essi è 802.11a; ogni nodo può quindi trasmettere i dati usando diverse velocità di trasmissione in funzione della distanza con i nodi da raggiungere. Noi invece consideriamo che tutti i router mesh hanno la stessa capacità pari a 6 Mbps (vedere Appendice A per la risoluzione del modello con più capacità).

Consideriamo una rete mesh in cui diversi clienti mesh si connettono ai router mesh più vicini per trasmettere del flusso verso internet oppure ad un altro cliente

mesh presente nella rete. Consideriamo inoltre un'area quadrata di $1000\text{m} \times 1000\text{m}$ dove V router mesh sono distribuiti uniformemente in modo casuale, e K di questi router mesh operano come access point per i clienti mesh. Osserviamo che più clienti mesh possono essere connessi a uno stesso router mesh in alcuni casi mentre in altri casi un router mesh agisce solo come nodo intermedio per l'inoltro del traffico, non essendo il punto di accesso alla rete per nessun cliente mesh. In queste simulazioni il raggio di trasmissione di ognuno dei router mesh è stato scelto uguale a 210m.

5.2 Risultati numerici

Abbiamo considerato un'area quadra di $1000\text{m} \times 1000\text{m}$, dove 50 router mesh sono distribuiti casualmente secondo una distribuzione uniforme. Abbiamo 10 router mesh che operano come access point per i clienti mesh. La trasmissione avviene in modo sequenziale, dopo che il nodo $i \bmod 50$ ha trasmesso, tocca al nodo $(i+1) \bmod 50$ trasmettere. La topologia di rete è mantenuta fissa per tutte le simulazioni mentre le 10 sorgenti sono generate casualmente per ogni simulazione.

5.2.1 Variazione dell'importo

Al fine di valutare gli equilibri raggiunti dal sistema al variare dell'importo a disposizione della sorgente, nelle simulazioni descritte in questa sezione, manteniamo fissi il costo sostenuto da un nodo in fase di trasmissione, il compenso che riceve un nodo quando inoltra il flusso di altri nodi e il prezzo che un nodo sorgente paga ai nodi intermedi che inoltrano il suo flusso. La Figura 5.1 rappresenta l'andamento del throughput nella rete al variare dell'importo, mantenendo fissi i seguenti parametri $\alpha = 3$, $\beta = 1$, $m_p = 2$.

Osserviamo come all'aumentare dell'importo cresce anche il throughput totale nella rete, questo si spiega dal fatto che per valori dell'importo tali che $p < m_p$ i nodi sorgente trasmettono solo se la destinazione si trova nel suo raggio di

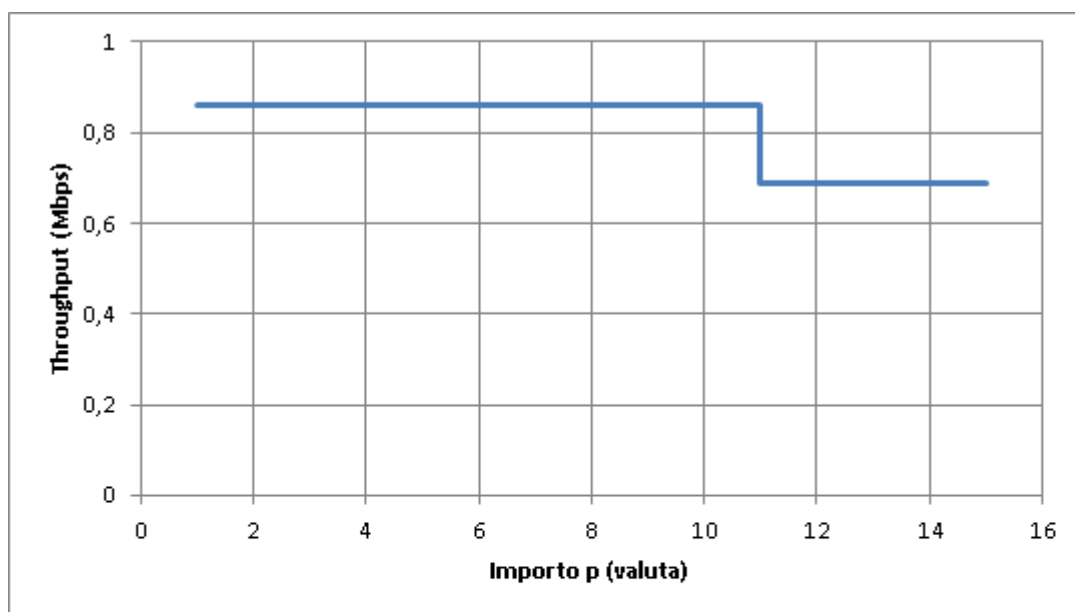


Figura 5.1: *Variazione del throughput in funzione dell'importo.*

copertura. Mentre nel caso $p > m_p$, valori dell'importo più elevati equivalgono a guadagni positivi anche per le sorgenti che devono raggiungere le destinazioni tramite i nodi intermedi. Al crescere del valore di p ci sono più nodi disposti a trasmettere il loro flusso perché ricavano un guadagno positivo, però più ci sono delle sorgenti attive più le risorse sono contese e a volte questo si traduce con un decremento del throughput totale.

Per analizzare in modo più accurato la variazione del throughput nella rete, abbiamo mantenuto la rete fissa generando casualmente per ogni simulazione le coppie sorgente - destinazione. In questo caso, abbiamo considerato i seguenti parametri fissi $p = 25$, $m_p = 2$, $\alpha = 3$ e $\beta = 1$ mentre il parametro variabile è l'insieme delle coppie sorgente - destinazione siccome date le caratteristiche delle reti radio, il throughput varia anche in funzione della posizione delle sorgenti. La Figura 5.2 rappresenta la funzione di distribuzione cumulativa del throughput ottenuta. Dalla nostra CDF, possiamo dire che otteniamo un throughput medio di 5,258113 Mbps mentre la deviazione standard è uguale a 1,100859.

Successivamente abbiamo determinato la funzione di distribuzione cumulativa normale poi, l'abbiamo confrontata con la funzione di distribuzione cumulativa dei risultati delle nostre simulazioni (vedere la Figura 5.3). Ci accorgiamo subito che i risultati delle nostre simulazioni sono quasi distribuiti normalmente, infatti la nostra CDF si discosta di poco dalla curva di distribuzione normale.

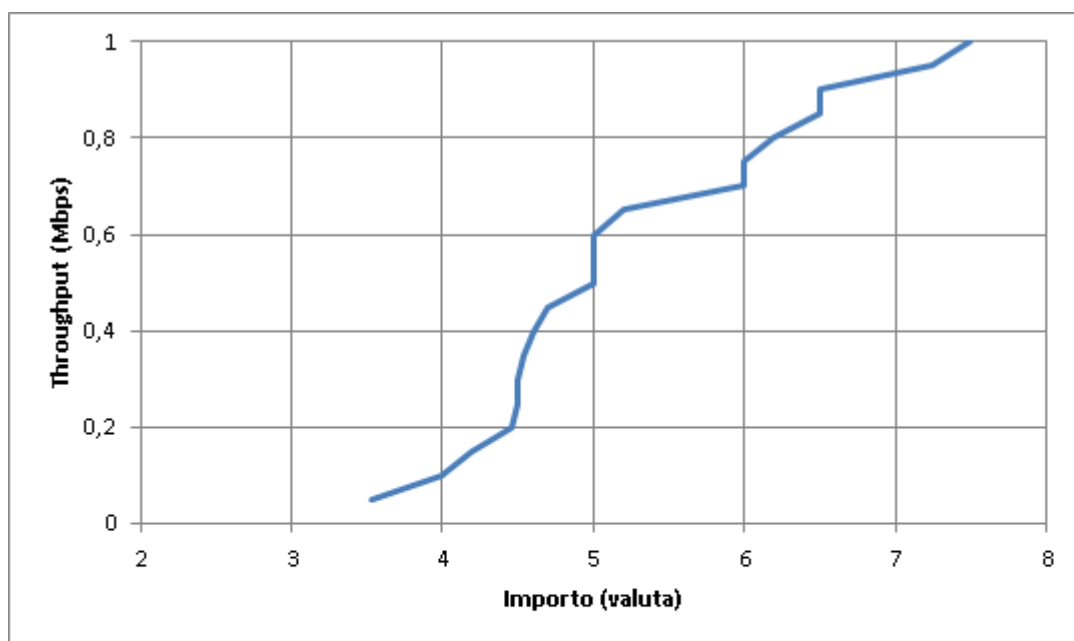


Figura 5.2: CDF del throughput della rete.

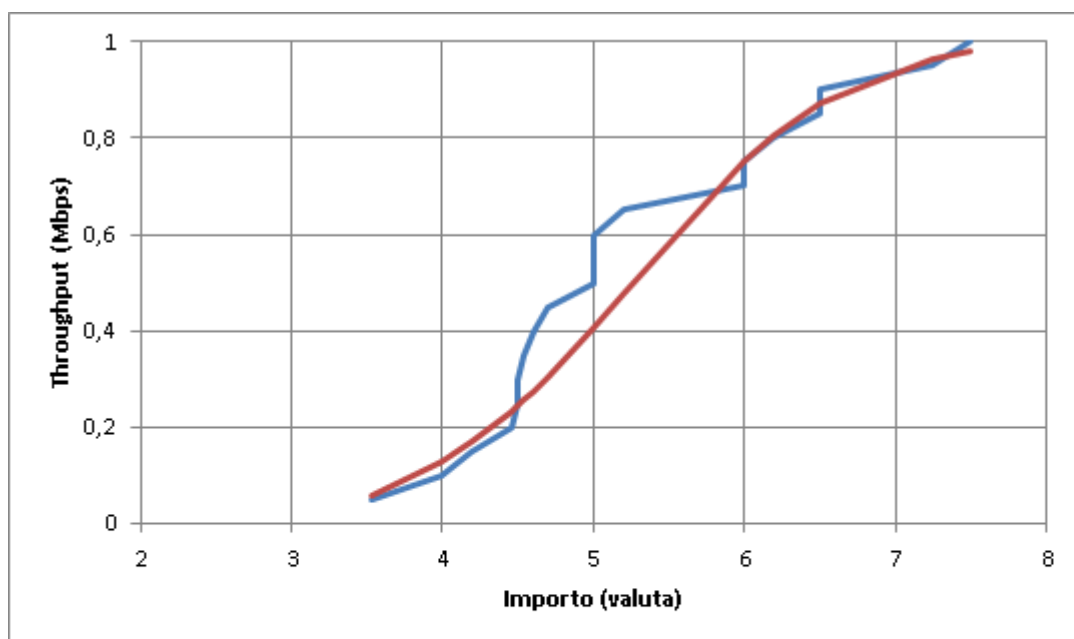


Figura 5.3: Confronto fra CDF e la distribuzione normale del throughput della rete.

5.2.2 Variazione del compenso α

In questa sezione, consideriamo fissi i parametri p , β e m_p mentre il compenso per unità di flusso ottenuto per la collaborazione in fase di inoltro dai nodi intermedi β è variabile. La Figura 5.4 rappresenta l'andamento del throughput della rete in funzione del compenso ed i valori dei parametri fissi sono $p = 10$, $\beta = 1$, $m_p = 2$.

Osserviamo una prima fase nella quale il throughput rimane costante al crescere di α , poi abbiamo una seconda fase in cui il throughput subisce un decremento prima di assumere un nuovo valore costante nell'ultima fase. Questo si spiega dal fatto che per valori crescenti di α , alcuni nodi sorgente riducono la quantità di flusso che trasmettono oppure smettono di trasmettere in alcuni casi perché si accorgono che è più conveniente agire come nodi intermedi. Notiamo come il comportamento egoistico dei nodi influenza le prestazioni della rete; infatti alcuni nodi, motivati da interessi personali hanno deciso di modificare le proprie azioni il che risulta in un throughput totale minore.

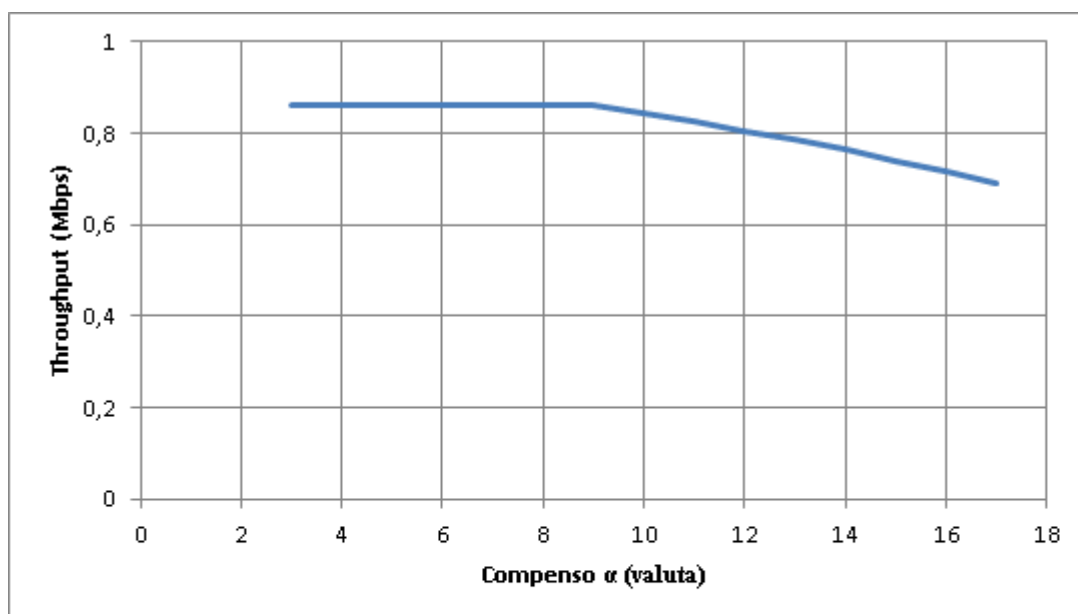


Figura 5.4: *Variazione del throughput in funzione del compenso α .*

5.2.3 Variazione del throughput in funzione dei costi di trasmissione

Nelle sezioni precedenti, abbiamo analizzato l'andamento del throughput nella rete al variare dei parametri p e β che sono rispettivamente l'ammontare che una sorgente vuole spendere per trasmettere il suo traffico fino alla destinazione e il compenso ricevuto da un nodo intermedio che inoltra il flusso di altri dispositivi. In questa sezione analizziamo la variazione del throughput della rete al variare dei costi di trasmissione.

In Figura 5.5 osserviamo la variazione del throughput in funzione del costo di trasmissione β mantenendo tutti gli altri parametri fissi. Ci accorgiamo logicamente che finché $\alpha \geq \beta$, i nodi intermedi partecipano all'inoltro dei diversi flussi verso le rispettive destinazioni mentre appena si verifica la condizione $\alpha < \beta$, la decisione logica per ogni nodo intermedio è quella di non inoltrare il flusso ricevuto. Un valore troppo elevato del costo di trasmissione di una unità di flusso equivale a un calo considerevole del throughput totale nella rete siccome solo i nodi sorgente le cui destinazioni sono nel raggio di trasmissione hanno un interesse a trasmettere. I parametri costanti hanno i valori $p = 10$, $\alpha = 5$, $m_p = 2$.

In Figura 5.6 abbiamo rappresentato la variazione del throughput in funzione del costo m_p che una sorgente deve pagare a ogni nodo intermedio che inoltra il suo flusso, i risultati sono stati ottenuti con i seguenti valori dei parametri costanti $p = 10$, $\alpha = 3$, $\beta = 1$. Questo costo ha un impatto non trascurabile sul throughput ottenuto nella rete perché incide sull'abilità dei nodi sorgenti a trasmettere. Infatti per piccoli valori di m_p , anche i nodi che devono usufruire dei servizi di altri riescono a trasmettere massimizzando anche i valori delle loro funzioni di utilità e questo si traduce con un throughput elevato. Mentre più si fa crescere il valore di m_p , meno sono i nodi sorgente che trasmettono perché non ci guadagnerebbero e assistiamo in questo modo al decremento del throughput. Valori molto grandi di m_p ci riconducono alla situazione in cui solo le sorgenti

con destinazioni nel raggio di azione trasmettono. Anche quando si ha m_p troppo piccolo si può assistere a una diminuzione del throughput, infatti per valori di m_p troppo piccoli alcune sorgenti possono trasmettere anche sui cammini più lunghi visto che possono sostenere i costi bassi. Questo equivale a una diminuzione delle risorse per altri nodi che non avverrebbe per valori maggiori di m_p .

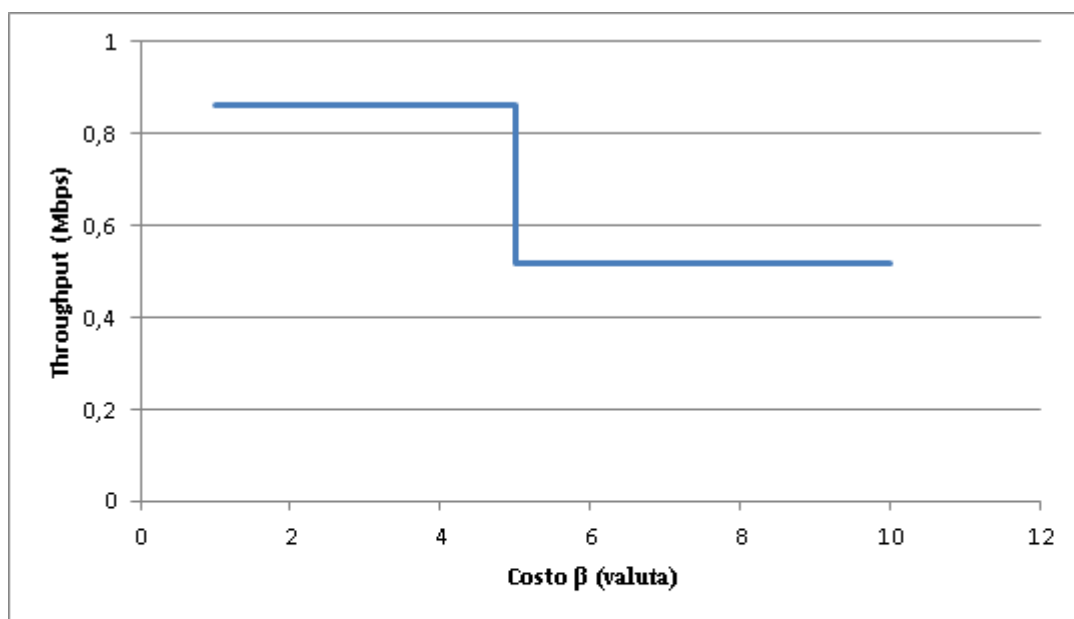


Figura 5.5: *Variazione del throughput in funzione del costo β .*

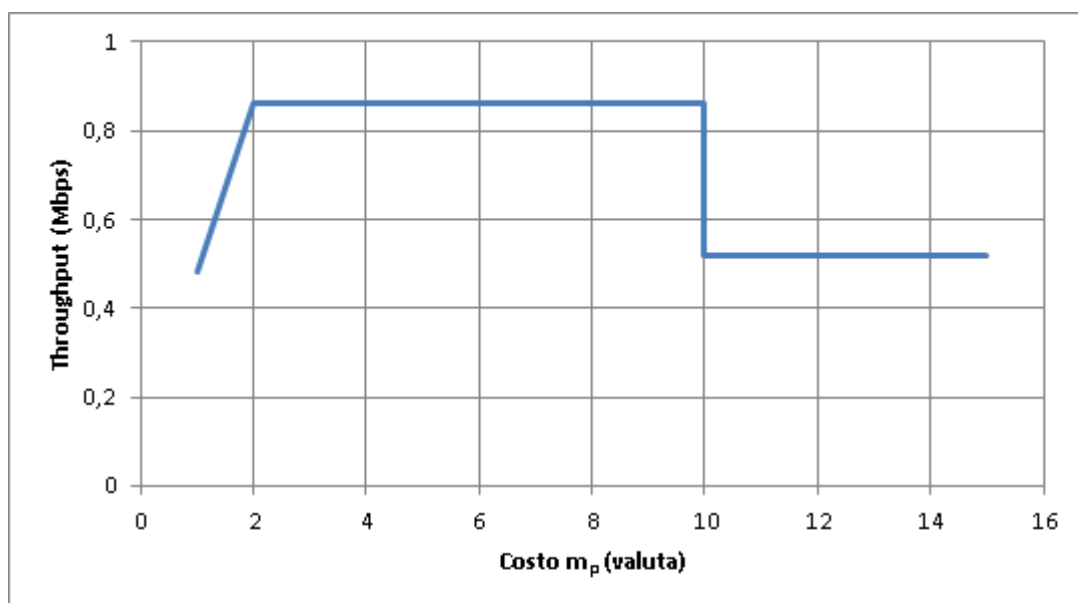


Figura 5.6: *Variazione del throughput in funzione del costo m_p .*

5.2.4 Confronto con la soluzione ottimale

Intendiamo per soluzione ottimale quella nella quale tutti i nodi cooperano per l'inoltro del traffico senza tenere in considerazione i propri interessi, e la funzione obiettivo è la massimizzazione del throughput della rete oppure il migliore utilizzo possibile delle risorse della rete. Il confronto dei risultati ottenuti in una rete mesh in presenza di nodi egoisti e quelli ottenuti in una rete cooperativa ci permette di illustrare come in alcuni casi anche se spinti da motivi egoistici, il throughput complessivo ricavato dalle decisioni dei nodi razionali e egoisti non si discosta tantp dal throughput ottenuto in una rete cooperativa.

Infatti osservando i risultati ottenuti nelle figure 5.1 e 5.4, possiamo assumere che per alcuni valori dell'importo p e del compenso α , i comportamenti egoistici dei nodi non influenzano la rete in modo troppo negativo visto che il throughput totale ottenuto si aggira intorno al 86% di quello ottenuto in una rete cooperativa. Mentre per valori più elevati di p e α , osserviamo un degrado di circa 20% in entrambi i casi che spieghiamo dall'egoismo dei nodi che si contendono di più le risorse quando i ricavi sono più elevati.

È lo stesso egoismo che caratterizza i router mesh che gli spinge a non collaborare qualora i costi sostenuti per la trasmissione diventano troppo elevati. Nelle figure 5.6 e 5.6, osserviamo come il throughput diminuisce di più di 35% per valori di β e m_p troppo grandi per permettere ai router mesh di ricavare un guadagno dall'instradamento. Mentre per valori ragionevoli di α e m_p si riesce ad ottenere un throughput totale pari al 86% di quello ottenuto in una rete cooperativa.

Capitolo 6

Conclusione

In questa tesi abbiamo proposto un meccanismo basato sugli incentivi per motivare i nodi egoisti a collaborare fra di essi per inoltrare i diversi flussi fino alle rispettive destinazioni. Contrariamente agli altri meccanismi ugualmente basati sugli incentivi il nostro non si limita a selezionare il cammino più corto per la trasmissione di un certo flusso. Infatti, visto che la nostra funzione di utilità dipende dalla quantità di flusso e non dal numero di pacchetti come succede quasi sempre, una sorgente sceglierà fra i cammini disponibili quello che gli offre il maggiore valore della funzione di utilità. I protocolli tradizionali basati sugli incentivi ricompensano quasi sempre i nodi intermedi considerando il numero di pacchetti che questi ultimi hanno inoltrato e ogni sorgente volendo minimizzare i costi di trasmissione, selezionerà il cammino più corto per trasmettere il proprio traffico. Però, questo modo di procedere risulta inefficiente perché non si selezionano sempre i percorsi con la migliore capacità. Il nostro meccanismo di incentivazione invece tiene conto anche della capacità di ognuno dei percorsi disponibili nel determinare il massimo valore ottenibile della funzione di utilità.

Abbiamo illustrato mediante le simulazioni il modo in cui i diversi parametri usati per incentivare i router mesh a collaborare influiscono sul throughput totale che si può ottenere utilizzando il meccanismo di incentivazione proposto. Per raggiungere livelli di throughput accettabili, è importantissimo fissare il valore dei vari parametri con molta accuratezza. Come risulta dalle simulazioni, per un im-

porto iniziale p delle sorgenti troppo piccolo, solo alcuni nodi possono trasmettere e il throughput complessivo diminuisce in modo considerevole. Allo stesso modo, se il costo di inoltro m_p che va pagato a ogni nodo intermedio presente sul cammino scelto dalla sorgente è troppo grande, il throughput totale ne risente dato che alcuni sorgenti avranno come migliore strategia non trasmettere. Se invece il costo di trasmissione è maggiore al compenso ricevuto da un nodo intermedio che partecipa all'inoltro, la migliore azione per i nodi intermedi è di non inoltrare nessun flusso.

I parametri che incentivano la collaborazione fra i nodi egoisti possono quindi essere considerati come dei regolatori del flusso nella rete. Infatti, in Figura 5.4 ci accorgiamo immediatamente come per valori del compenso α sempre più grandi alcuni router mesh riducono la quantità di flusso che trasmettono per agire come nodi intermedi. Dunque variando questi parametri è possibile limitare il numero di nodi sorgente trasmettenti in caso di sovraccarico della rete oppure incoraggiare i nodi sorgenti a trasmettere il proprio flusso se solo poche sorgenti devono trasmettere. Inoltre è stato illustrato che anche la distribuzione di tali sorgenti nella rete influisce sul throughput totale della rete. Questo comportamento deriva dalle caratteristiche delle reti radio siccome i nodi si contendono le risorse, più le sorgenti sono vicine più le azioni intraprese da una certa sorgente hanno delle ripercussioni sulle altre sorgenti nelle sue vicinanze.

Appendice A

Risoluzione del modello multirate

Alcune delle assunzioni fatte nel Capitolo 5 rimangono valide in questa sezione. Si considerano inoltre i diversi rate di trasmissione che possono essere utilizzati da un nodo in funzione del rapporto segnale rumore (per semplicità consideriamo il modello di propagazione Free Space per il calcolo del rate di trasmissione). Diversamente dalle considerazioni fatte sulla capacità di un nodo nel Capitolo 5, la quale viene divisa fra il nodo e i suoi vicini che trasmettono oppure ricevono del flusso, in questa sezione abbiamo considerato la capacità di un nodo equamente divisa tra tutti i vicini.

Osserviamo che anche se l'utilizzo delle risorse può essere inferiore, il limite imposto considerando i collegamenti congestionati ci permette di analizzare le prestazioni del meccanismo proposto nel caso peggiore. L'analisi riportata in questa sezione rappresenta perciò un limite inferiore alle prestazioni della soluzione.

A.1 Caratteristiche della rete

In queste simulazioni consideriamo un'area quadrata di $1000m \times 1000m$, con 50 router mesh distribuiti casualmente secondo una distribuzione uniforme e solo 10 di questi ultimi operano come access point per i clienti mesh. I nodi sorgente trasmettono in modo sequenziale, dopo la trasmissione del nodo $i \bmod 50$, anche

il nodo $(i + 1)$ **mod** 50 potrà trasmettere. Il raggio di trasmissione dei router mesh in funzione del rate è espresso nella seguente tabella

Capacità (Mbps)	6	12	24	36	48	54
Copertura (m)	210	190	120	100	61	34

I risultati numerici sono stati ottenuti in questa sezione risolvendo il modello matematico del Capitolo 4 dopo aver modificato il vincolo (4.3) sulla capacità mantenendo tutti gli altri vincoli. Il nuovo vincolo sulla capacità è rappresentato dalle seguenti equazioni

$$\sum_{\substack{r: i \in r, j \in r \\ r \in R}} y_{i,r} \leq c_{i,j} \quad \forall i \in V, \forall j \in H(i)$$

$$c_{i,j} = \frac{C_{i,j}}{|H(i)|}$$

dove $C_{i,j}$ è la capacità del collegamento (i, j) e $H(i)$ rappresenta l'insieme di tutti i nodi vicini del router mesh i e $|H(i)|$ è il numero di vicini del nodo i .

A.2 Risultati numerici

I risultati ottenuti in queste simulazioni rispecchiano quello che abbiamo notato nel Capitolo 5, cioè al variare di alcuni parametri i nodi sorgente tendono a trasmettere piuttosto che a inoltrare il flusso altrui oppure alcuni nodi rinunciano a agire perché non ricavano nessun beneficio dalla collaborazione.

A.2.1 CDF del throughput

Per analizzare l'andamento del throughput nella rete, abbiamo fatto diverse simulazioni generando ogni volta diverse coppie sorgente - destinazione, mentre abbiamo mantenuto fissi parametri p , m_p , α , β che hanno rispettivamente i valori 25, 2, 3 e 1. La Figura A.1 rappresenta la CDF ottenuta, il throughput medio vale

12,177585 per una deviazione standard di 3,547387406. In Figura A.2 sono confrontate la distribuzione cumulativa normale e la CDF ottenuta dai nostri risultati, e osserviamo che la nostra CDF deflette di poco dalla distribuzione cumulativa normale.

A.2.2 Variazione dei parametri p e β

In questa sezione illustriamo la variazione del flusso in funzione dell'importo p che un nodo dispone per pagare i servizi di trasmissione e del parametro β che è il costo di ritrasmissione di un'unità di flusso.

I risultati in Figura A.1 sono stati ottenuti considerando costanti i seguenti parametri: $m_p = 2$, $\alpha = 3$ e $\beta = 1$. Osserviamo in Figura A.3 come il throughput aumenta per valori crescenti di p fino a diventare costante dopo aver raggiunto il throughput di equilibrio che in questo caso, corrisponde a quello che abbiamo nella rete cooperativa. Mentre in Figura 5.1 abbiamo notato un leggero decremento del throughput all'aumentare di p . Ciò si spiega dal fatto che per valori di p elevati, in alcuni casi più nodi sorgenti trasmettono perché ci guadagnano mentre in alcuni casi le interferenze dovute al gran numero di sorgenti attive riduce il throughput.

La Figura A.4 invece illustra quello che avevamo già osservato in Figura 5.5 cioè finché $\beta < \alpha$ dove α è il compenso per unità di flusso inoltrato, i nodi intermedi partecipano all'instradamento mentre per $\beta > \alpha$ i nodi intermedi smettono di collaborare. Questo ultimo caso è quello dove gli unici nodi a trasmettere sono quelli che trovano le destinazioni nel loro raggio di trasmissione.

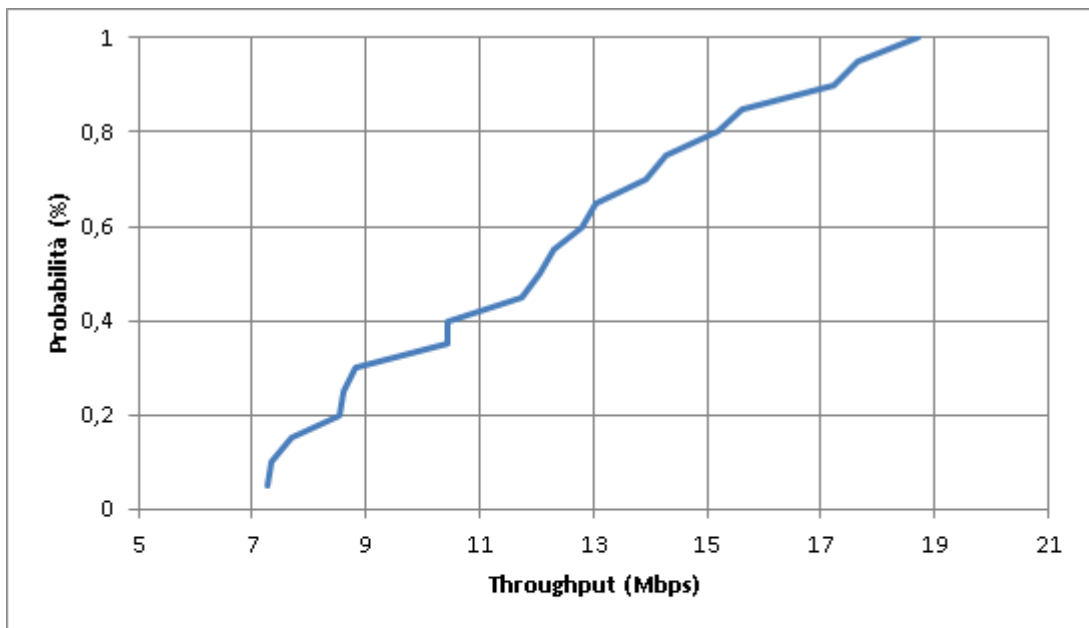


Figura A.1: CDF del throughput della rete multirate.

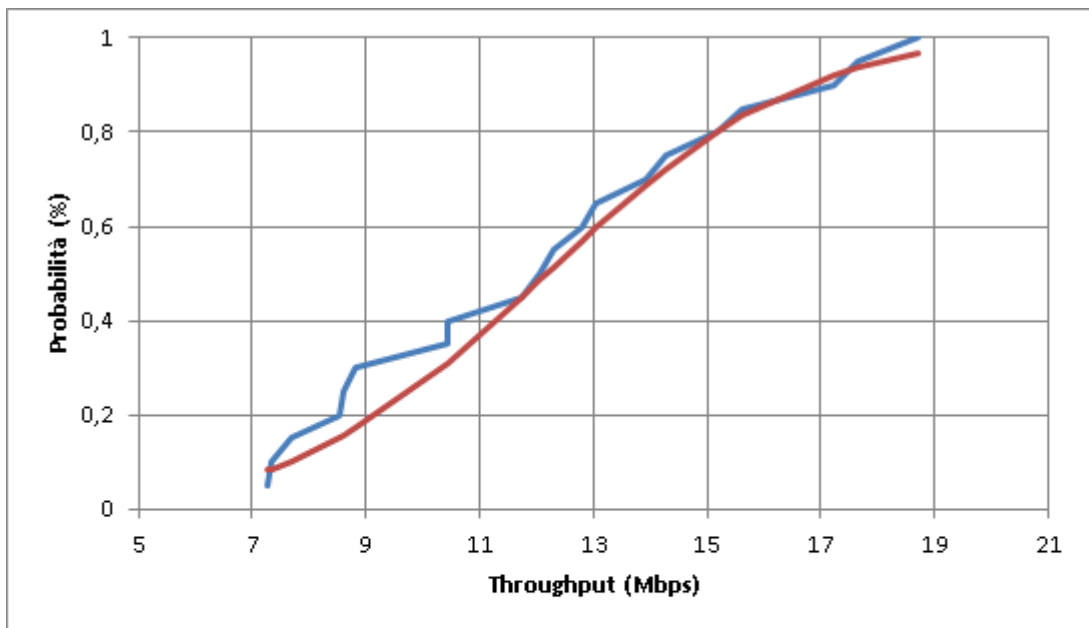


Figura A.2: Confronto fra CDF e la distribuzione normale del throughput della rete multirate.

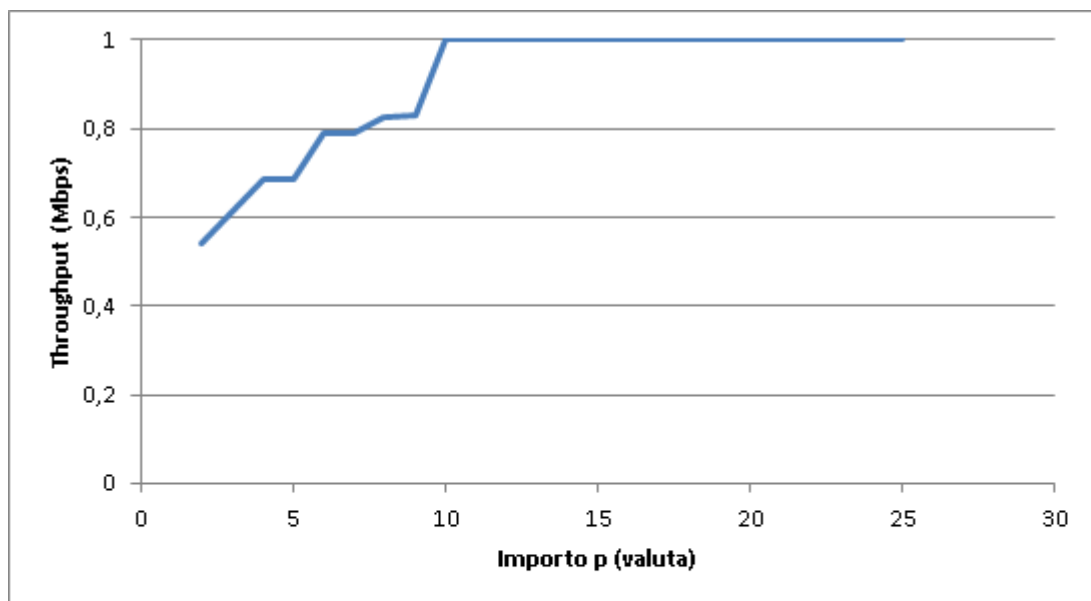


Figura A.3: *Variazione del throughput della rete multirate in funzione dell'importo p.*

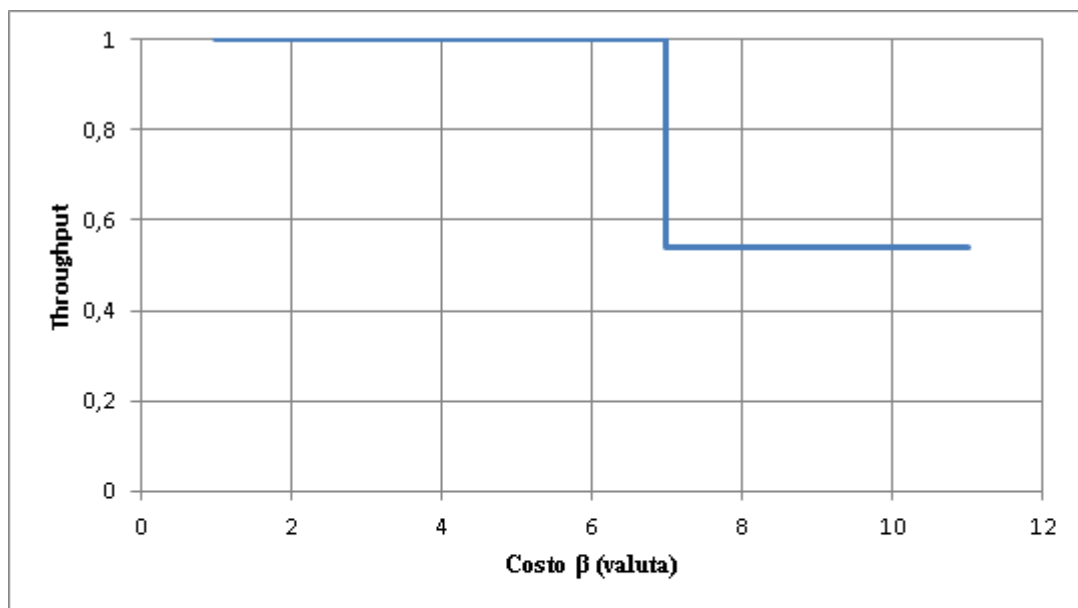


Figura A.4: *Variazione del throughput della rete multirate in funzione del costo β .*

Bibliografia

- [1] A. Agnetis. *Introduzione alla Teoria dei Giochi*. Dipartimento di Ingegneria dell'Informazione, Università degli Studi di Siena.
- [2] B. Awerbuch, R. Curtmola, D. Holmer, C. Nita-Rotaru, and H. Rubens. ODSBR: An On-dDemand Secure Byzantine Resilient Routing Protocol for WirelessAd Hoc Networks. In *ACM Transactions on Information and System Security (TISSEC)*, 2008.
- [3] M. Campista, P. Esposito, I. Moraes, L. H. Costa, D. Passos, C. V. de Aulbuquerque, D. C. Saade, and M. Rubinstein. Routing Metrics and Protocols for Wireless Mesh Networks. *IEEE Network*, 22(1), 2008.
- [4] A. Capone and F. Martignon. A Multi-Commodity Flow Model for Optimal Routing in Wireless Mesh Networks. *Journal of Networks*, 2(3), 2007.
- [5] Douglas S. J. De Couto, Daniel Aguayo, John Bicket, and Robert Morris. A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Routing. In *ACM Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM)*, 2003.
- [6] J. Crowcroft, R. Gibbens, F. Kelly, and S. Östring. Modelling Incentives for Collaboration in Mobile Ad Hoc Networks. In *Modelling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, 2003.
- [7] Richard Draves, Jitendra Padhye, and Brian Zill. Comparison of Routing Metrics for Static Multi-Hop Wireless Networks. In *ACM SIGCOMM*, 2004.

- [8] S. Eidenbenz, G. Resta, and P. Santi. The COMMIT Protocol for Truthful and Cost-Efficient Routing in Ad Hoc Networks with Selfish Nodes. In *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2008.
- [9] J. Eriksson, M Faloutsos, and S.V. Krishnamurthy. Routing Amid Colluding Attackers. In *IEEE ICNP*, 2007.
- [10] W. Galuba, P. Papadimitratos, M. Poturalski, K. Aberer, Z. Despotovic, and W. Kellerer. Castor: Scalable Secure Routing for Ad Hoc Networks. In *IEEE INFOCOM*, 2009.
- [11] P. Jacquet, P. Mùhlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, and L. Viennot. Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks. In *IEEE INMIC*, INRIA Rocquencourt, BP 105, 78153 Le Chesnay Cedex, France, 2001.
- [12] David B. Johnson and David A. Maltz. *Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks*. Kluwer Academic Publishers, Computer Science Department, Carnegie Mellon University, 5000 Forbes Avenue Pittsburgh, PA 1513-3891, dbj@cs.cmu.edu, 1996.
- [13] Z. Li and H. Shen. Game-Theoretic Analysis of Cooperation Incentive Strategies in Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2012.
- [14] F. Martignon, S. Paris, and A. Capone. Optimal Node Placement in Distributed Wireless Security Architectures. In *The 10th International IFIP TC 6 Conference on Networking. Vol. Part I, Valencia, Spain*, 2011.
- [15] F. Martignon, S. Paris, A. Capone, and C. Nita-Rotaru. EWF: A Cross-Layer Metric for Reliable Routing in Wireless Mesh Networks with Selfish Participants. In *IEEE INFOCOM*, 2011.

- [16] N. Nisan, T. Roughgarden, E. Tardos, and V.V. Vazirani. *Algorithmic Game Theory*. Cambridge University Press, Cambridge, UK, 2007.
- [17] V. Srivatas, J. Neel, A. B. Mackenzie, R. Mennon, L. A. DaSilva, J. E. Hicks, J. H. Reed, and R. P. Gilles. Using Game Theory to Analyze Wireless Ad Hoc Networks. *IEEE Communication Surveys*, 7(4), 2005.
- [18] S. Zhong, J. Chen, and Y.R. Yang. Sprite: A Simple, Cheat-Proof, Credit-Based System for mobile Ad Hoc Networks. In *IEEE INFOCOM*, 2003.