

Metriche e Metodologie di misura

1 Definizione di banda e relative metriche

A livello fisico il termine banda sta ad indicare l'ampiezza dello spettro di un segnale elettromagnetico o il range di frequenze che caratterizza la propagazione di un sistema di telecomunicazione, nell'ambito delle reti a commutazione di pacchetto il concetto di banda caratterizza la quantità di dati che una rete può trasferire per unità di tempo.

Nel contesto delle reti dati si specificano tre diverse metriche per caratterizzare il concetto di banda:

La **Capacità** che è il massimo traffico che un link può trasportare.

La **Banda disponibile** che è la massima banda inutilizzata di un link o di un path.

La **Bulk Transfer Capacity** che è il massimo throughput raggiungibile da una trasmissione tcp.

Le prime due metriche sono definite sia per link singoli che per un path end-to-end, mentre la BTC è definita solo per path end-to-end. Distingueremo tra link a livello data link, che chiameremo "segmenti", e link a livello Ip, detti invece "hop".

Un segmento normalmente corrisponde ad un collegamento fisico punto-punto, un circuito virtuale, o un accesso condiviso ad una rete locale (Ethernet, FDDI, ring) . Un hop potrebbe invece consistere in una sequenza di uno o più segmenti, connessi attraverso switch, bridge, o altri apparati di secondo livello. Definiamo "path end-to-end P" da un host S sorgente ad un altro host destinazione D come la sequenza di hop che collegano S a D.

1.1 Capacità

Un collegamento a livello data link, segmento, può normalmente trasferire dati ad una velocità di trasmissione costante. Per esempio questa velocità è di 10Mb/s su un segmento Ethernet 10BaseT, e di 1.544 Mb/s su un segmento T1. La velocità di trasmissione di un segmento è limitata sia dalla banda del mezzo di trasmissione sia dall'hardware dei trasmettitori e ricevitori ottici od elettronici , che costituiscono gli estremi del collegamento.

A livello rete invece un hop trasmette ad una velocità più bassa della sua velocità di trasmissione nominale.

Questo limite è dovuto all'overhead necessario per l'incapsulamento ed il framing di livello 2. Entrando più nel dettaglio, un segmento di capacità nominale C_{L2} trasmette un pacchetto IP lungo L_{L3} byte in un tempo pari a

$$\Delta_{L3} = \frac{L_{L3} + H_{L2}}{C_{L2}}, \quad (1)$$

dove H_{L2} è l'overhead totale di livello 2 , espresso in byte. La capacità C_{L3} dello stesso segmento a livello IP è

$$C_{L3} = \frac{L_{L3}}{\Delta_{L3}} = \frac{L_{L3}}{\frac{L_{L3} + H_{L2}}{C_{L2}}} = C_{L2} \frac{1}{1 + \frac{H_{L2}}{L_{L3}}}. \quad (2)$$

Appare evidente da quest'ultima formula che la capacità a livello tre dipende dalla dimensione del pacchetto Ip con l'aggiunta dell'overhead di livello 2. Ad esempio per una Ethernet 10BaseT, C_{l_2} è 10 Mbps e H_{l_2} è 38 bytes (18 byte per l'header Ethernet, 8 byte per il preambolo della frame, e l'equivalente di 12 byte per il gap interframe, l'intervallo tra una frame trasmessa e la successiva da trasmettere).

DST MAC	SRC MAC	Frame Type	DATA	CRC
6 Bytes	6 Bytes	2	46 - 1500 Bytes	4 Bytes

Frame Ethernet

Dunque, ad esempio, la capacità di un hop a livello tre può valere 7.24 Mbps per pacchetti da 100 byte e 9.75 Mbps per pacchetti da 1500 byte.

Un altro protocollo significativo è PPP. Esso rappresenta uno standard per la trasmissione di datagrammi multiprotocollo per collegamenti seriali punto punto. Esso supporta:

- Metodo di incapsulamento datagrammi
- Protocollo per il controllo del collegamento(LCP), per stabilire, configurare e testare le connessioni
- Protocollo di controllo NCP

Per trasmissioni PPP, assumiamo che la MTU (Maximum Transmission Unit) è di 1500 byte, mentre l'overhead di livello due l'overhead di livello 2 è di 8 byte.

Flag	PPP Hdr	Data	CRC	Flag
------	---------	------	-----	------

Frame PPP

Flag 0x7e
 Header: 1-4 bytes (negotiable)
 CRC: 16 bits

La Fig.4. mostra il rapporto C_{L3}/C_{L2} in funzione della dimensione dei pacchetti, per un'incapsulamento Ethernet e PPP.

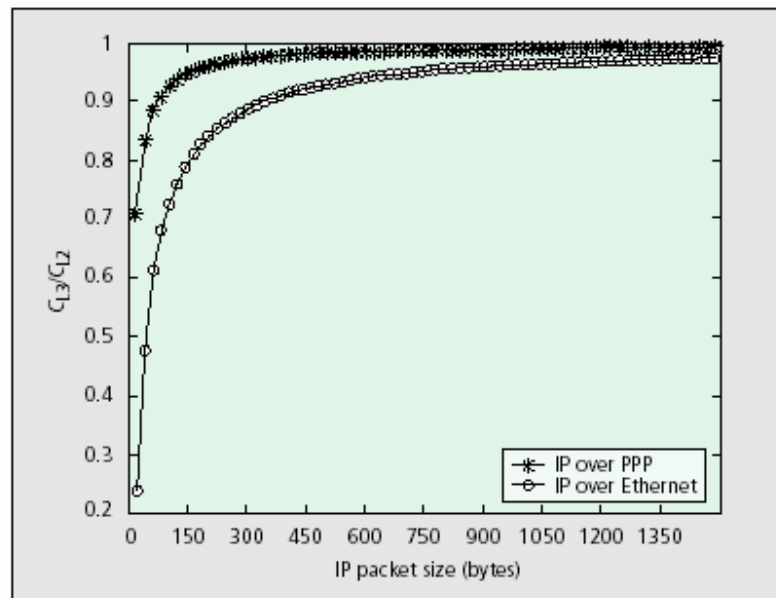


Fig. 4. La frazione di capacità di un segmento a livello rete in funzione della dimensione del pacchetto

Si definisce Capacità C_i di un hop i il massimo bit rate a livello rete su quell'hop. Dall'equazione (2) si evince come questo valore massimo di velocità di trasferimento a livello rete dipenda dalla dimensione della MTU.

Definiamo dunque la capacità di un hop, come il bit rate misurato a livello IP al quale sull'hop vengono trasferiti pacchetti IP di dimensione MTU.

Questa definizione può essere estesa ad un percorso di rete e anche per esso avremo che la capacità è la massima velocità a livello rete alla quale il percorso può trasferire dati dal mittente al destinatario. In altre parole, la capacità di un percorso stabilisce il limite superiore al throughput che un utente può aspettarsi a livello rete da un percorso. Il collegamento che lungo il percorso possiede una capacità più piccola determina la capacità C end-to-end, che è

$$C = \min_{i=1,\dots,H} C_i, \quad (3)$$

dove C_i è la capacità dell' i -esimo hop, e H è il numero di hop in un percorso. L'hop con la minima capacità lungo il percorso è detto *narrow link*.

Molti percorsi includono dei regolatori di traffico e dei limitatori di velocità, rendendo più complicata la definizione di capacità. In particolare un regolatore di traffico può permettere una trasmissione ad una velocità di picco P per un burst di durata prefissata B , ed una trasmissione ad una velocità più bassa S per burst più lunghi. Dal momento che noi vediamo la capacità come il limite superiore della velocità alla quale un percorso può trasmettere è naturale definire la capacità di un siffatto collegamento come la velocità di picco P piuttosto che come la velocità S . Un limitatore di velocità potrebbe trasferire ad un hop a livello rete solo una frazione della capacità del segmento sottostante. Per esempio gli ISP (Internet Service Providers) spesso usano dei limitatori di velocità per suddividere la capacità di un collegamento OC-3 tra diversi utenti, facendo pagare ad ogni utente una quota proporzionale alla porzione di banda concessa. In questo caso noi definiamo la capacità dell'hop come il limite di velocità a livello rete imposto a quel hop. Bisogna pur dire che alcune tecnologie di livello 2 non operano con una velocità di trasmissione costante. Per esempio, le LAN di tipo wireless IEEE 802.11b trasmettono le loro frame a 11, 5.5, 2 o 1 Mb/s in base al bit error rate del mezzo wireless. Si può adattare la precedente definizione di capacità a queste tecnologie considerando gli intervalli di tempo nei quali la capacità rimane costante.

1.2 Banda disponibile

La banda disponibile è un'importante metrica per un singolo collegamento o per un percorso end-to-end. La banda disponibile si riferisce alla capacità non utilizzata o risparmiata da un collegamento in un certo periodo di tempo. Se la capacità di un

collegamento dipende dalla tecnologia di trasmissione del mezzo di propagazione, la banda disponibile di un collegamento dipende anche dal carico di traffico di quel collegamento, ed è tipicamente una metrica tempo-variante. Ad un determinato istante di tempo, un collegamento o trasmette un pacchetto sfruttando la sua massima capacità o è inattivo. In questo modo l'utilizzazione istantanea del collegamento può assumere solo i valori 0 ed 1.

Nasce la necessità d'introdurre una metrica come banda disponibile che media l'utilizzazione istantanea di un collegamento sull'intervallo di tempo di interesse.

L'utilizzazione media $\bar{u}(t-\hat{\tau}, t)$ per un intervallo temporale $(t-\hat{\tau}, t)$ è data da

$$\bar{u}(t-\hat{\tau}, t) = \frac{1}{\hat{\tau}} \int_{t-\hat{\tau}}^t u(x) dx, \quad (4)$$

dove $u(x)$ è la banda disponibile istantanea del collegamento all'istante di tempo x . Noi consideriamo la lunghezza temporale $\hat{\tau}$ come la scala temporale su cui mediare la banda disponibile. La Fig.5 illustra questo effetto di media. In questo esempio il collegamento è usato in otto intervalli su 20 tra 0 e T, producendo una utilizzazione media del 40 %.

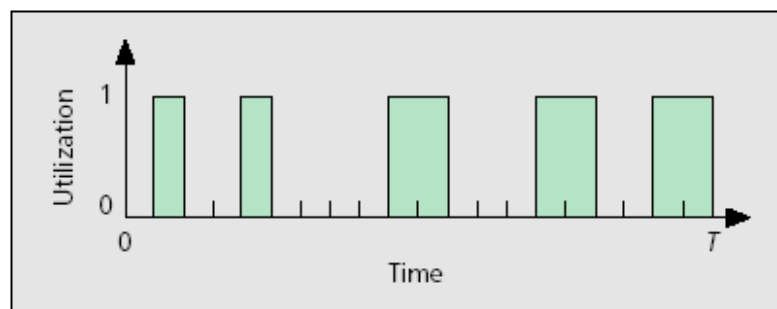


Fig.5.Utilizzazione istantanea di un collegamento durante un intervallo di tempo (0,T).

Definiamo ora la banda disponibile di un hop i in un certo intervallo di tempo. Se C_i è la capacità di un hop i , e u_i è l'utilizzazione media di quel hop nell'intervallo del tempo prefissato, la banda disponibile media A_i del hop i è data dalla frazione di capacità inutilizzata,

$$A_i = (1 - u_i)C_i. \quad (5)$$

Estendendo la definizione precedente ad un percorso di H -hop, la banda disponibile del percorso end-to-end è la minima banda disponibile registrata tra tutti gli H hop,

$$A = \min_{i=1, \dots, H} A_i. \quad (6)$$

L'hop con la minima banda disponibile è chiamato tight link del percorso end-to-end.

La Fig.6 mostra un modello a “tubi di flusso” per un percorso di rete con rappresentazione fluida del traffico, dove ciascun collegamento è rappresentato da un tubo.

L'ampiezza di ciascun tubo corrisponde alla capacità relativa del corrispondente collegamento. L'area più scura di ciascun tubo evidenzia la porzione di capacità utilizzata su quel collegamento, mentre quella più chiara mostra la capacità risparmiata. Il collegamento con la minima capacità, $C1$ in questo esempio, determina la capacità del percorso end-to-end, mentre il collegamento con la minima banda disponibile $A3$ determina la banda disponibile del collegamento end-to-end. collegamento stretto. Come appare chiaro dallo schema esemplificativo a “tubi di flusso”, non sempre il link avente capacità minore, il bottleneck link, il primo in Fig.6, risulta essere anche il tight link, il terzo in figura.

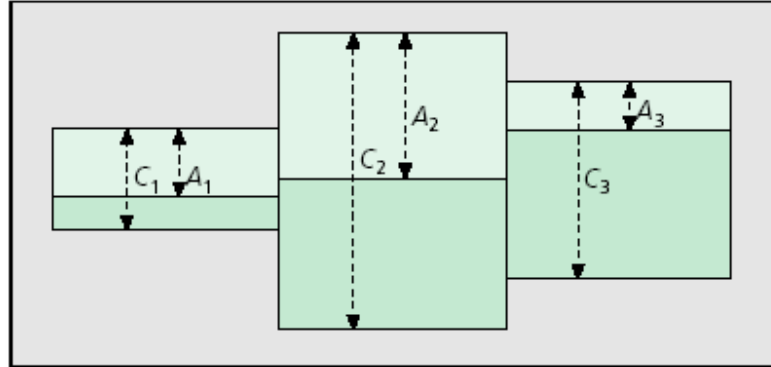


Fig.6. Un modello a tubi per un percorso di rete composto da tre hop con traffico di tipo fluido.

Molte metodologie per la stima della banda disponibile mediano l'utilizzazione del collegamento e fanno l'assunzione che essa rimanga costante (ad esempio, considerano un carico di traffico stazionario su un percorso della rete). Questa assunzione è ragionevole su intervalli di tempo relativamente brevi, mentre non si può dire lo stesso per intervalli di tempo più lunghi. Per questi ultimi variazioni diurne del carico hanno un maggiore impatto sulle misurazioni. Si noti inoltre che un'utilizzazione media costante (stazionarietà) non esclude la variabilità del traffico (burstiness) e gli effetti della dipendenza che si hanno su ampie scale. Dal momento che la banda disponibile media può cambiare nel tempo, è importante misurarla rapidamente. Questo è vero specialmente per quelle applicazioni che usano misurazioni di banda disponibile per adattare la loro velocità di trasmissione. Al contrario, la capacità di un percorso rimane tipicamente costante per lunghi intervalli di tempo, almeno fino a che non avvengono cambiamenti nel routing o variazioni e spostamenti di link. La capacità di un percorso perciò non ha bisogno di essere misurata così rapidamente come la banda disponibile.

1.3 Tcp Throughput e Bulk Transfer Capacity (BTC)

Un'altra metrica chiave per la stima di banda su reti TCP/IP è il throughput TCP di un collegamento. TCP è il protocollo di trasporto più usato in Internet, porta pressoché il 90% del traffico complessivo in rete [2].

La fondamentale differenza con l'UDP è che il TCP garantisce un servizio di trasporto affidabile, presentando le seguenti caratteristiche:

Stream Orientation: quando due programmi applicativi trasferiscono dati (*stream of bit*), il flusso trasmesso alla macchina destinazione è esattamente lo stesso di quello originato nella macchina sorgente.

Virtual Circuit Connection: dal punto di vista del programmatore e dell'utente, il servizio che il TCP fornisce è analogo a fornire una connessione dedicata.

Buffered Trasfer: i router interessati dal trasferimento sono provvisti di buffer per rendere più efficiente il trasferimento e minimizzare il traffico di rete.

Full-duplex Connection: la connessione fornita dal TCP/IP stream service permette un trasferimento di flusso contemporaneo ed indipendente in entrambe le direzioni, senza apparente interazione.

L'affidabilità è garantita da una tecnica nota come acknowledgement with retransmission (riscontro con ritrasmissione). Tale tecnica prevede che il destinatario invii un messaggio di acknowledgement (ACK) al mittente, una volta ricevuto un pacchetto. Il mittente mantiene una copia di ciascun pacchetto spedito e la rimuove dal buffer di trasmissione solo dopo aver ricevuto l'ACK relativo ad essa. L'introduzione del protocollo Sliding Windows (finestre scorrevoli) rende molto più efficiente la trasmissione e quindi l'utilizzo della banda, perché permette al mittente di trasmettere tutti i pacchetti nella finestra senza dover aspettare l'ACK; via via che arrivano i vari ACK, il TCP fa slittare la finestra in avanti trasmettendo dei nuovi pacchetti dinamicamente, come rappresentato in Fig.7:

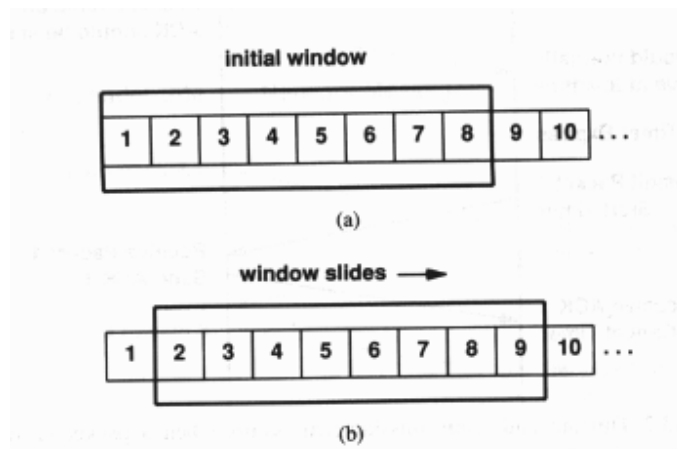


Fig.7.Finestre scorrevoli.

Le dimensioni della finestra possono variare fino ad un massimo di 64 Kbyte. Una finestra di ampiezza opportuna riuscirebbe quasi, ipotizzando di non perdere pacchetti, a saturare completamente la banda di trasmissione.

Infatti appena il primo pacchetto della finestra arriva a destinazione, parte subito un ACK: se il round-trip di quel collegamento è abbastanza piccolo, o la finestra sufficientemente grande, in modo che l'ACK arrivi prima che il trasmettitore abbia esaurito la finestra, allora il flusso di dati è continuo.

Al contrario, se il round-trip è lento, si può avere la cosiddetta "silly window syndrome", che consiste in un comportamento anomalo del TCP. Il trasmettitore spedisce i pacchetti nella finestra e poi perde del tempo aspettando i relativi ACK prima di passare ai dati successivi, lavorando quindi con una generazione impulsiva del carico in rete.

Dunque, la finestra TCP è proprio la quantità di dati (misurata in byte) che viene spedita senza attendere conferma dall'host remoto. Durante una trasmissione di dati, il TCP prova ad aumentare gradualmente la grandezza della finestra TCP fino a che non si verifica una mancanza di conferma da parte dell'host remoto, in tale caso il pacchetto perso viene rispedito e la finestra diminuita.

La grandezza della finestra TCP di partenza è definita a livello di sistema o di applicazione, la grandezza massima è definita, in generale, dal sistema. Disporre di un valore di partenza troppo basso causa una certa attesa prima che la finestra diventi di dimensioni ottimali per la trasmissione dati. Se il valore massimo è troppo piccolo, allora il massimo throughput che si può ottenere è, a volte, sensibilmente minore della banda disponibile. La grandezza della finestra ottimale è quella che riduce il tempo di attesa delle conferme al minimo, ovvero quella che impegna tutta la banda disponibile del canale in trasmissione durante il tempo di attesa della conferma al primo pacchetto mandato, e può essere calcolata secondo la semplice equazione:

$$w_{size} = A_{path} \Delta t$$

dove w_{size} è la dimensione della finestra TCP e A_{path} è la banda disponibile del path lungo il quale vengono spediti i dati, e Δt è il round trip time.

Poi per consentire una più corretta politica di gestione della congestione ogni host tiene traccia della dimensione della *finestra di ricezione* del destinatario dei pacchetti e della *finestra di congestione* che rappresenta il massimo numero di byte che la rete è in grado di trasmettere senza che si verifichino dei timeout; ogni volta un host dovrà inviare dei dati prenderà come numero massimo di byte trasmissibile il minimo tra le dimensioni delle finestre sopraccitate. Una metrica legata al throughput tcp, sarebbe dunque di grande interesse per gli utenti finali. Sfortunatamente non è facile definire il throughput atteso per una trasmissione tcp.

Molti fattori possono influenzare sul throughput TCP, la dimensione, il tipo di cross traffic (UDP o TCP), il numero di connessioni TCP, la dimensione dei buffer delle socket TCP dalla parte del mittente e del destinatario, la congestione lungo il percorso inverso, la dimensione dei buffer del router, la capacità e il carico di ogni collegamento lungo il percorso di rete. Variazioni nelle specifiche e nell'implementazione delle varie versioni di TCP, come NewReno [3], Reno, o

Tahoe, uso di ACK selettivo (SACKs) [4] anzichè ACK cumulativo, la selezione della dimensione della finestra di partenza [5], e molti altri parametri influenzano il throughput TCP.

Per esempio, il throughput di un piccolo trasferimento dati, come quello di una pagina web, prima che dipendere dalla banda disponibile del collegamento, può dipendere dal meccanismo di selezione della finestra di trasmissione iniziale e dalla finestra di congestione iniziale, dal Round-Trip Time (RTT). Al contrario, il throughput tcp per il trasferimento di una grossa quantità di dati può variare significativamente quando si usano versioni diverse di tcp anche se la banda disponibile è la stessa.

La Bulk-Transfer-Capacity (BTC) definisce una metrica che rappresenta il throughput raggiungibile (achievable throughput) da una connessione tcp. La BTC è il massimo throughput ottenibile da una singola connessione tcp. Tale connessione deve implementare tutti gli algoritmi per il controllo della congestione specificati in RFC 2581 [7].

Notiamo che la BTC e la banda disponibile sono fondamentalmente metriche differenti. BTC fa riferimento esclusivamente alla connessione tcp e provvede a fornire un upper bound al throughput che la singola connessione tcp può raggiungere su un path. La banda disponibile, invece, non dipende dal particolare protocollo di trasmissione utilizzato e provvede a stimare la banda che un path può offrire prima di saturare il suo tight link.

2 Metodologie di misura

Per la stima della banda disponibile di un path sono state proposte diverse metodologie, ma solo recentemente si è assistito allo sviluppo di tool software che implementano gli algoritmi, i protocolli ed i filtri statistici su cui esse si fondano.

Una prima classificazione delle tecniche di misurazione le distingue in tecniche di misura attive e passive ed in tecniche di misura intrusive e non intrusive.

2.1 Misure passive ed attive

Le misure passive sono realizzate analizzando il traffico esistente che passa in un punto preciso di una rete IP. L'applicazione di questa tecnica è limitata ai confini della rete IP di cui si ha completo controllo, quindi si può analizzare solo il traffico che transita attraverso alcuni punti della rete.

Le informazioni raccolte permettono di determinare le caratteristiche del traffico (e.g. distribuzione dei protocolli e delle applicazioni utilizzate, distribuzione delle dimensioni dei pacchetti) senza alterare il suo stato. Potenzialmente queste misure sono molto efficienti ed accurate perché osservano il fenomeno "dall'esterno" non interferendo con esso, ma hanno il grosso limite di poter osservare solo piccoli tratti di una rete.

Le tecniche attive, d'altra parte, hanno la caratteristica di agire *attivamente* sulla rete, nel senso che esse generano del traffico di test sul tratto da valutare e ne osservano il comportamento. In questo modo è possibile analizzare anche reti di grandi dimensioni, perché basta disporre del controllo solo di alcune macchine situate su una rete, cosa possibile ad un gruppo di utenti finali, per poter misurare le metriche relative alle sue prestazioni. Ovviamente il problema può nascere nel momento in cui il traffico generato carica troppo la rete, per cui i risultati della misura non risultano più affidabili, essendo essi stessi non più rappresentazione dello stato della rete, ma specchio di una alterazione dello stato della stessa.

Nonostante il traffico aggiuntivo può peggiorare le prestazioni globali, questa modalità di misura è spesso l'unica che può essere utilizzata su Internet e sta conoscendo un periodo di sostenuto sviluppo. Esistono numerosi strumenti e sistemi per realizzare misure attive questo capitolo e il successivo sono interamente dedicati ad approfondire l'argomento. Le tecniche attive hanno la capacità di osservare il fenomeno "dall'interno", col rischio però di alterarlo se non ben calibrate.

Queste ultime sono quindi orientate alla realizzazione di misure che siano il più possibile accurate, veloci e robuste, dove per robuste intendiamo utili ed adattabili alla grossa varietà di situazioni che si possono presentare in Internet (pochi o molti hop, link vuoti o saturi, ecc)

E' auspicabile inoltre che siano gli end host ad effettuare queste operazioni piuttosto che i router, dato che questi ultimi derivano la loro velocità dall'essere il più semplici possibile, per cui rallentarli per fargli calcolare la banda disponibile non sarebbe affatto una metodologia che produrrebbe buoni risultati.

Sono allo studio anche delle metodologie per combinare i metodi di misura attivi e passivi , ottimizzando i risultati nei casi in cui sia possibile utilizzare entrambi.

2.2 Misure intrusive e non intrusive

Definiamo tecniche *intrusive* quelle che all'atto della misura alterano significativamente lo stato della rete su cui agiscono.

Definiamo tecniche *non intrusive* quelle che utilizzano tecniche che tentano di minimizzare l'impatto nei confronti della rete su cui effettuano le misure. Questa distinzione, ovviamente, è una forzatura in virtù del fatto che in molti casi non esistono le condizioni per decretare la netta appartenenza di una tecnica ad una delle due macrocategorie, ma risulta utile per i nostri scopi di analisi.

La caratteristica tipica delle tecniche intrusive è di operare effettuando nel modo più rapido possibile il trasferimento di una certa quantità di dati (detto *bulk transfer*) tra gli estremi A e B di un path e misurando la velocità a cui questo avviene. Questa velocità è per definizione il throughput tra A e B. Tale metodologia di misura ha il vantaggio di permettere di determinare il throughput di un path con esattezza, ma allo stesso tempo presenta lo svantaggio di immettere una grossa quantità di traffico nel path, alterando le condizioni della rete e rallentando, in misura più o meno ampia, il traffico già presente su un path.

Le tecniche non intrusive, cercano invece di minimizzare il traffico che generano, in tale modo la misura altera solo in minima parte lo stato della rete. Ad esempio, esiste un modo non intrusivo di misurare la capacità di un path, basato sull'analisi dei ritardi accumulati da treni di pacchetti di taglie diverse spediti lungo il path stesso[17]. Questo modo di operare prende il nome di tecnica di dispersione dei pacchetti (packet dispersion technique) [14]. Le tecniche non intrusive sono inevitabilmente più complesse e utilizzano degli argomenti statistici a causa del fatto che può essere presente traffico variabile sul path durante la misura.

3 Tecniche per la stima della banda

Questa sezione descrive le tecniche di misurazione della banda esistenti per valutare la capacità e la banda disponibile su singoli hop e percorsi end-to-end .

Noi focalizziamo la nostra attenzione sulle quattro principali tecniche: VPS (Variable Packet Size probing), PPTD (Packet Pair/ Train Dispersion), SLoPS (Self-Loading of Periodic Streams), e TOPP (Trains Of Packet Pairs).

VPS stima la capacità di un singolo hop, PPTD stima la capacità di percorsi end-to-end, mentre SLoPS e TOPP stimano la banda disponibile di percorsi end-to-end. Attualmente non esiste una tecnica tra quelle note che misura la banda disponibile di singoli hop.

Nella seguente trattazione noi assumiamo che durante la misurazione di un percorso P la sua route rimane la stessa e il suo carico di traffico è stazionario.

Cambiamenti dinamici del routing o del carico possono creare errori in alcune metodologie di misurazione. Sfortunatamente, gli attuali tool disponibili non hanno tra le loro funzionalità il controllo della dinamica della route o dei cambiamenti del carico durante il processo di misurazione.

3.1 Variable Packet Size Probing

VPS mira a misurare la capacità di ciascun hop lungo un percorso. Bellovin [8] e Jacobson [9] furono i primi a proporre ed esplorare la metodologia VPS. Studi successivi hanno migliorato in diversi modi la tecnica [10–12], ma l'elemento basilare resta sempre la misura del RTT dall'host sorgente verso ciascun hop del percorso. Tale tecnica considera infatti il RTT funzione della misura della dimensione del pacchetto. VPS usa il campo dell'header IP TTL (tempo-to-live), che costringe i pacchetti di misura dopo un certo tempo ad estinguersi. Il router all'hop dove ciò avviene scarta i pacchetti di prova e ritorna all'host sorgente un messaggio di echo ICMP, il quale segnala errore per tempo scaduto.

L'host sorgente utilizza i pacchetti ICMP ricevuti per misurare il RTT, il tempo impiegato per raggiungere l'hop dove si verifica il sopracitato evento e tornare indietro all'hop sorgente. Il RTT di ciascuno hop consiste nella somma di tre tipi di ritardo sia sui percorsi diretti che su quelli inversi: ritardi di serializzazione, ritardi di propagazione e ritardi di accodamento. Il ritardo di serializzazione di un pacchetto di dimensione L su un collegamento con velocità di C è il tempo impiegato dal collegamento per trasmettere il pacchetto, esso è pari a L/C . Il ritardo di propagazione di un pacchetto su un collegamento è il tempo impiegato per trasmettere ognuno dei bit del pacchetto lungo il collegamento ed è indipendentemente dalla dimensione del pacchetto. Infine ci sono i ritardi di accodamento che si possono verificare nei buffer dei router o degli switch, quando si verificano contese sulle porte d'entrata o di uscita di queste apparecchiature. VPS manda pacchetti di prova multipli di una dimensione prefissata da un host mittente a ogni apparato di livello 3 lungo il percorso. La tecnica presume che almeno uno di questi pacchetti, insieme con l'echo ICMP che esso genera, non vada incontro ad alcun ritardo d'accodamento. Quindi, il minimo RTT misurato per ogni dimensione del pacchetto consiste di due termini: un ritardo che è indipendente dalla dimensione del pacchetto ed è dovuto soprattutto ai ritardi di propagazione, ed un termine proporzionale alla dimensione del pacchetto dovuto ai ritardi di serializzazione a

ciascun link lungo un percorso. Specificatamente, il minimo RTT $T_i(L)$ per una prefissata dimensione del pacchetto L su un hop i è

$$T_i(L) = \alpha + \sum_{k=1}^i \frac{L}{C_k} = \alpha + \beta_i L, \quad (7)$$

dove:

C_k è la capacità del k -esimo hop

α comprende i ritardi sull'hop i che non dipendono dalla dimensione dei pacchetti di prova L

β_i è la pendenza del RTT all'hop i .

$$\beta_i = \sum_{k=1}^i \frac{1}{C_k}. \quad (8)$$

Si noti che gli echi ICMP hanno tutti la stessa dimensione, indipendentemente da L ; il termine α include i loro ritardi di serializzazione insieme alla somma di tutti i ritardi di propagazione sul percorso diretto e inverso. Usando il VPS sperimentalmente riusciamo, misurando il minimo RTT per differenti valori di L , a stimare la pendenza β_i ad ogni hop, come illustrato in Fig.8.

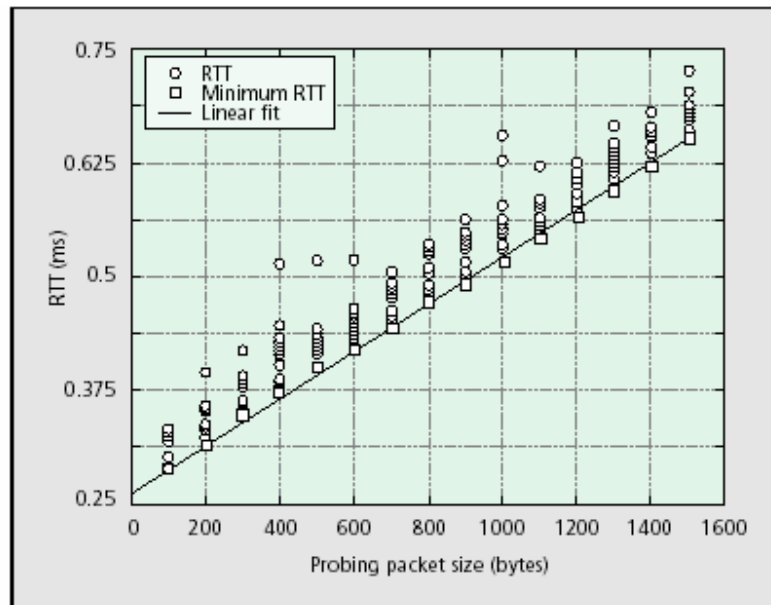


Fig.8 misure del RTT, del minimo RTT ed interpolazione lineare delle misure del minimo RTT per il primo hop di un path.

Ripetendo le misure del minimo RTT per ciascuno hop $i = 1, \dots, H$, possiamo stimare la capacità di ogni hop i lungo il percorso facendo la differenza tra β_i e β_{i-1} .

1. Precisamente

$$(9) \quad C_i = \frac{1}{\beta_i - \beta_{i-1}}.$$

La Fig.8. illustra la tecnica VPS per il primo hop di un percorso. La pendenza dell'interpolazione lineare delle misure del minimo RTT è l'inverso della stima della capacità per quell'hop. Sfortunatamente, la tecnica VPS porta a significativi errori di sottostima della capacità se il percorso in esame include switch di livello 2 store-and-forward [13]. Tali apparecchiature infatti introducono ritardi di serializzazione del tipo L/C , ma non generano messaggi ICMP, perché non sono visibili a livello IP. Modificare la tecnica VPS per evitare tali errori è attualmente un problema di ricerca [12].

3.2 Packet Pair

Si utilizza una coppia di pacchetti per misurare la banda più piccola che si presenta lungo un cammino, e cioè il bottleneck link. La sorgente spedisce coppie di pacchetti al ricevitore. Ciascuna coppia di pacchetti consiste di due pacchetti di uguale dimensione spediti l'uno dietro l'altro. La dispersione di una coppia di pacchetti ad uno specifico link è la distanza temporale tra l'ultimo bit di ciascun pacchetto.

Le tecniche che sfruttano coppie di pacchetto hanno avuto origine dai lavori di Jacobson [14], Keshav [15], e Bolot [16].

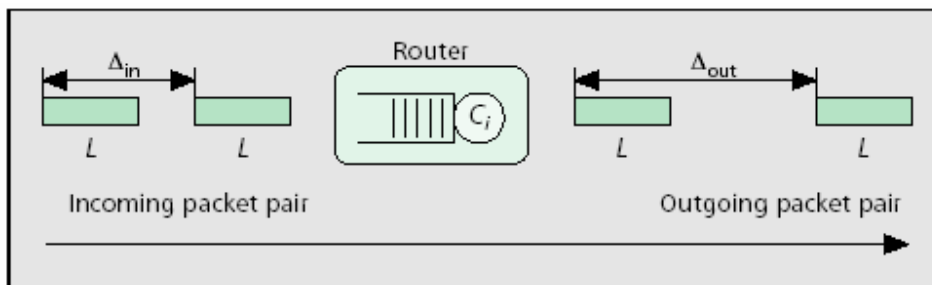


Fig.9. Dispersione di una coppia di pacchetti.

La Fig.9 mostra la dispersione di una coppia di pacchetti prima e dopo che la coppia di pacchetti attraversa un link di capacità C_i nell'ipotesi che il link non trasporti altro traffico. Se un link di capacità C_0 connette la sorgente al percorso e se i pacchetti di probing hanno dimensione L , la dispersione di una coppia di pacchetti a quel primo link è $\Delta_0 = L/C_0$. In generale, se la dispersione prima di un link di capacità C_i è Δ_{in} , la dispersione dopo il link sarà

$$\Delta_{out} = \max\left(\Delta_{in}, \frac{L}{C_i}\right), \quad (10)$$

continuando ad assumere che non ci sia altro traffico aggiuntivo su quel link. Quando la coppia di pacchetti passa attraverso ogni link di un percorso inizialmente vuoto, la dispersione Δ_R che il ricevitore misurerà sarà

$$\Delta_R = \max_{i=0,\dots,H} \left(\frac{L}{C_i} \right) = \frac{L}{\min_{i=0,\dots,H} (C_i)} = \frac{L}{C}, \quad (11)$$

dove C è la capacità del percorso end-to-end. Quindi al ricevitore si può stimare la capacità come $C = L / \Delta_R$.

Siamo partiti assumendo che il percorso non presenti cross traffic. Questa ipotesi è poco realistica. Il cross traffic può far aumentare o diminuire la dispersione Δ_R , causando rispettivamente una sottostima o una sovrastima della capacità del percorso. La sottostima della capacità si ha se i pacchetti di cross-traffic sono trasmessi tra una coppia di pacchetti di probing, aumentando così la dispersione a più di L/C . La sovrastima della capacità si ha quando il cross traffic ritarda la trasmissione del primo pacchetto di un coppia di pacchetti più della trasmissione del secondo pacchetto. Spedendo molte coppie di pacchetti ed usando metodi statistici per filtrare le misure sbagliate si mitiga l'effetto del cross traffic. Sfortunatamente, l'approccio statistico tradizionale che è quello di calcolare la media di tutti i campioni produce stime non corrette e fortemente variabili a causa del fatto che il rumore ha una scarsa correlazione col reale valore della metrica [17].

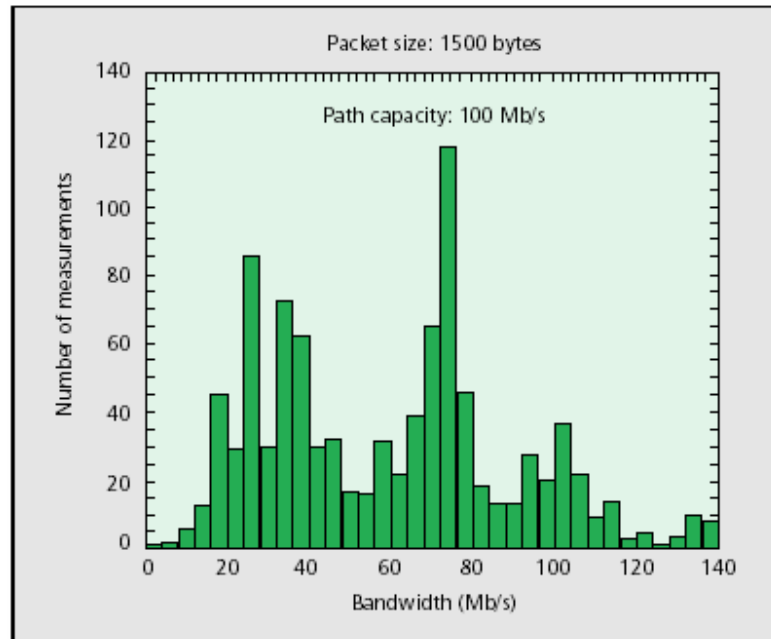
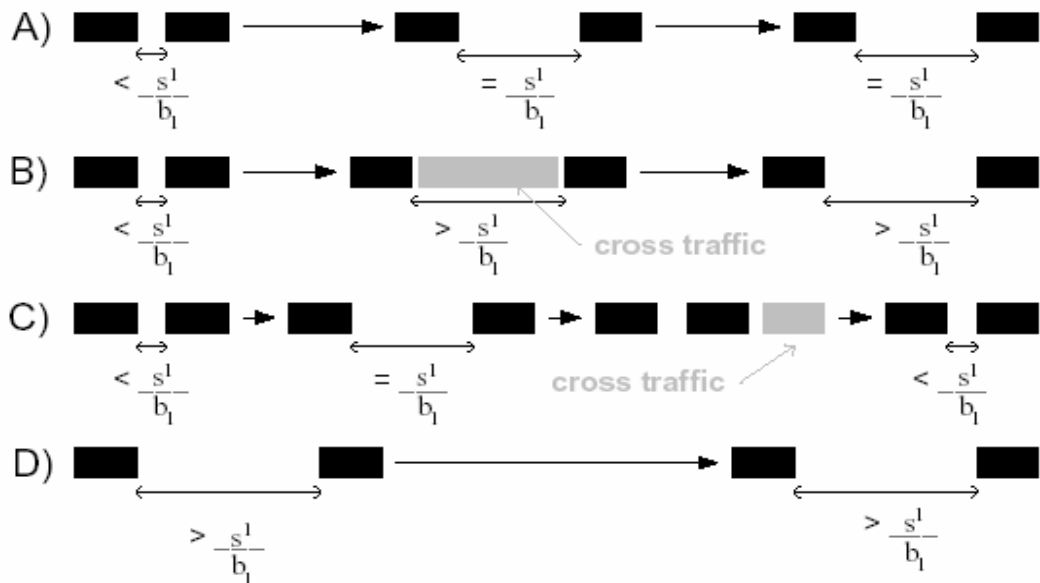


Fig. 10 Un istogramma delle misure di capacità su un path di 100Mbps

La Fig.10 illustra le misure di capacità di un percorso a 100Mbps , fatte inviando 1000 coppie di pacchetti. Si nota che la maggior parte delle misure sottovalutano la capacità, mentre le misure corrette sono concentrate in poche regioni dell'istogramma. Ovviamente bisogna operare una distinzione tra i campioni che danno risultati verosimili e quelli sbagliati. In letteratura sono state proposte molte tecniche di filtraggio. Lo scopo è stato quello di sviluppare una funzione di filtraggio che desse un peso maggiore ai campioni “buoni” ed uno minore a quelli “sbagliati”. E’ opportuno operare una netta distinzione tra i campioni che vogliamo tenere in conto e quelli che vogliamo invece eliminare dalla nostra analisi, aiutandoci in questo con un grafico esemplificativo in cui in nero vengono rappresentati i pacchetti di misura mentre in grigio i pacchetti di cross traffic:



Come si può vedere il caso A è il packet pair ideale: i pacchetti sono inviati in modo sufficientemente veloce da accodarsi insieme al bottleneck link e non incontrano successivamente altri ostacoli, così da non accodarsi più: in questo caso la banda del bottleneck è proprio uguale a quella calcolata e dunque non c'è bisogno di alcun filtraggio dei risultati.

Nel caso B invece uno o più pacchetti si frappongono tra i due di misura, aumentando di molto il ritardo subito dal secondo pacchetto ed alterando quindi sensibilmente il risultato della misura: in questo caso si ottiene infatti una sottostima del valore di banda, che va dunque sottoposto a filtraggio.

Il caso C illustra invece la situazione in cui più pacchetti estranei al processo di misura si pongono innanzi al primo pacchetto di prova a valle del bottleneck, facendo in modo da rallentarne la corsa e riducendo di conseguenza la distanza tra i due pacchetti d'interesse: in questo modo si ottiene invece una sovrastima della banda, che va sottoposta ugualmente a filtraggio.

L'ultima situazione è illustrata nel caso D in cui la sorgente non invia i due pacchetti di misura abbastanza vicini da poterne provocare l'accodamento al bottleneck: ciò

si traduce ancora una volta in una sottostima del valore di banda che dunque necessita un filtraggio.

3.3 Packet Train

Packet train estende la metodologia packet pair inviando treni di pacchetti dalla sorgente alla destinazione back-to-back, cioè con una spaziatura fra loro che sia più piccola possibile. La dispersione fra i pacchetti di un treno di pacchetti è definita come l'intervallo di tempo che intercorre tra l'istante in cui è ricevuto l'ultimo bit del primo pacchetto in un certo punto del percorso e l'istante in cui l'ultimo bit dell'ultimo pacchetto è ricevuto nello stesso punto.

Il ricevitore calcola la dispersione end-to-end $\Delta_R(N)$ per un treno di pacchetti di lunghezza N e deriva una dispersion rate D pari a

$$D = \frac{(N-1)L}{\Delta_R(N)}. \quad (12)$$

Qual è il significato fisico della dispersion rate?

Come abbiamo visto, in assenza di cross traffic sul percorso due pacchetti di una coppia di pacchetti raggiungeranno la destinazione con una spaziatura (o "dispersion" appunto) fra loro che è proprio pari al ritardo di trasmissione relativo al link critico $\tau_n = L/C$. La dispersion rate di un treno di pacchetti in assenza di traffico, come per il packet pair, è uguale alla capacità del percorso. Il cross traffic renderà la dispersion rate significativamente più bassa della capacità. Per illustrare questo effetto, consideriamo il caso in cui abbiamo un percorso costituito da due hop. La sorgente spedisce treni di pacchetti di lunghezza N attraverso un collegamento di capacità C_0 inizialmente vuoto. I pacchetti di probing hanno una dimensione di L byte. Il secondo link ha una capacità $C_1 < C_0$, e trasporta un cross traffic ad una velocità media di $R_c < C_1$. Noi assumiamo che la modalità di routing dei pacchetti

sia di tipo First Come First Served (FCFS). La dispersione del treno di pacchetti dopo il primo link è $\Delta_1 = L(N-1)/C_0$, mentre la dispersione dopo il secondo link è

$$\Delta_2 = \frac{(N-1)L + X_c}{C_1}, \quad (13)$$

dove X_c è la quantità di cross traffic (in byte) che arriva sul secondo link mentre viene trasmesso il packet train. Il valore atteso di X_c è

$$E[X_c] = R_c \Delta_1 = R_c \frac{(N-1)L}{C_0}, \quad (14)$$

mentre l'average dispersion rate ADR che il ricevitore misura è

$$ADR \triangleq \frac{(N-1)L}{E[\Delta_2]} = \frac{C_1}{1 + \frac{R_c}{C_0}} \leq C_1. \quad (15)$$

All'aumentare della lunghezza del treno spedito si riduce la varianza della dispersion rate D, poichè la quantità di cross traffic X_c che interferisce con i treni di pacchetti diminuisce. Dall'equazione 15 si possono discernere le seguenti importanti proprietà per l'average dispersion rate ADR: si nota che se $R_c > 0$, ADR è minore della capacità del path, ADR non è relazionata alla banda disponibile lungo un path, che in questo esempio è $A = C_1 - R_c$. E' facile dimostrare che ADR è più grande della banda disponibile ($ADR > A$) se $R_c > 0$. In fine possiamo dire che ADR è indipendente dalla lunghezza N del treno di pacchetti. Tuttavia N ha un certo effetto sulla varianza delle misure di dispersion rate D e quindi anche sul suo valore medio ADR. In particolare con treni di pacchetti più lunghi ($> N$) riduciamo la varianza di D. Le tecniche PPTD richiedono tipicamente che i software di misura che girano sui due punti terminali di un percorso, sull'host sorgente e sull'host destinatario, comunichino. Si possono avere delle misure con le tecniche PPTD senza accedere al ricevitore, forzando il ricevitore a mandare dei messaggi d'errore

(ad esempio ICMP port-unreachable o pacchetti TCP RST) in risposta ad ogni pacchetto di probing. In questo caso si avrà che la capacità del percorso inverso influenzerà non poco i risultati di misura.

3.4 Self Loading of Periodic Streams (SLoPS)

SLoPS è una tecnica recente per la misura della banda disponibile end-to-end [22]. L'idea di base per la stima della banda disponibile è che i ritardi di tipo one way (OWD) di un flusso periodico di pacchetti presentano un trend crescente qualora la propria rate sia maggiore della banda disponibile, mentre presentano un trend non crescente se il tasso è minore della avail-bw. La Fig.11 illustra chiaramente i due casi che si possono verificare.

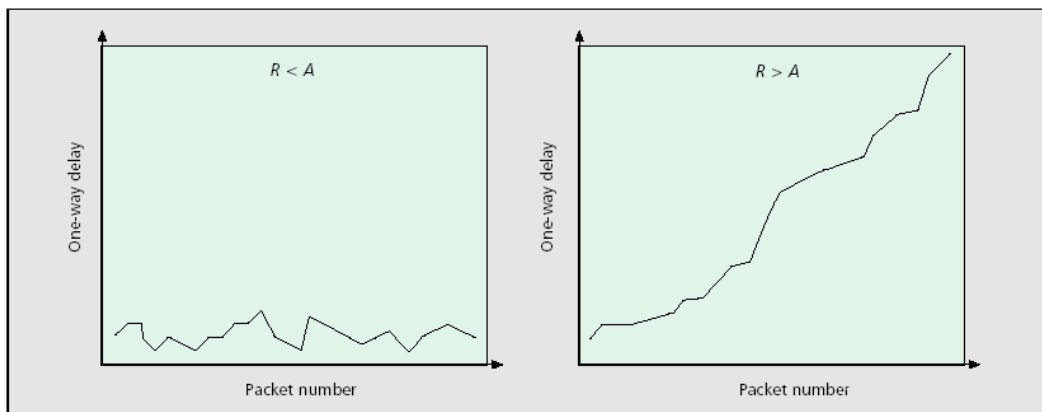


Fig.11 I ritardi one-way aumentano quando la rate dello stream R è più grande della banda disponibile A , mentre non aumentano quando R è più bassa di A .

L'algoritmo di misura è iterativo e richiede la collaborazione tra il sender SND e il receiver RCV. Se SND trasmette uno stream periodico di $K \approx 100$ pacchetti al RCV e la dimensione di ciascun pacchetto è di L bit, detto T il periodo di trasmissione dei pacchetti il tasso di trasmissione dello stream è pari ad $R = L / T$ bit al secondo. SND memorizza su ciascun pacchetto l'informazione temporale con un timestamp prima

di spedirlo: per il pacchetto i -esimo il timestamp sarà t_i , mentre a_i sarà l'istante di arrivo al RCV. Il RCV calcola l'OWD relativo di ciascun pacchetto come $D_i = a_i - t_i$: "relativo" tra SND e RCV perché è pari all'OWD assoluto più o meno un certo offset θ , dove θ è l'offset dei clock dei due differenti end host. La metodologia di misura dal momento che utilizza per la stima della banda disponibile l'ampiezza relativa degli OWD e non il valore assoluto, non richiederà la sincronizzazione dei due clock. Ricevuto un intero flusso di pacchetti, il RCV ispeziona la sequenza degli OWD per capire se il tasso trasmissivo R è maggiore della banda disponibile A . Quando lo stream rate R è maggiore dell'avail-bw A , il flusso di pacchetti sovraccarica il tight link del percorso. Durante questo periodo di tempo il tight link riceve più traffico di quanto ne possa trasmettere, per cui si formerà gradualmente una coda: il tempo di attesa in coda del pacchetto i -esimo sul tight link sarà maggiore del tempo di accodamento del pacchetto precedente j , i pacchetti successivi avranno tempi di attesa in coda ancora maggior. Quindi se $R > A$ gli OWD relativi ai k pacchetti dello stream $\{D_1, D_2, \dots, D_k\}$ presentano un trend crescente, e quest'effetto è chiamato *Self Loading of Periodic Stream*. Al contrario, se $R < A$, lo stream non causerà il sovraccarico del tight link e non si avrà un carico crescente da smaltire man mano che pervengono i pacchetti. Quindi, per $R < A$, ci aspettiamo che gli OWD relativi ai k pacchetti dello stream $\{D_1, D_2, \dots, D_k\}$ presentino un trend non crescente. La Fig.12 riporta un esempio grafico di quanto detto finora

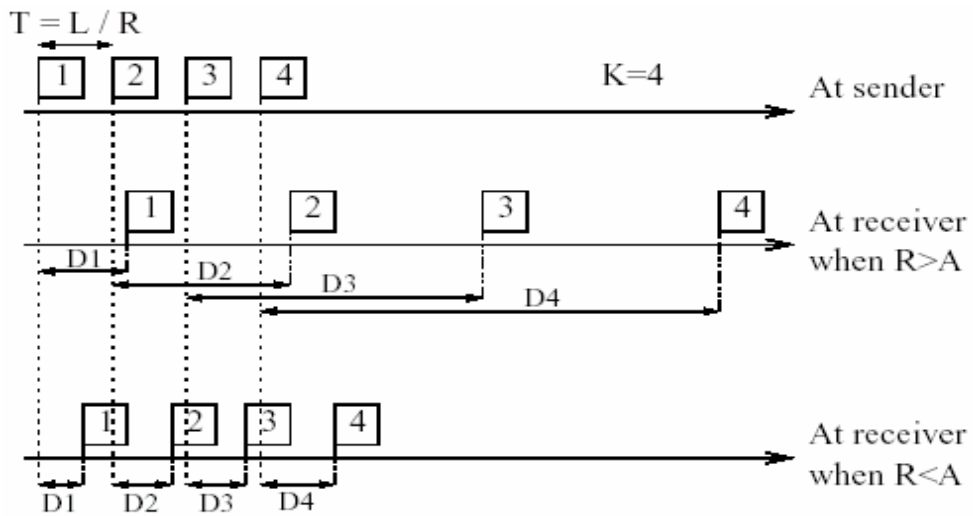


Fig.12. Self loading of the Periodic Stream (SLoPS).

Consideriamo il percorso P costituito dalla sequenza di link store and forward che trasferiscono i pacchetti da SND a RCV. Assumiamo che lungo P non ci siano variazioni nell'instradamento né instradamenti multipath.

Supponiamo ora che il link i trasmetta $C_i u_i$ bit durante un intervallo di tempo T , dove u_i rappresenta l'utilizzo del link i durante T e vale $0 \leq u_i \leq 1$.

Nel seguito scegliamo di evitare il termine bottleneck link che genera ambiguità, dato che a volte viene utilizzato per caratterizzare il link con la minima capacità e a volte quello con la minima banda. Indichiamo con *narrow link* il link con la minima capacità, e con *tight link* quello con l'avail-bw minima, come mostrato in Fig.13.

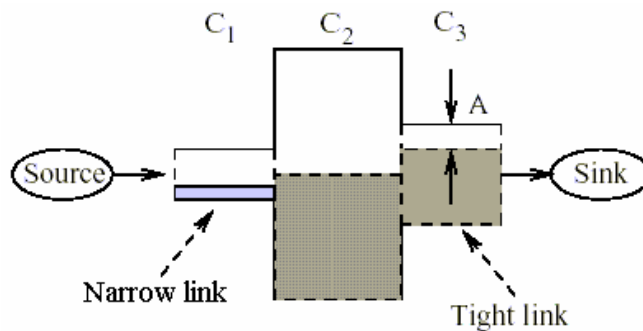


Fig.13.Diversità tra narrow link e tight link.

Abbiamo visto come i ritardi dei pacchetti aumentino progressivamente nel caso $R > A$, mentre non subiscono questo effetto nel caso inverso. Il RCV quindi è in grado di capire se lo stream rate R è maggiore o minore della banda disponibile A e coopera con SND in modo che lo stream rate R generato converga iterativamente ad A . L'algoritmo che si segue è di tipo iterativo: al passo n -esimo il RCV osserva se il tasso di trasmissione $R(n)$ dell' n -esimo stream è maggiore o minore di A sulla base del trend degli OWD osservati. Se $R(n) > A$, allora SND trasmetterà un nuovo stream periodico con tasso $R(n+1) < R(n)$; se invece $R(n) < A$ lo trasmetterà con $R(n+1) > R(n)$. Può accadere però che, durante il fluire dello stream, l'avail-bw A vari intorno al valore di R a causa di altro traffico che aumenta o diminuisce sul tight link. Per il RCV sarà difficile giudicare se in questo caso gli OWD hanno o meno un trend crescente.

Per studiare questo fenomeno, gli autori hanno fatto delle prove su un percorso di 12 hop dall'università del Delaware a quella di Oregon e in particolare sono stati mandati 3 stream di lunghezza $K=100$ pacchetti con periodo $T=100\mu s$. Su questo percorso, i dati forniti dai router con periodo di 5 minuti fornivano un valore della avail-bw pari a 74Mbps.

E' stato quindi inviato un primo stream ad un tasso $R=96Mbps$ (maggiore dell'avail-bw) e si è constatato che gli OWD di questo stream presentavano un trend crescente come si può notare in Fig.14.

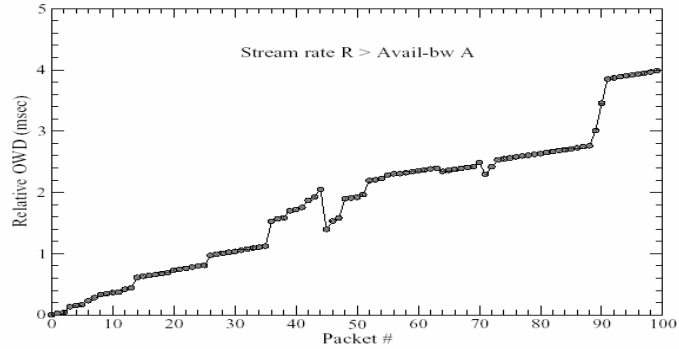


Fig.14 OWD relativi in funzione del numero di pacchetti spediti ad un tasso $R=96\text{Mbps}$.

E' stato poi inviato un secondo stream avente un rate $R=37\text{Mbps}$ (e quindi minore dell'avail-bw) che ha evidenziato invece un trend non crescente degli OWD, come è mostrato in Fig 15.

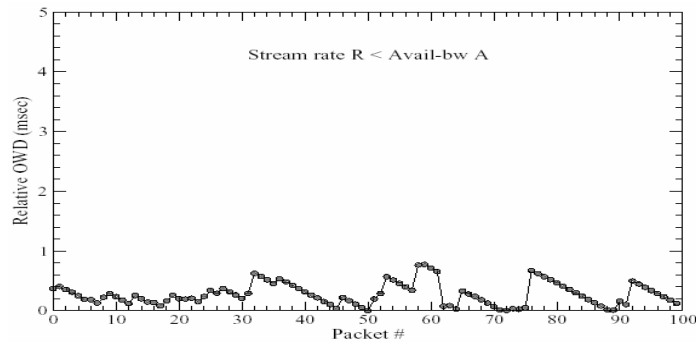


Fig.15. OWD relativi in funzione del numero di pacchetti spediti ad un tasso $R=37\text{Mbps}$.

Ed infine è stato inviato un terzo stream ad un tasso $R=82\text{Mbps}$ (valore molto vicino all'avail-bw).

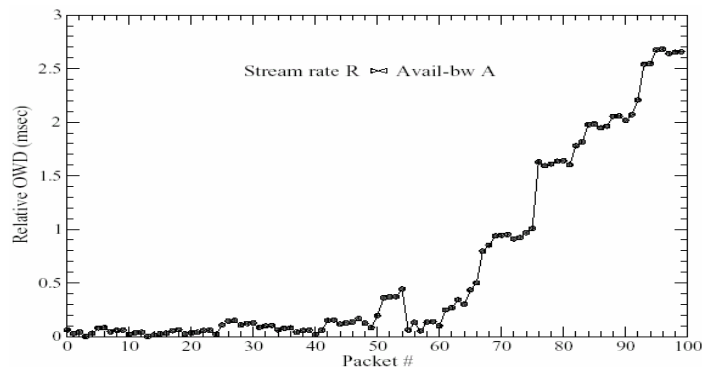


Fig.16. OWD relativi in funzione del numero di pacchetti spediti ad un tasso $R=82$ Mbps.

Come si vede in Fig.16, questo terzo stream evidenzia inizialmente un trend non crescente, e ciò è dovuto al fatto che in quel intervallo l'avail-bw è maggiore di R ; mentre, dopo il sessantesimo pacchetto, il trend diventa crescente, denotando che l'avail-bw è divenuta minore di R . Questa terza situazione illustra chiaramente che l'avail-bw può variare fortemente intorno ad R , ovvero che può anche non esserci, o può essere estremamente difficoltoso, trovare una relazione stretta tra A ed R .

Questa terza possibilità è denominata *grey region* (e la denoteremo con l'espressione $R \square A$), e rappresenta un possibile risultato dell'analisi da non tralasciare, perché rappresenta dinamicamente lo stato della rete anche se ai fini del calcolo della avail-bw comporta una maggiore dispersione dei risultati intorno al valore effettivo.

3.5 Trains of Packet Pairs (TOPP)

Melander et al. proposero una metodo per stimare la banda disponibile di un path di rete [23, 24]. TOPP invia molte coppie di pacchetti (packet pair) aumentando gradualmente il rate. Supponiamo che una coppia di pacchetti sia inviata dalla sorgente con una dispersione iniziale pari a Δ_s . Se i pacchetti hanno una dimensioni in byte pari a L , allora il rate "offerto" della coppia di pacchetti è pari a $R_0 = L/\Delta_s$. Se R_0 è maggiore della banda disponibile A del collegamento end-to-end, allora il

secondo pacchetto sarà accordato al primo ed il rate misurato in ricezione sarà $R_m < R_o$.

D'altro canto, se R_o è minore della banda disponibile A , TOPP assume che la coppia di pacchetti arriverà in ricezione con lo stesso rate, $R_m = R_o$. L'idea base di TOPP è analoga a quella del metodo SLoPS, le differenze sono legate all'analisi statistica delle misure. TOPP aumenta il rate delle coppie di pacchetti in modo lineare, mentre SLoPS usa una ricerca binaria per regolare il rate offerto. Un'altra differenza tra i due metodi è che TOPP può anche valutare la capacità del tight link del path, anche se quest'ultima può risultare maggiore della capacità del path se narrow link e tight link non sono uguali.

Per illustrare Topp (Fig.17), consideriamo un path fatto da un singolo link con capacità C , banda disponibile A , e cross traffic medio pari a $R_c = C - A$. TOPP invia coppie di pacchetti con un rate offerto pari a R_o . Quando R_o diventa maggiore di A , il rate dei pacchetti misurato in ricezione sarà pari a:

$$R_m = \frac{R_o}{R_o + R_c} C \quad (16)$$

oppure

$$\frac{R_o}{R_m} = \frac{R_o + R_c}{C}. \quad (17)$$

TOPP stima che la banda disponibile è il massimo bit rate offerto tale che R_o sia circa uguale ad R_m .

L'equazione 17 è usata per stimare la capacità C dalla pendenza di R_o/R_m .

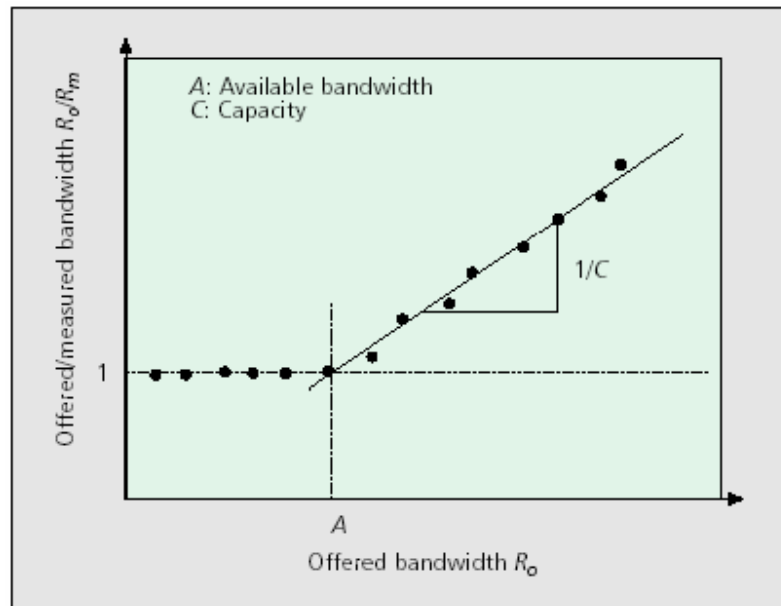


Fig.17. Banda offerta su banda misurata con TOPP su un percorso di un singolo hop.

Su un percorso fatto di link multipli, la curva R_o/R_m mostrerà cambiamenti multipli di pendenza a causa di accodamenti a link con banda disponibile più larga di A. Sfortunatamente la stima delle caratteristiche di banda è in questo caso vincolata da come sono posti in sequenza questi link lungo il percorso [24].

4 Problematiche che ostacolano la misura della banda

Si presentano diversi problemi nella pratica:

- I pacchetti di test non si accodano al bottleneck link.
- L'interferenza del cross traffic.
- Perdita dei pacchetti di test inviati.

Ognuno di questi problemi potrebbe essere la causa di stime della banda disponibile sbagliate.

Assenza di accodamento ai router: questo problema si verifica quando i pacchetti di test non vengono inviati ad una velocità tale da determinare accodamento ai bottleneck router. Per assicurare tale accodamento si può variare il numero dei

pacchetti di test e la loro dimensione. Pacchetti più larghi naturalmente saranno processati in un tempo maggiore dai router e quindi aumenterà la probabilità di avere accodamento. Naturalmente bisogna operare un trade-off tra la larghezza dei pacchetti ed il round-trip del path. Il limite superiore della dimensione dei pacchetti infatti varia da percorso a percorso. Nelle misure effettuate con i vari software abbiamo effettuato un opportuno tuning dei pacchetti di prova. Si sono compiute misure distinguendo varie fasi ed in ogni fase si è proceduto ad aumentare gradualmente la larghezza dei pacchetti fino alla massima possibile. Ci si è fermati a quella dimensione che non generava frammentazione sulla nostra rete e che non aumentava eccessivamente i tempi di misura.

L'interferenza del cross traffic: Il cross traffic, che condivide un link con il traffico di pacchetti di test, causa, come abbiamo visto, degli incrementi degli interarrivi dei pacchetti di prova. Questo fenomeno è previsto da molte metodologie di misura anzi esso è alla base della stima della banda disponibile. Tuttavia può avvenire che per problemi legati al multiplexing statistico di un link alcune distribuzioni di traffico, soprattutto in presenza di una forte utilizzazione o congestione dei link, aumentano enormemente gli interarrivi provocando una sottostima della banda. La soluzione a questo problema è duplice: 1) Mandando un maggior numero di pacchetti, noi riduciamo la probabilità che il cross traffic disturbi molte coppie di pacchetti, in quanto in uno stesso intervallo di tempo, aumentando il numero pacchetti di prova aumentano indipendentemente dalla loro natura i byte con cui il cross traffic deve suddividersi il collegamento; 2) Alcune tecniche di misura della banda risolvono il problema con opportune tecniche di filtraggio.

La perdita di pacchetti di prova: Alcuni pacchetti vengono persi semplicemente, mentre un maggior numero di pacchetti sono persi verosimilmente a causa di buffer overflow. I pacchetti più grandi saranno frammentati e questo aumenterà la probabilità di perdita dei pacchetti dovuta alla perdita dei frammenti. Nelle nostre misure noi abbiamo evitato questo problema poiché abbiamo considerato, conoscendo le caratteristiche della rete in esame, dei pacchetti al massimo di 1470

bytes, che non vengono frammentati. In generale si potrebbe evitare questo problema, mandando pacchetti di diverse dimensioni. Mandare una grande quantità di pacchetti di tutte le possibili dimensioni serve a rendere più tollerabile la perdita di pochi pacchetti: se sono pochi i pacchetti persi rispetto a tutti i pacchetti inviati la loro perdita peserà sempre di meno sulla stima della banda.

5. Attuali algoritmi e tool per la stima della banda disponibile

La tabella 1 contiene i nomi dei tool esistenti affiancati dalle metriche di banda che si propongono di stimare e dalla metodologia utilizzata. In questa tesi esamineremo il comportamento di quattro tool: Pathload, IPERF, Pathchirp, IGI. Pathload è basato sulla tecnica SLoPS, Iperf sulla BTC, Igi e Pathchirp invece apportano delle modifiche alle metodologie SLoPS e TOPP, usando diversi pattern per i flussi di pacchetti di test al fine di ottenere misure con una migliore accuratezza e con tempi di misura più bassi.

Tool	Author	Measurement metric	Methodology
pathchar	Jacobson	Per-hop capacity	Variable packet size
clink	Downey	Per-hop capacity	Variable packet size
pchar	Mah	Per-hop capacity	Variable packet size
bprobe	Carter	End-to-end capacity	Packet pairs
nettimer	Lai	End-to-end capacity	Packet pairs
pathrate	Dovrolis-Prasad	End-to-end capacity	Packet pairs and trains
sprobe	Saroiu	End-to-end capacity	Packet pairs
cprobe	Carter	End-to-end available bandwidth	Packet trains
pathload	Jain-Dovrolis	End-to-end available bandwidth	Self-loading periodic streams
IGI	Hu	End-to-end available bandwidth	Self-loading periodic streams
pathChirp	Ribeiro	End-to-end available bandwidth	Self-loading packet chirps
treno	Mathis	Bulk transfer capacity	Emulated TCP throughput
cap	Allman	Bulk transfer capacity	Standardized TCP throughput
ttcp	Muuss	Achievable TCP throughput	TCP connection
lperf	NLANR	Achievable TCP throughput	Parallel TCP connections
Netperf	NLANR	Achievable TCP throughput	Parallel TCP connections

Tabella 1. Tassonomia dei tool per la stima della banda.