

Appunti di Fondamenti di Comunicazioni e Internet

Canale 2 · Reti · Prof. Marco Polverini

Capitolo 4: Ritardi in una rete a pacchetto

Autore: Tommaso C.

Appunti tratti dalle lezioni in aula e dal materiale del corso

Argomenti: Modello del collegamento · Ritardo di nodo · Trasmissione e propagazione
Elaborazione e accodamento · Carico, congestione e overprovisioning
Più collegamenti e più pacchetti · Tempo di andata e ritorno · Collo di bottiglia

Indice

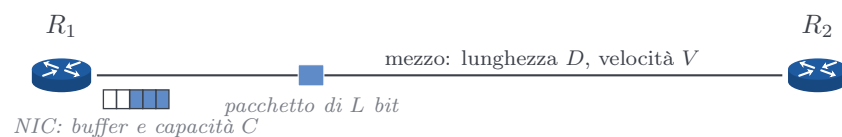
1	Ritardo di nodo	1
1.1	Trasmissione	1
1.2	Propagazione	1
1.3	Elaborazione	2
1.4	Accodamento	2
2	Carico e congestione	3
3	Più collegamenti e più pacchetti	4
3.1	Più pacchetti in fila	5
4	Esercizi	7
5	Soluzioni	9

1 Ritardo di nodo

Definizione – Modello del collegamento

Un router R_1 invia pacchetti al router R_2 su un collegamento. Il modello ha tre parti:

- la **scheda di rete** (NIC) di R_1 , che trasmette a capacità C , in bit/s;
- il **mezzo trasmissivo**, con lunghezza D , in metri, e **velocità di propagazione** V , in m/s, fissata dal materiale;
- il **pacchetto**, lungo L bit.



La lunghezza di un pacchetto si misura in **bit**, non in metri: L e D sono due lunghezze diverse.

Definizione – Ritardo di nodo

Il **ritardo di nodo** è il tempo che un pacchetto impiega a passare da R_1 a R_2 . Ha quattro componenti, trasmissione, propagazione, accodamento ed elaborazione:

$$T_{\text{nodo}} = T_{\text{TX}} + T_{\text{prop}} + T_{\text{coda}} + T_{\text{elab}}$$

1.1 Trasmissione

Il tempo di trasmissione è quello del Capitolo 3, $T_{\text{TX}} = L/C$. La NIC preleva dalla memoria i bit del pacchetto uno alla volta, a C bit al secondo, e li trasforma in un segnale sul mezzo. Mentre trasmette gli ultimi bit, i primi si stanno già propagando: dopo T_{TX} nessun bit del pacchetto è più nella scheda.

1.2 Propagazione

Proposizione – Tempo di propagazione

Su un mezzo lungo D , con velocità di propagazione V , il segnale impiega

$$T_{\text{prop}} = \frac{D}{V}$$

V è di poco inferiore alla velocità della luce nel vuoto, 3×10^8 m/s: nei cavi e nelle fibre vale circa 2×10^8 m/s. A volte si dà il ritardo per unità di lunghezza $1/V$, per esempio 5 ps/km: allora $T_{\text{prop}} = D \cdot (1/V)$, con D nella stessa unità di lunghezza (Esercizio 1).

Nota – Due velocità

In un testo, la «velocità» di un collegamento in bit/s è la capacità C ; in m/s o km/s è la velocità di propagazione V . Decide l'unità di misura. Le due grandezze sono indipendenti: C dipende dalla scheda, V dal mezzo.

1.3 Elaborazione

Definizione – Tempo di elaborazione

Il **tempo di elaborazione** è il tempo che il router impiega a trattare un pacchetto in arrivo: legge l'intestazione e ne estrae i campi, come l'indirizzo di destinazione (*parsing*), cerca l'interfaccia d'uscita nella tabella e sposta il pacchetto verso quell'interfaccia.

Nei router del nucleo l'elaborazione dura qualche nanosecondo, contro propagazioni di millisecondi: nel corso si trascura, $T_{\text{elab}} = 0$.

1.4 Accodamento

Il pacchetto aspetta nel buffer della NIC (Capitolo 3) finché il collegamento d'uscita non è libero.

Proposizione – Tempo di accodamento

Un pacchetto arriva al buffer e trova:

- un pacchetto in trasmissione, che finisce dopo un tempo T_{res} ;
- N_q pacchetti in coda davanti a sé, ciascuno di L bit.

Prima di cominciare a trasmettere aspetta

$$T_{\text{coda}} = T_{\text{res}} + N_q \frac{L}{C}$$

T_{res} , N_q e le lunghezze dipendono dallo stato del buffer nell'istante in cui il pacchetto arriva. Si può leggere lo stato del dispositivo in un istante, ma nessuno sa quale stato troverà un pacchetto che deve ancora arrivare: per questo T_{coda} è aleatorio (Capitolo 3) e se ne studia il valore medio.

2 Carico e congestione

Definizione – Carico

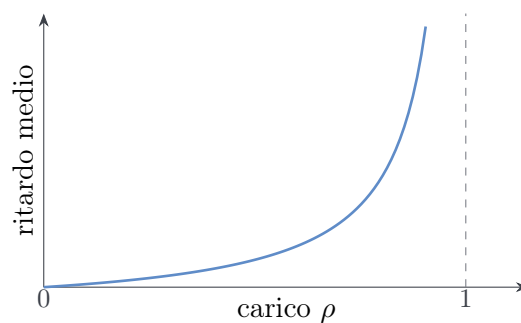
Arrivano in media A pacchetti al secondo, di lunghezza media L , a un server di capacità C . Il **carico** (o intensità di traffico) è il rapporto fra i bit offerti e quelli che il server trasmette in un secondo:

$$\rho = \frac{AL}{C}$$

Proposizione – Ritardo medio di accodamento

Nel modello di coda **M/M/1** (arrivi di Poisson, un solo server, coda FIFO, buffer infinito e quindi nessuna perdita) il ritardo medio di accodamento:

- è quasi nullo per ρ vicino a 0;
- cresce con ρ , restando finito;
- tende all'infinito per $\rho \rightarrow 1$.



Le ipotesi sono forti: il traffico reale non è di Poisson e i buffer sono finiti. La conclusione resta valida: la rete deve lavorare con un carico molto minore di 1, dove il ritardo di accodamento è trascurabile o almeno contenuto.

Definizione – Congestione

C'è **congestione** quando il traffico offerto supera la capacità del server, $\rho > 1$: la coda cresce, il buffer si riempie e i pacchetti in arrivo vanno persi.

Per tenere basso ρ si può aumentare il denominatore C o ridurre il numeratore $A L$.

Definizione – Overprovisioning

L'**overprovisioning** installa una capacità molto superiore al traffico previsto, così che il carico resti basso: per esempio 400 Gbit/s per un traffico di 100 Gbit/s, con $\rho = 0,25$.

L'overprovisioning funziona sempre, ma costa: si paga capacità che quasi sempre resta inutilizzata. Agire sul numeratore è più difficile: accorciare i pacchetti riduce L ma fa crescere l'overhead (Capitolo 3).

3 Più collegamenti e più pacchetti

Il ritardo da estremo a estremo è la somma dei ritardi di nodo dei salti attraversati.

Proposizione – Ritardo di un pacchetto su più collegamenti

Un pacchetto di L bit attraversa in store and forward N_{hop} collegamenti; il collegamento i ha capacità C_i e tempo di propagazione $T_{\text{prop},i}$. Senza code e con elaborazione trascurabile, l'ultimo bit arriva a destinazione dopo

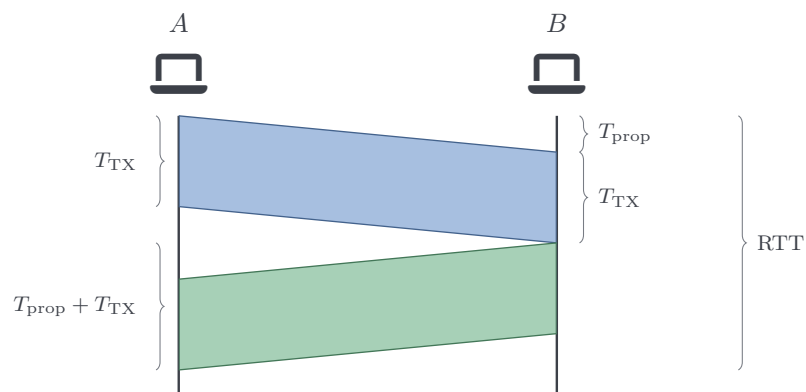
$$T_1 = \sum_{i=1}^{N_{\text{hop}}} \left(\frac{L}{C_i} + T_{\text{prop},i} \right)$$

A ogni salto il router aspetta di avere tutto il pacchetto (Capitolo 3), poi lo trasmette in L/C_i , e l'ultimo bit arriva al nodo successivo dopo $T_{\text{prop},i}$. Con collegamenti tutti uguali si ritrova $N_{\text{hop}} (T_{\text{TX}} + T_{\text{prop}})$ del Capitolo 3.

Proposizione – Tempo di andata e ritorno

A invia un pacchetto di L bit a B , a distanza D ; B lo riceve tutto e lo rimanda ad A alla stessa capacità C . Dal primo bit trasmesso da A all'ultimo bit ricevuto da A passa il **tempo di andata e ritorno**

$$\text{RTT} = 2 \left(\frac{L}{C} + \frac{D}{V} \right)$$



Un calcolo completo, anche con una capacità molto più alta, è l'Esercizio 2.

3.1 Più pacchetti in fila

Definizione – Trasmissione senza soluzione di continuità

Un nodo che ha più pacchetti da inviare sullo stesso collegamento trasmette il successivo appena ha finito di trasmettere il precedente, senza aspettare che questo arrivi a destinazione.

Proposizione – Regola del collo di bottiglia

K pacchetti di L bit partono uno dopo l'altro dalla stessa sorgente, lungo un percorso senza altro traffico e con elaborazione trascurabile. Sia $C_{\min}$ la capacità del collo di bottiglia (Capitolo 1), il collegamento meno capacitivo del percorso. Ogni pacchetto arriva $L/C_{\min}$ dopo il precedente, quindi l'ultimo arriva a

$$T_K = T_1 + (K - 1) \frac{L}{C_{\min}}$$

Dimostrazione

Si confrontano due pacchetti consecutivi e si segue la distanza g fra gli istanti in cui finiscono la trasmissione su ciascun collegamento.

1. Sul primo collegamento il secondo pacchetto parte appena finisce il primo: $g = L/C_1$. Con la stessa distanza arriva al nodo successivo.
2. A un nodo il secondo pacchetto arriva g dopo il primo, che occupa il collegamento d'uscita per L/C_i . Se $g \geq L/C_i$ lo trova libero e la distanza resta g ; se no aspetta in coda, e la distanza diventa L/C_i .
3. Dopo ogni collegamento la distanza è quindi la più grande fra le L/C_j dei collegamenti già attraversati: a destinazione è $L/C_{\min}$. Le $K - 1$ distanze fra K pacchetti si sommano a T_1 .

□

Il punto 2 dice anche dove si forma una coda: davanti a un collegamento più lento di tutti i precedenti. Se il collo di bottiglia è il primo collegamento, nei router non si accoda nulla; se è l'ultimo, i pacchetti si accodano davanti a lui, ma arrivano negli stessi istanti (Esercizi 3 e 4).

Riepilogo

- **Ritardo di nodo:** $T_{\text{TX}} + T_{\text{prop}} + T_{\text{coda}} + T_{\text{elab}}$.
- **Trasmissione:** $T_{\text{TX}} = L/C$, con C della scheda di rete.
- **Propagazione:** $T_{\text{prop}} = D/V$, con $V \approx 2 \times 10^8$ m/s; trascurabile l'elaborazione.
- **Accodamento:** $T_{\text{res}} + N_q L/C$, aleatorio.
- **Carico:** $\rho = AL/C$; ritardo medio infinito per $\rho \rightarrow 1$, congestione per $\rho > 1$.
- **Overprovisioning:** capacità molto superiore al traffico, ρ basso.
- **Più salti:** $T_1 = \sum_i (L/C_i + T_{\text{prop},i})$; $\text{RTT} = 2(L/C + D/V)$.
- **Collo di bottiglia:** $T_K = T_1 + (K - 1) L/C_{\min}$.

4 Esercizi

Esercizio 1 – Dal primo bit trasmesso all'ultimo ricevuto

Un sistema trasmissivo punto-punto, della velocità di 100 kbit/s, ha una lunghezza di 500 km. Si calcoli il tempo che intercorre fra la trasmissione del primo bit e la ricezione dell'ultimo bit di un pacchetto lungo 2000 bit, assumendo che il ritardo di propagazione sia di 5 μ s/km.

Soluzione a pagina 9 →

Esercizio 2 – Andata e ritorno a due capacità

Un pacchetto di 10 000 bit viene inviato dal nodo A alla velocità di 100 kbit/s su un collegamento di 100 km. Il pacchetto viene ricevuto tutto in B e poi rimandato ad A alla stessa velocità di trasmissione.

- Si calcoli l'intervallo di tempo fra la trasmissione del primo bit in A e la ricezione dell'ultimo bit in A , assumendo che la velocità del segnale sia di 200 000 km/s.
- Si ripeta il conto con una velocità di trasmissione di 10 Gbit/s.

Soluzione a pagina 9 →

Esercizio 3 – Due pacchetti su tre collegamenti

Nella rete $R_1 - R_2 - R_3 - A$, all'istante $t = 0$ la coda d'uscita di R_1 contiene due pacchetti diretti ad A , di $L = 512$ bit ciascuno. I tre collegamenti hanno:

	$R_1 - R_2$	$R_2 - R_3$	$R_3 - A$
ritardo di propagazione	$\tau_1 = \tau$	$\tau_2 = 2\tau$	$\tau_3 = \tau$
capacità	$C_1 = C$	$C_2 = 2C$	$C_3 = 4C$

con $\tau = 1$ ms e $C = 128$ kbit/s. Si indichi, per ciascun pacchetto, l'istante in cui è ricevuto completamente a destinazione.

Soluzione a pagina 10 →

Esercizio 4 – Lo stesso percorso nel verso opposto

Con gli stessi collegamenti dell'Esercizio 3, i due pacchetti di 512 bit partono all'istante $t = 0$ da A e sono diretti a R_1 , sul percorso $A - R_3 - R_2 - R_1$. Si indichi, per ciascun pacchetto, l'istante in cui è ricevuto completamente da R_1 , e dove il secondo pacchetto aspetta in coda.

Soluzione a pagina 11 →

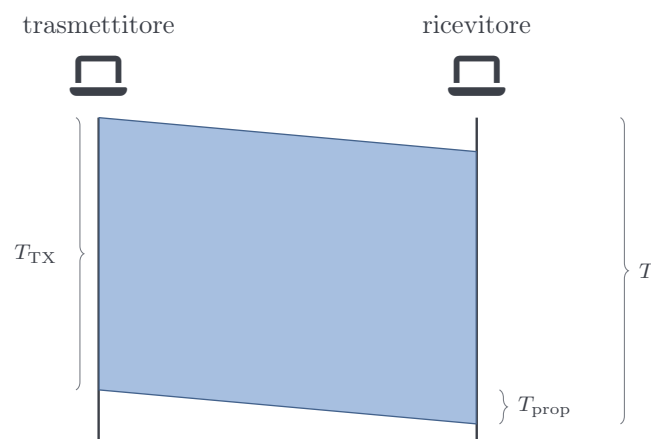
5 Soluzioni

Soluzione dell'Esercizio 1 – Dal primo bit trasmesso all'ultimo ricevuto

La «velocità» è in bit/s: è la capacità, $C = 100 \text{ kbit/s}$. Il ritardo in $\mu\text{s/km}$ è per unità di lunghezza, $1/V$. Non ci sono commutatori né altri pacchetti.

L'ultimo bit lascia il trasmettitore dopo il tempo di trasmissione, poi deve ancora propagarsi fino al ricevitore:

$$T = T_{\text{TX}} + T_{\text{prop}}.$$



Con D in chilometri il prodotto viene in microsecondi:

$$T_{\text{prop}} = 500 \text{ km} \cdot 5 \mu\text{s/km} = 2500 \mu\text{s} = 2,5 \text{ ms}, \quad T_{\text{TX}} = \frac{L}{C} = \frac{2000 \text{ bit}}{1 \times 10^5 \text{ bit/s}} = 20 \text{ ms}.$$

$$\text{Quindi } T = 20 \text{ ms} + 2,5 \text{ ms} = \boxed{22,5 \text{ ms}}.$$

[← Torna all'Esercizio 1, pagina 7](#)

Soluzione dell'Esercizio 2 – Andata e ritorno a due capacità

B rimanda il pacchetto solo dopo averlo ricevuto tutto: l'intervallo è il tempo di andata e ritorno, con due trasmissioni e due propagazioni,

$$\text{RTT} = 2(T_{\text{TX}} + T_{\text{prop}}).$$

La propagazione non dipende dalla capacità:

$$T_{\text{prop}} = \frac{D}{V} = \frac{100 \text{ km}}{2 \times 10^5 \text{ km/s}} = 0,5 \text{ ms}.$$

$$a. \quad T_{\text{TX}} = \frac{1 \times 10^4 \text{ bit}}{1 \times 10^5 \text{ bit/s}} = 100 \text{ ms}, \text{ quindi } \text{RTT} = 2(100 + 0,5) \text{ ms} = \boxed{201 \text{ ms}}.$$

$$b. T_{TX} = \frac{1 \times 10^4 \text{ bit}}{1 \times 10^{10} \text{ bit/s}} = 1 \mu\text{s}, \text{ quindi } RTT = 2(0,001 + 0,5) \text{ ms} = \boxed{1,002 \text{ ms}}.$$

Aumentando la capacità di 10^5 volte la trasmissione diventa trascurabile, ma la propagazione resta: l'RTT non scende sotto $2T_{\text{prop}} = 1 \text{ ms}$.

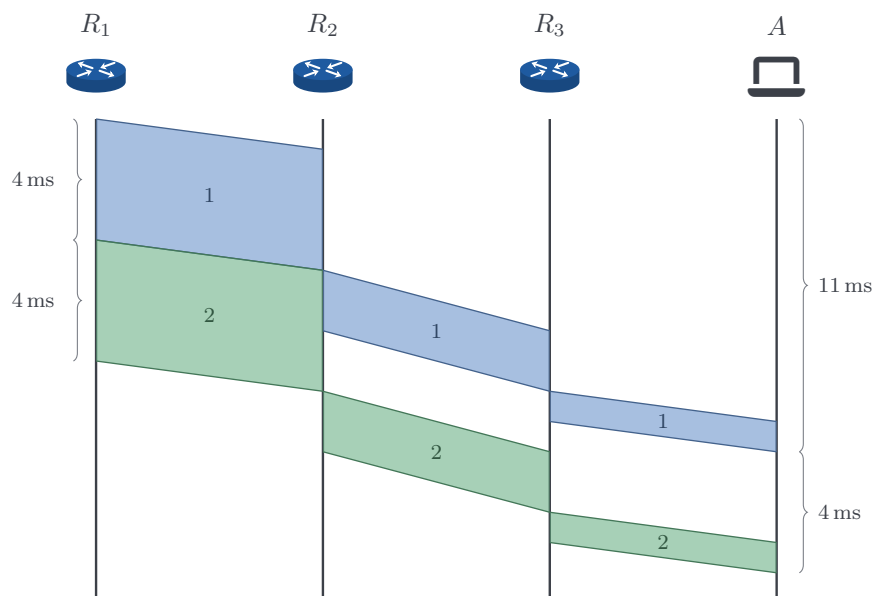
← *Torna all'Esercizio 2, pagina 7*

Soluzione dell'Esercizio 3 – Due pacchetti su tre collegamenti

Tempi di trasmissione:

$$\frac{L}{C_3} = \frac{512 \text{ bit}}{512 \text{ kbit/s}} = 1 \text{ ms}, \quad \frac{L}{C_2} = 2 \text{ ms}, \quad \frac{L}{C_1} = 4 \text{ ms}.$$

Tutti i tempi sono multipli di 1 ms: il diagramma spazio-tempo si disegna con un millisecondo per tacca.



Primo pacchetto. A ogni salto paga trasmissione e propagazione:

$$T_1 = \left(\frac{L}{C_1} + \tau_1\right) + \left(\frac{L}{C_2} + \tau_2\right) + \left(\frac{L}{C_3} + \tau_3\right) = (4 + 1) + (2 + 2) + (1 + 1) \text{ ms} = \boxed{11 \text{ ms}}.$$

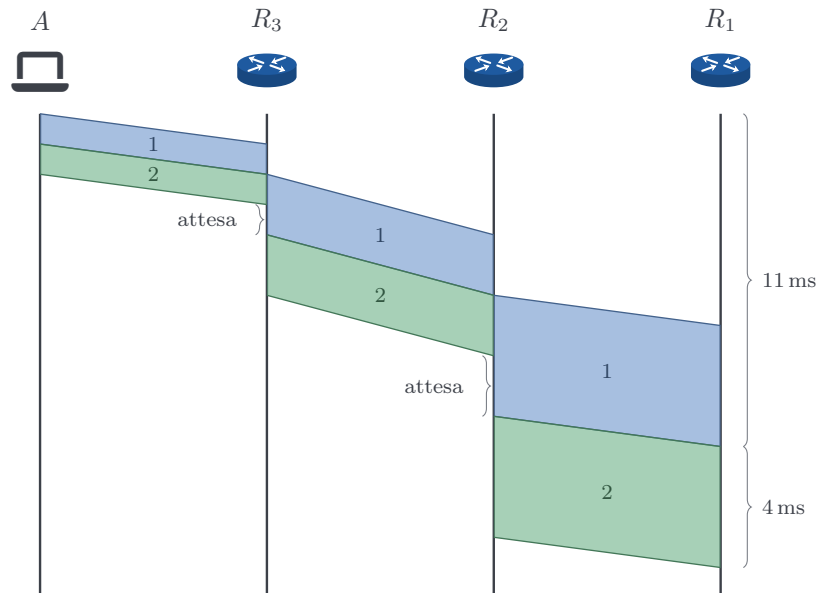
Secondo pacchetto. R_1 lo trasmette appena finisce il primo, da 4 ms a 8 ms. Il collo di bottiglia è il primo collegamento: i successivi sono più veloci e il secondo pacchetto li trova sempre liberi (R_2 lo riceve a 9 ms, e il collegamento verso R_3 è libero da 7 ms). Arriva quindi L/C_1 dopo il primo:

$$T_2 = T_1 + \frac{L}{C_1} = 11 + 4 \text{ ms} = \boxed{15 \text{ ms}}.$$

← *Torna all'Esercizio 3, pagina 7*

Soluzione dell'Esercizio 4 – Lo stesso percorso nel verso opposto

Ora i collegamenti si incontrano dal più veloce al più lento: trasmissioni di 1 ms, 2 ms e 4 ms, propagazioni di 1 ms, 2 ms e 1 ms.



Primo pacchetto. Trova tutto libero: $T_1 = (1 + 1) + (2 + 2) + (4 + 1) \text{ ms} = \boxed{11 \text{ ms}}$, lo stesso valore dell'altro verso, perché la somma non dipende dall'ordine dei collegamenti.

Secondo pacchetto. Parte da A a 1 ms.

- Arriva in R_3 a 3 ms, ma il primo occupa il collegamento verso R_2 fino a 4 ms: aspetta 1 ms.
- Arriva in R_2 a 8 ms, ma il primo occupa il collegamento verso R_1 fino a 10 ms: aspetta 2 ms.
- Trasmesso da 10 ms a 14 ms, arriva in R_1 a $T_2 = \boxed{15 \text{ ms}}$.

Gli istanti di arrivo sono gli stessi dell'Esercizio 3, $T_2 = T_1 + L/C_{\min}$, ma ora il secondo pacchetto si accoda in R_3 e in R_2 , davanti a collegamenti più lenti di quelli che ha già attraversato.

[← Torna all'Esercizio 4, pagina 8](#)