Prova di Esame – Fondamenti di Telecomunicazioni

Mercoledì 8 luglio, ore 9.30

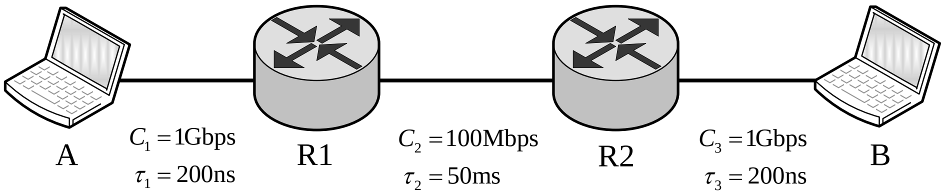
Cognome:______________________________

Nome:______________________________

Matricola:______________________________

Firma:______________________________

Domanda 1: Si consideri la rete di figura. Il nodo A deve trasmettere al nodo B un messaggio di 1400Mbyte.



Nell'ipotesi che all'istante di inizio della trasmissione le code di tutti i nodi siano vuote, che il tempo di elaborazione per tutti i nodi sia pari a $T_p = 100\mu\text{s}$, e che tra i nodi A e B si utilizzi un controllo di flusso di tipo *Selective Repeat*, determinare:

a) ammesso di utilizzare pacchetti di 1000 byte, il modulo di numerazione necessario a supportare la trasmissione continua ed il tempo necessario al completamento del trasferimento
b) ammesso che il modulo di numerazione sia pari a 1024, il tempo necessario al completamento del trasferimento
c) sempre ammesso che il modulo di numerazione sia pari a 1024, la dimensione minima che devono avere i pacchetti in modo da ottenere la trasmissione continua

a) Il protocollo di controllo di flusso viene applicato direttamente tra i nodi A e B, in quanto i router si occupano solo dell'inoltro dei datagrammi. Il tempo di ciclo della comunicazione tra A e B, nell'ipotesi di code vuote, è dato da

$$RTT_{\text{AB}} = L_f\left(\frac{1}{C_1} + \frac{1}{C_2} + \frac{1}{C_3}\right) + \tau_1 + \tau_2 + \tau_3 + T_{p1} + T_{p2} + T_{pB} +$$
$$+ L_a\left(\frac{1}{C_3} + \frac{1}{C_2} + \frac{1}{C_1}\right) + \tau_3 + \tau_2 + \tau_1 + T_{p2} + T_{p1} + T_{p\text{A}}$$

Con l'ipotesi che la durata degli ACK sia trascurabile e che i tempi di processing siano tutti identici risulta

$$RTT_{\text{AB}} \cong L_f\left(\frac{1}{C_1} + \frac{1}{C_2} + \frac{1}{C_3}\right) + 2(\tau_1 + \tau_2 + \tau_3) + 6T_p = 101.1[\text{ms}]$$

Affinché la trasmissione sia continua deve essere $W_s L_f / C_2 \geq RTT_{\text{AB}}$ dove per il calcolo della durata del frame si fa riferimento al link più lento. Risulta $W_s \geq 1264$ quindi, volendo lavorare con modulo di numerazione potenza di due, si sceglie $W_s = 2048$ e modulo di numerazione $N = 4096$.

Per calcolare il tempo necessario al completamento del trasferimento occorre calcolare il numero di pacchetti che è necessario trasmettere. Trascurando l'overhead presente in ciascun pacchetto, il numero di pacchetti da trasmettere è $N_{\text{pkt}} = \lceil 1.4 \cdot 10^9 / 1000 \rceil = 1.4 \cdot 10^6$.

Il tempo necessario al completamento del trasferimento, in assenza di errori, risulta

$$T_{\text{tot}} = RTT_{\text{AB}} + (N_{\text{pkt}} - 1)L_f / C_2 \cong 112.1[\text{s}]$$

b) Se il modulo di numerazione è $N = 1024$, la dimensione massima della finestra di trasmissione è $W_s = 512$ e la trasmissione avviene in cicli. Il numero di cicli è dato da

$$N_{RTT} = \lceil N_{\text{pkt}} / W_s \rceil = 2735$$

e l'ultimo ciclo consiste di 192 pacchetti. Il trasferimento ha quindi una durata complessiva di

$$T_{\text{tot}} = N_{RTT} RTT_{\text{AB}} + 192 L_f / C_2 \cong 276.5[\text{s}]$$

c) Affinché la trasmissione risulti continua con $W_s = 512$, deve essere

$$L_f \frac{W_s}{C_2} \geq RTT_{\text{AB}}$$

ovvero

$$L_f \geq \frac{2(\tau_1 + \tau_2 + \tau_3) + 6T_p}{\frac{W_s - 1}{C_2} - \frac{1}{C_1} - \frac{1}{C_3}} \cong 1.98 \cdot 10^4$$

Ovvero pacchetti da 2475byte.

Domanda 2: Un collegamento è affetto da una probabilità di errore sul bit di 10^{-5}.

a) ammesso di utilizzare pacchetti di 1500byte ed ACK di 20byte, determinare la probabilità di errore relativa alla trasmissione di un pacchetto e quella relativa alla trasmissione di un ACK
b) denotata con p la probabilità di errore sul pacchetto ed ammesso di trasmettere W_s pacchetti, l'espressione della probabilità che vi siano esattamente M pacchetti errati
c) nell'ipotesi del punto b), la probabilità che K degli M pacchetti errati si trovino nella prima metà della finestra di trasmissione

a) assumendo che gli errori sui bit siano indipendenti, la probabilità di errore sul messaggio è data da

$$PER = 1 - (1 - BER)^{8L_f} \; [\cong 8 L_f BER]$$

Dove l'approssimazione (che si deduce dallo sviluppo binomiale di $(1-x)^n$) è valida per $8 L_f BER \ll 1$. Risulta

$$PER_{pkt} = 0.113 [\cong 0.12]$$

$$PER_{ack} = 0.0016 [\cong 0.0016]$$

b) la probabilità richiesta si scrive in modo semplice utilizzando la distribuzione di probabilità binomiale

$$\Pr\{M \text{ errori in } W_s \text{ pacchetti}\} = \binom{W_s}{M} p^M (1-p)^{W_s - M}$$

dove il fattore binomiale tiene conto delle possibili disposizioni di M elementi in W_s posizioni.

c) la probabilità richiesta si può scrivere come la probabilità che, ammesso che si verifichino M errori in W_s posizioni, se ne verifichino K in $W_s / 2$ ed i restanti $M - K$ nelle altre $W_s / 2$

$$\Pr\left\{K \text{ elementi su } M \text{ nei primi } W_s / 2\right\} = \frac{\binom{W_s/2}{K}\binom{W_s/2}{M-K}}{\binom{W_s}{M}}$$

Domanda 3: Su una rete locale sono presenti tre sorgenti di traffico:

- la sorgente A genera pacchetti di 80 byte al rate di 64Kbps;
- la sorgente B genera pacchetti di 1500 byte al rate di 8Mbps;
- la sorgente C genera pacchetti di dimensione casuale compresa tra 14 e 1500 byte con densità di probabilità approssimativamente esponenziale (troncata nell'intervallo [14,1500]) con media 200 byte, ed al rate di 500Kbps.

a) Trovare quanti pacchetti al secondo genera (in media) ciascuna delle sorgenti
b) Ammesso che il router inoltri un pacchetto di dimensione inferiore a 160 byte, qual è la probabilità che provenga dalla sorgente A

a) La sorgente A genera in media $64000/(80 \cdot 8) = 100$ pacchetti al secondo, la sorgente B genera in media $8 \cdot 10^6 / (1500 \cdot 8) \cong 667$ pacchetti al secondo, mentre la sorgente C genera in media $500 \cdot 10^3 / (200 \cdot 8) \cong 313$ pacchetti al secondo

b) A prescindere dalla dimensione dei pacchetti, la probabilità che un pacchetto presente sul router provenga da una delle sorgenti dipende dalla frequenza di emissione dei pacchetti di quella sorgente, quindi *a priori* si ha

$$\Pr\{\mathrm{A}\} = \frac{100}{100+667+313} = \frac{100}{1080} \cong 0.093$$
$$\Pr\{\mathrm{B}\} = \frac{667}{100+667+313} = \frac{667}{1080} \cong 0.618$$
$$\Pr\{\mathrm{C}\} = \frac{313}{100+667+313} = \frac{313}{1080} \cong 0.289$$

Si è però interessati alla probabilità che la sorgente sia la A ammesso che il pacchetto abbia dimensione inferiore a 160 byte. Si applica la formula di Bayes ottenendo:

$$\Pr\{\mathrm{A} \mid L<160\} = \frac{\Pr\{L<160 \mid \mathrm{A}\}\Pr\{\mathrm{A}\}}{\Pr\{L<160\}} = \frac{1\cdot 0.093}{\Pr\{L<160\}}$$

La probabilità che un pacchetto abbia dimensione minore di 160 è data da

$$\begin{aligned}\Pr\{L<160\} &= \Pr\{L<160 \mid \mathrm{A}\}\Pr\{\mathrm{A}\} + \Pr\{L<160 \mid \mathrm{B}\}\Pr\{\mathrm{B}\} + \Pr\{L<160 \mid \mathrm{C}\}\Pr\{\mathrm{C}\} = \\ &= 1\cdot\Pr\{\mathrm{A}\} + 0\cdot\Pr\{\mathrm{B}\} + \Pr\{L<160 \mid \mathrm{C}\}\Pr\{\mathrm{C}\}\end{aligned}$$

Per trovare la probabilità $\Pr\{L<160 \mid \mathrm{C}\}$ occorre la densità di probabilità delle dimensioni dei pacchetti emessi dalla sorgente C. Il testo suggerisce di approssimare questa densità di probabilità (discreta) con una densità di probabilità continua di tipo esponenziale troncata

$$p_{L_\mathrm{C}}(x) \cong \lambda e^{-\lambda(x-14)}\,\mathrm{u}(x-14)$$

In cui la costante λ deve essere determinata in modo che il valore medio sia pari a 200.

$$\mathrm{E}\left[L_\mathrm{C}\right] = \int_{14}^{\infty} x\lambda e^{-\lambda(x-14)}dx = 14 + \frac{1}{\lambda} = 200 \Rightarrow \lambda = \frac{1}{200-14}$$

Si ottiene quindi

$$\Pr\{L<160 \mid \mathrm{C}\} \cong \int_{14}^{160} p_{L_\mathrm{C}}(x)dx = 1 - e^{-\frac{160-14}{200-14}} \cong 0.544$$

E la probabilità richiesta risulta

$$\Pr\{\mathrm{A} \mid L<160\} = \frac{1\cdot 0.093}{1\cdot 0.093 + 0\cdot 0.618 + 0.544\cdot 0.289} = 0.372$$

Domanda 4: Spiegare il funzionamento delle tecniche di accesso al mezzo di tipo CSMA *p*-persistenti. Che influenza sulle prestazioni ha il ritardo di propagazione?

[L'argomento è spiegato sui trasparenti relativi alle lezioni 03_data_link p.69-75]
Il ritardo di propagazione può rendere inutilizzabile una tecnica di accesso di tipo CSMA, in cui ciascuna delle stazioni ascolta prima di trasmettere, ma può solo ricevere trasmissioni iniziate da un tempo minimo pari al ritardo di propagazione. Al limite, quando il ritardo di propagazione supera la durata del pacchetto, una tecnica di tipo CSMA tende a comportarsi come un Aloha.