

Università degli Studi di Roma "Tor Vergata"
Laurea in Informatica

Sistemi Operativi e Reti
(modulo Reti)
a.a. 2024/2025

Esercitazione: CSMA/CD e Esercizi vari TCP

dr. Manuel Fiorelli

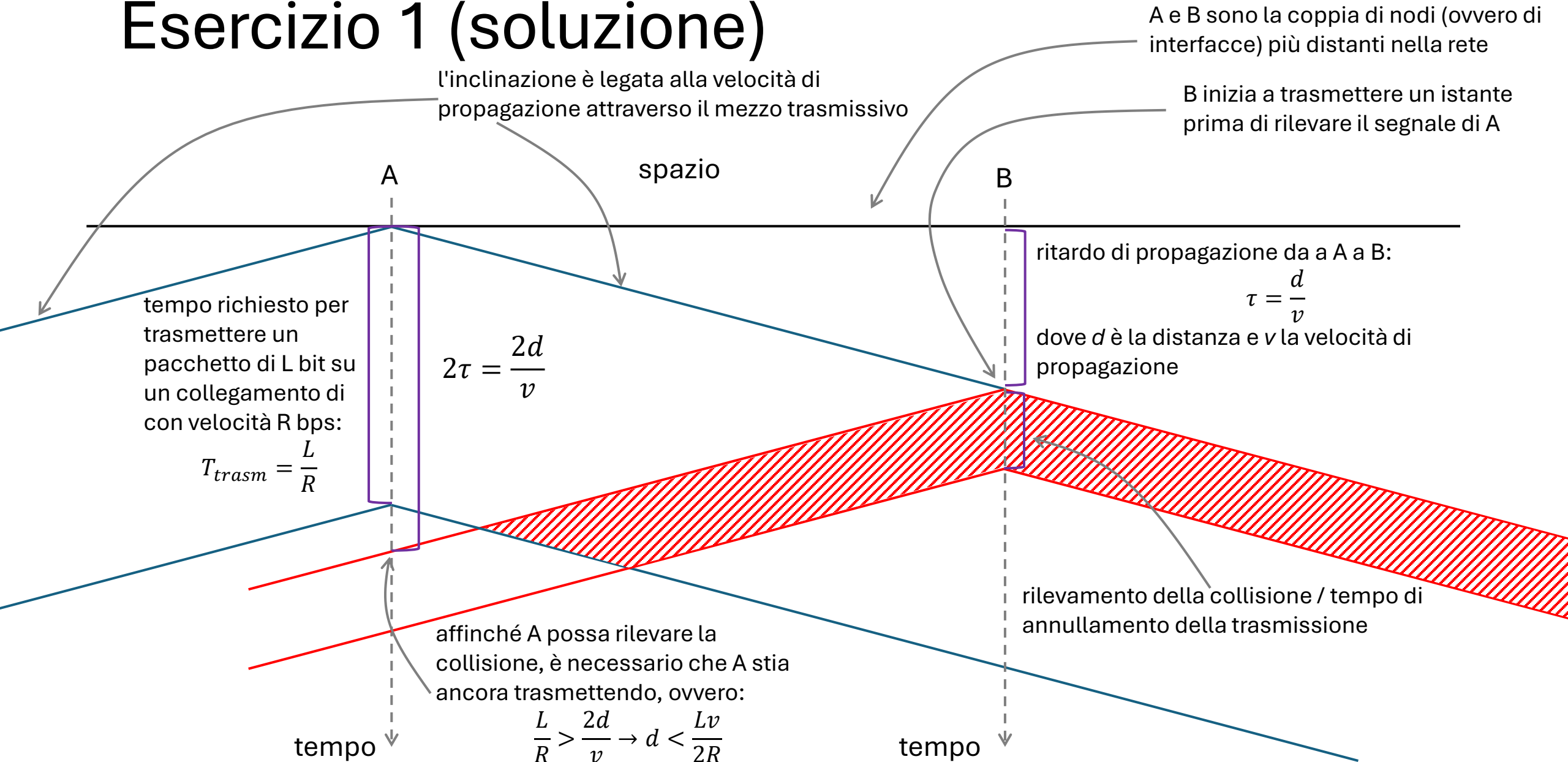
manuel.fiorelli@uniroma2.it

<https://art.uniroma2.it/fiorelli>

Esercizio 1

Facendo riferimento allo schema CSMA/CD, determinare che vincolo c'è tra lunghezza minima dei pacchetti e distanza massima tra due interfacce.

Esercizio 1 (soluzione)



Esercizio 1 (soluzione)

Partendo dalla relazione appena trovata:

$$\frac{L}{R} > \frac{2d}{v} \rightarrow d < \frac{Lv}{2R}$$

Supponiamo:

- lunghezza minima di un pacchetto $L = 64 \text{ B} = 512 \text{ bit}$
- $R = 10 \text{ Mbps}$
- $v = \frac{2}{3}c = 2 \cdot 10^8 \text{ m/s}$

Inserendo questi valori deriviamo:

$$d < \frac{512 * 2 \cdot 10^8}{2 * 10 \cdot 10^6} \frac{\text{bit} \cdot \text{m/s}}{\text{bit/s}} = 5120 \text{ m}$$

Nota: al crescere di R , d diminuisce: per esempio, a 1 Gbps d dovrebbe essere inferiore a circa 51 m. Pertanto, occorre aumentare il valore di L . Abbiamo visto come evoluzioni di Ethernet permettano (sotto certe condizioni) di evitare l'uso di CSMA/CD.

Esercizio 1 (soluzione)

Nota:

Il calcolo appena mostrato si riferisce a CSMA/CD in generale.

Specifici standard come Ethernet devono ovviamente rispettare questi limiti superiori, ma possono dettare vincoli più specifici tenendo in considerazione molti altri fattori, quali i ritardi nelle interfacce e nei ripetitori.

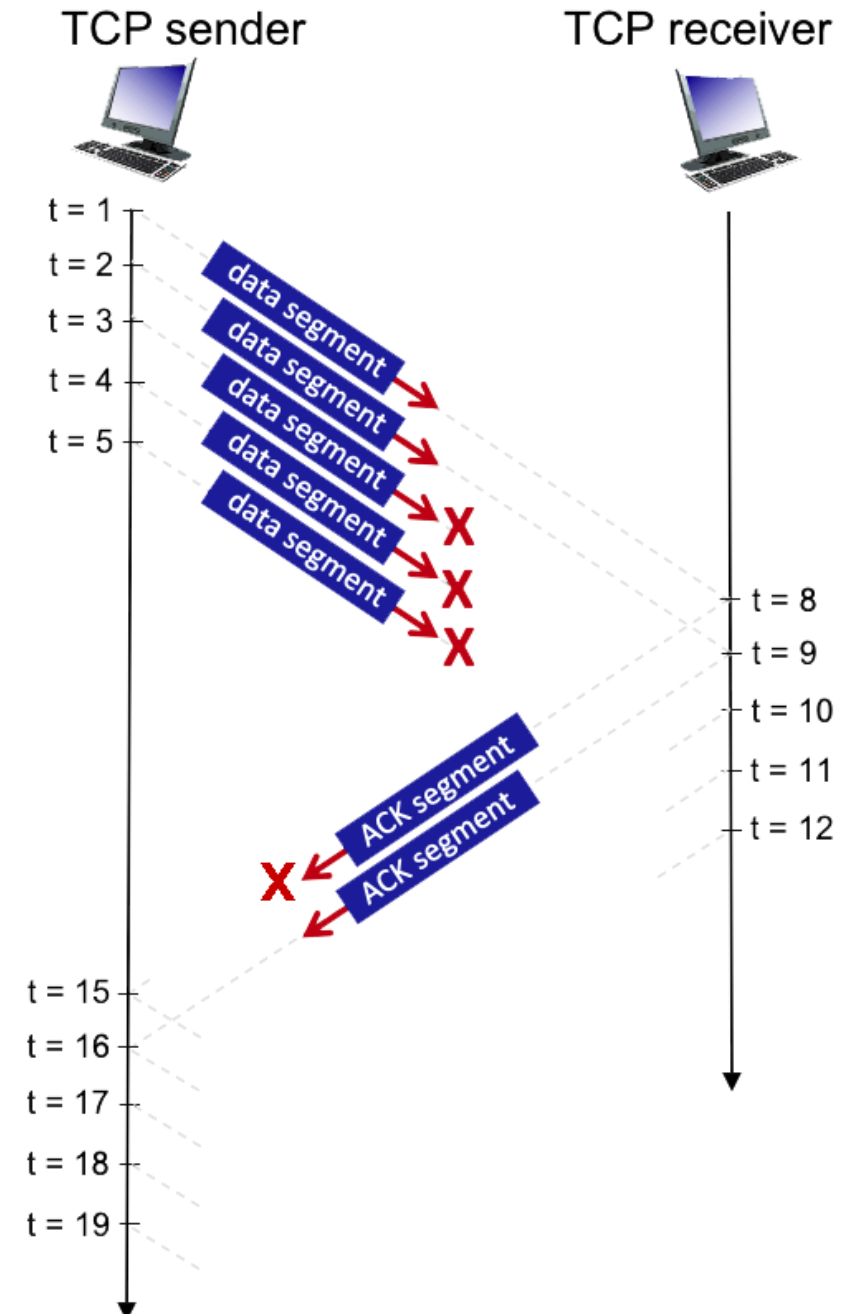
Il limite calcolato si riferisce all'intero dominio di collisione. Infatti, altri fattori possono determinare vincoli sulla lunghezza dei singoli tratti di cavo, richiedendo l'uso di ripetitori.

Esercizio 2

Esercizio interattivo del libro:

https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_retrans.php

Consider the figure below in which a TCP sender and receiver communicate over a connection in which the segments can be lost. The TCP sender wants to send a total of 10 segments to the receiver and sends an initial window of 5 segments at $t = 1, 2, 3, 4,$ and 5 , respectively. Suppose the initial value of the sequence number is 163 and every segment sent to the receiver each contains 837 bytes. The delay between the sender and receiver is 7 time units, and so the first segment arrives at the receiver at $t = 8$, and an ACK for this segment arrives at $t = 15$. As shown in the figure, 3 of the 5 segments is lost between the sender and the receiver, but *one* of the ACKs is lost. Assume there are no timeouts and any out of order segments received are thrown out.



Esercizio 2

numero di sequenza iniziale: 163

numero byte dei dati: 837

numero di sequenza dei segmenti inviati negli istanti

$t = 1 \rightarrow 163$

$t = 2 \rightarrow 1000$ ossia $163 + 837$

$t = 3 \rightarrow 1837$ ossia $1000 + 837$

$t = 4 \rightarrow 2674$ ossia $1837 + 837$

$t = 5 \rightarrow 3511$ ossia $2674 + 837$

numero di acknowledgment nei segmenti ACK inviati negli istanti

$t = 8 \rightarrow 1000$

$t = 9 \rightarrow 1837$

numeri di sequenza dei segmenti inviati negli istanti

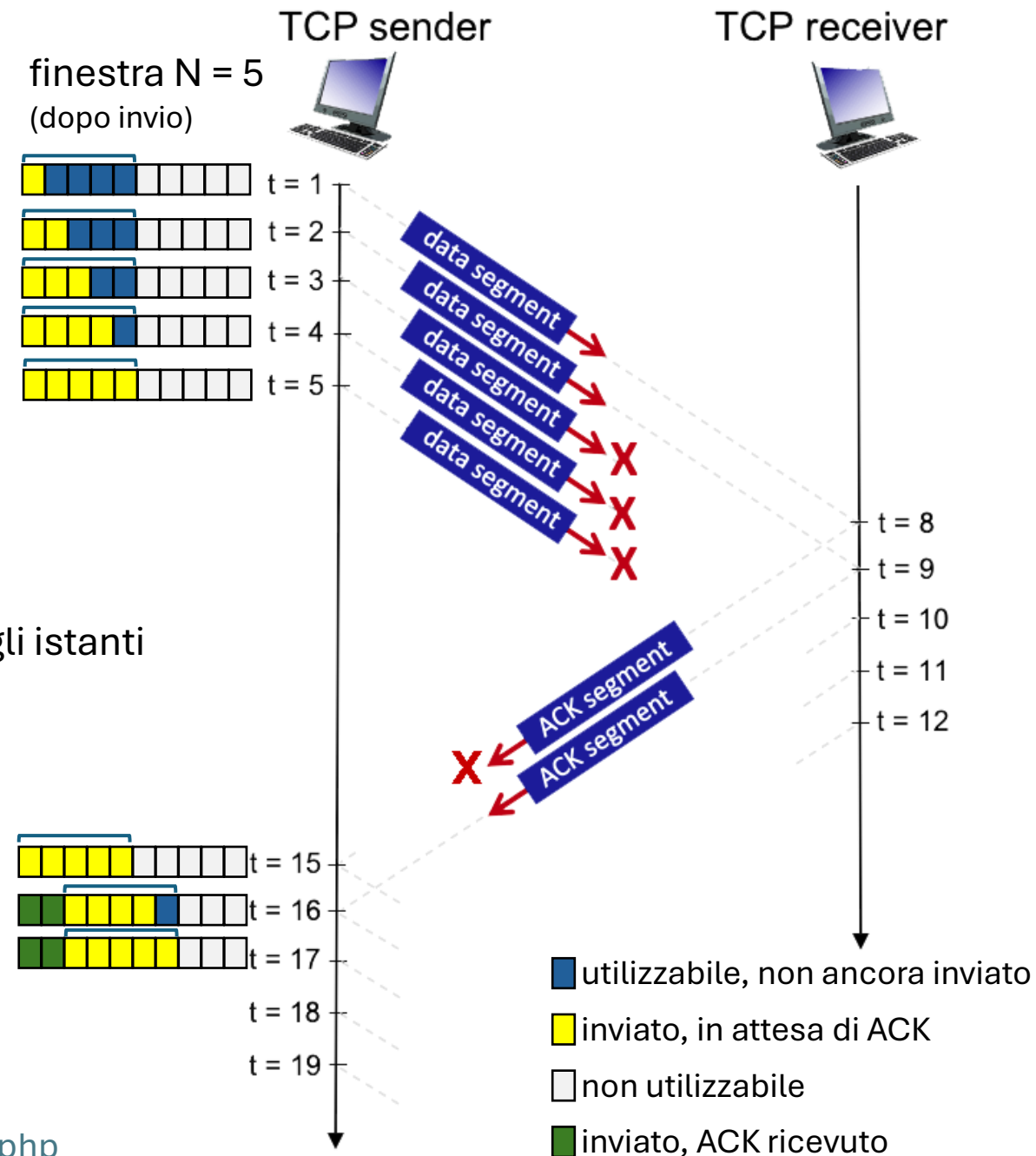
$t = 16 \rightarrow 4348$ ossia $3511 + 837$

$t = 17 \rightarrow 5185$ ossia $4348 + 837$

nota: rivedere sulla Teoria il funzionamento dei numeri di sequenza e di acknowledgment!

Esercizio interattivo del libro:

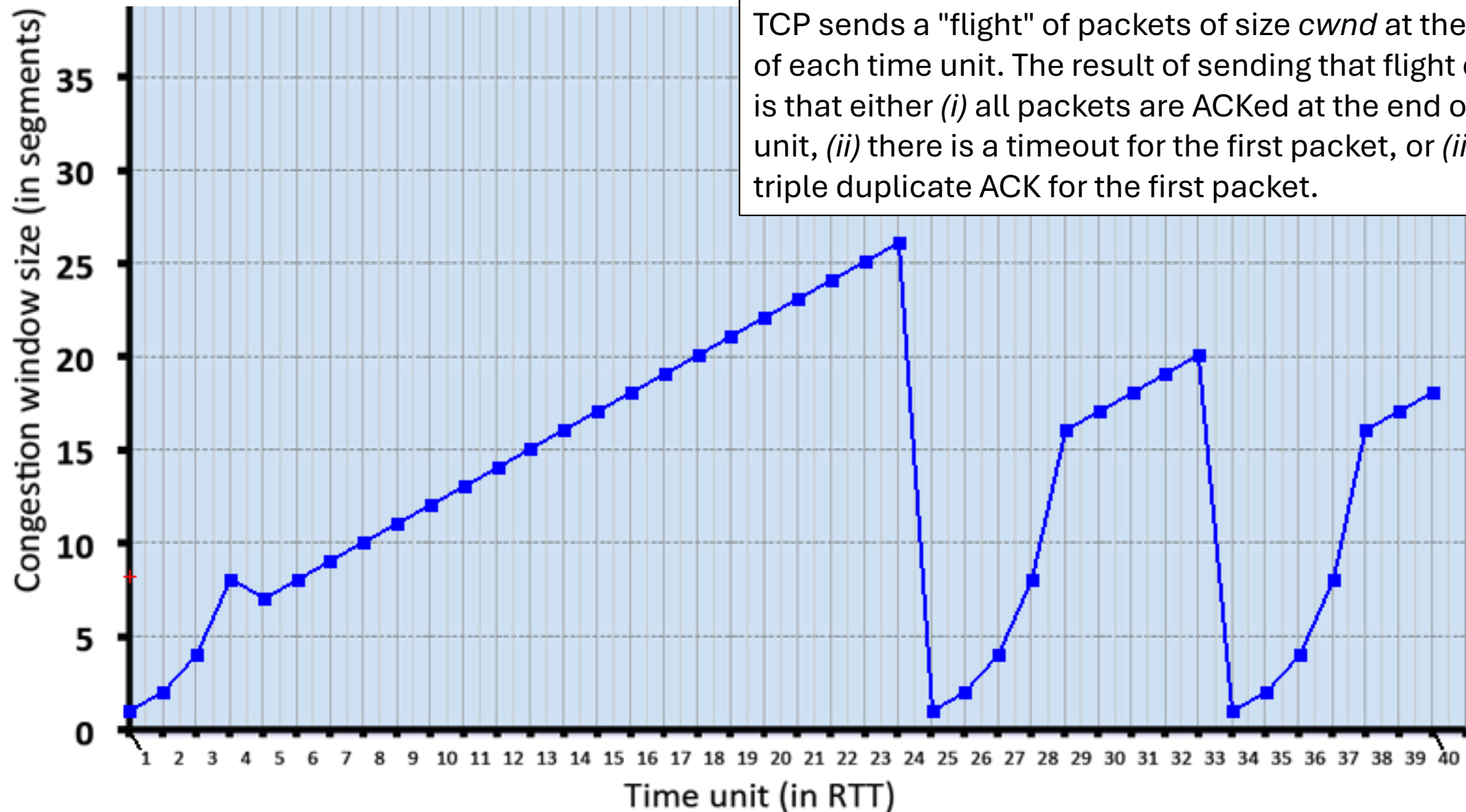
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_retrans.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

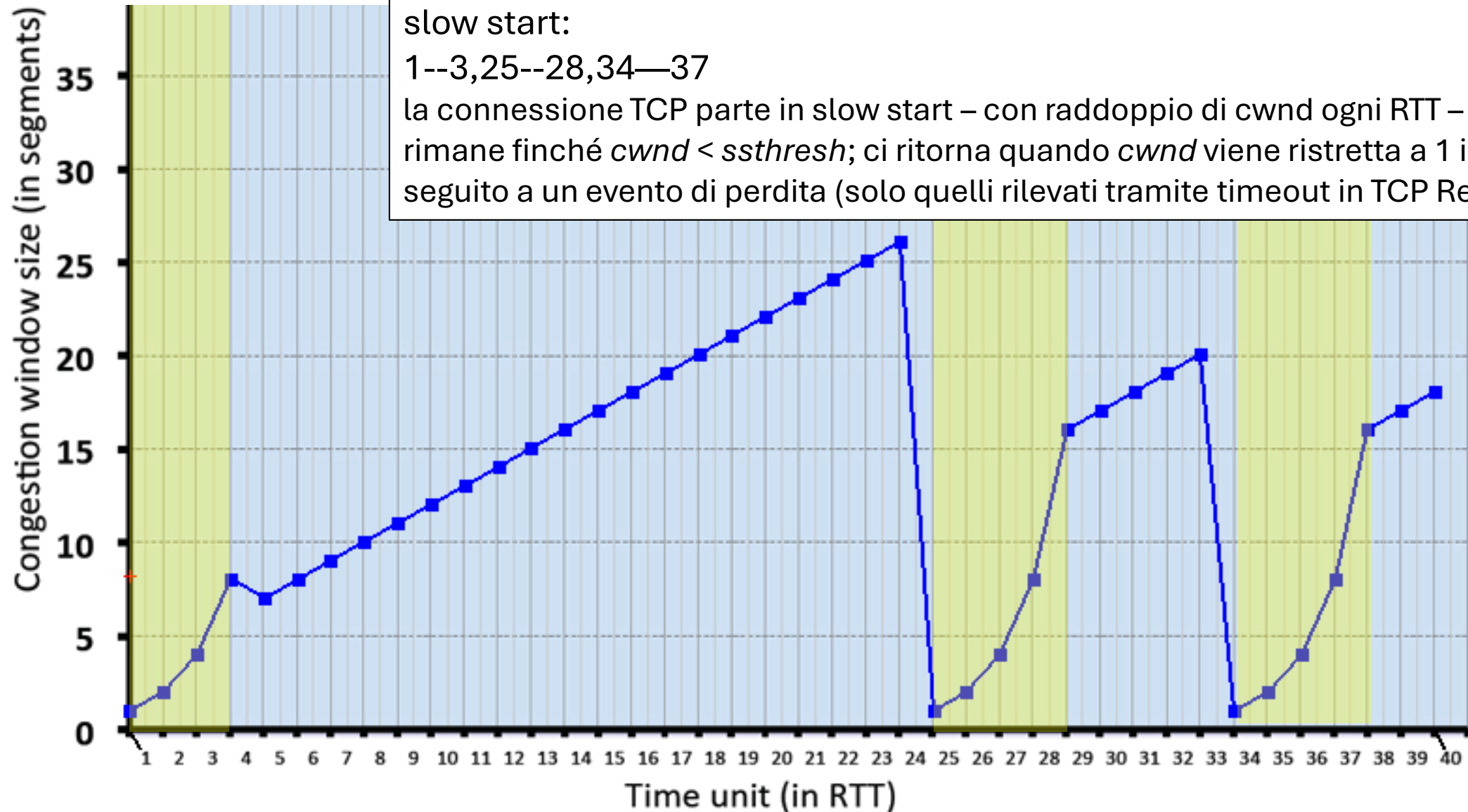
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

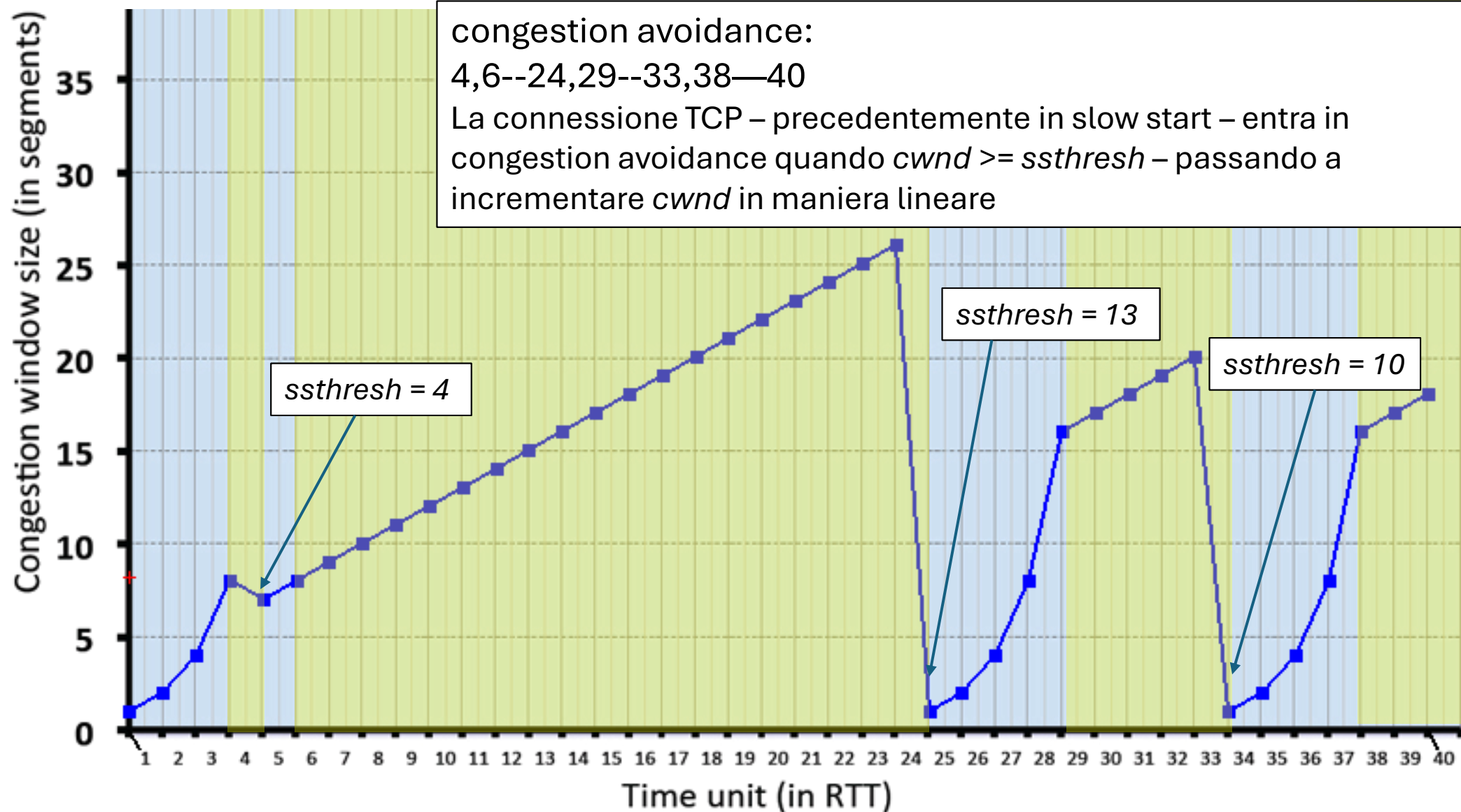
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

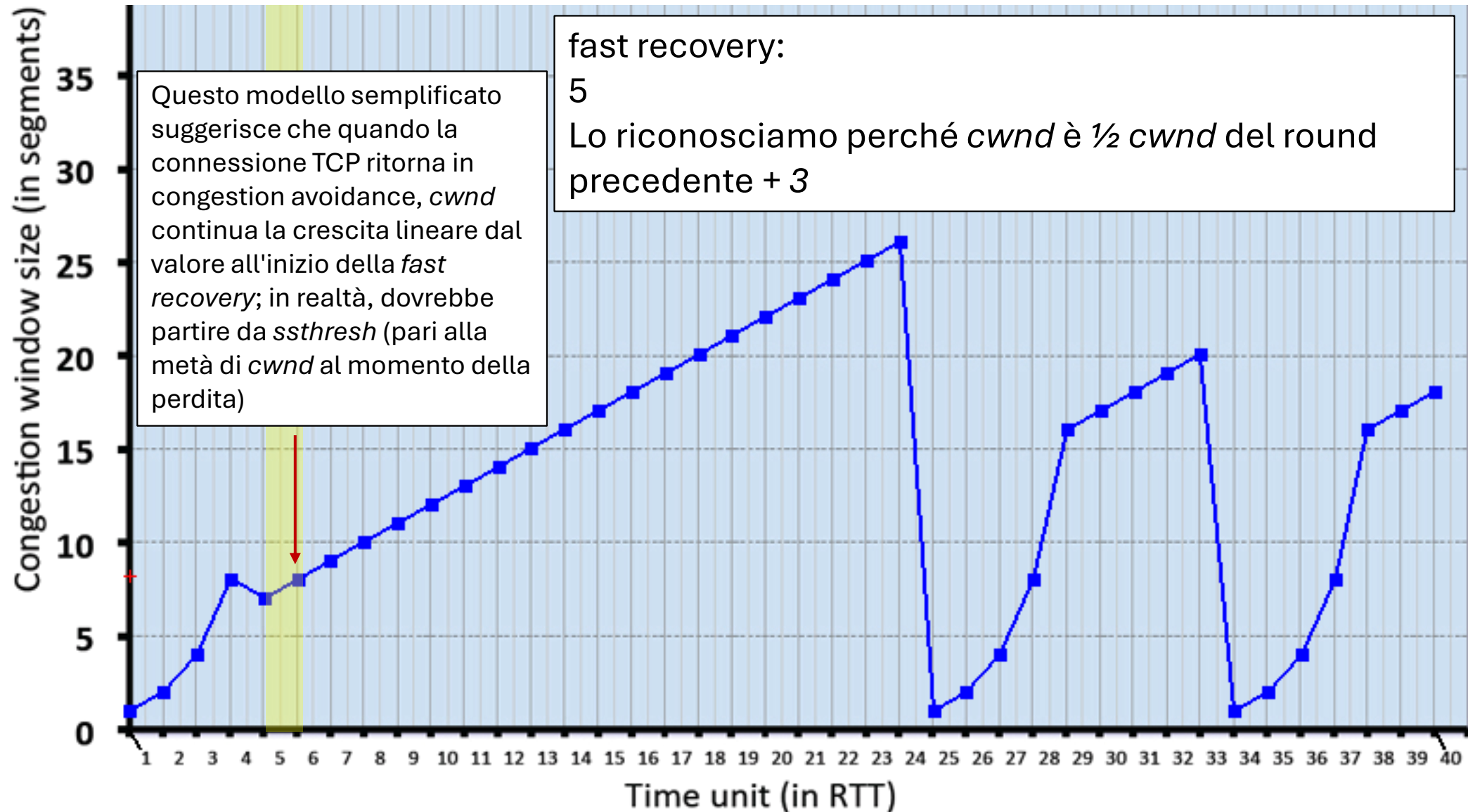
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

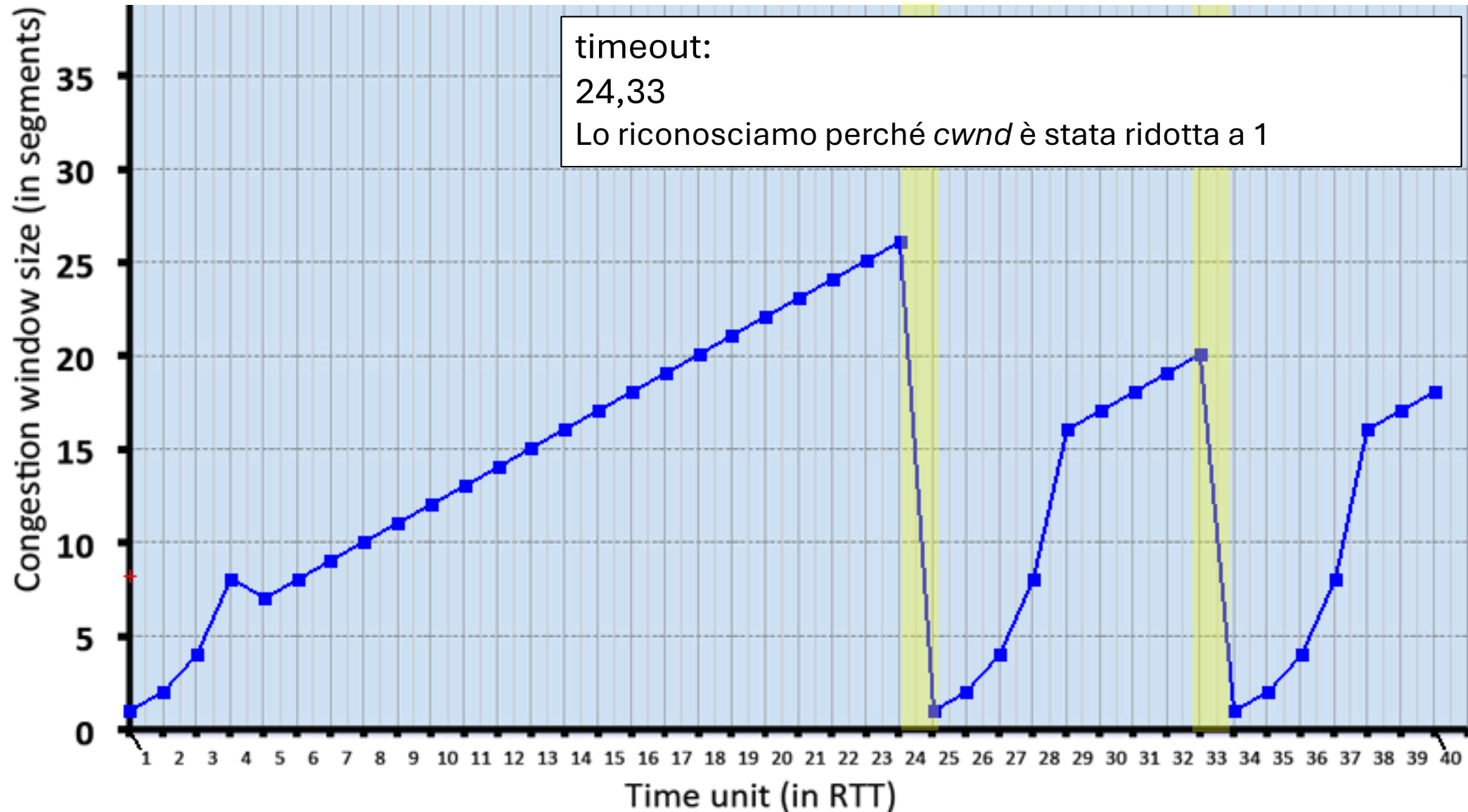
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

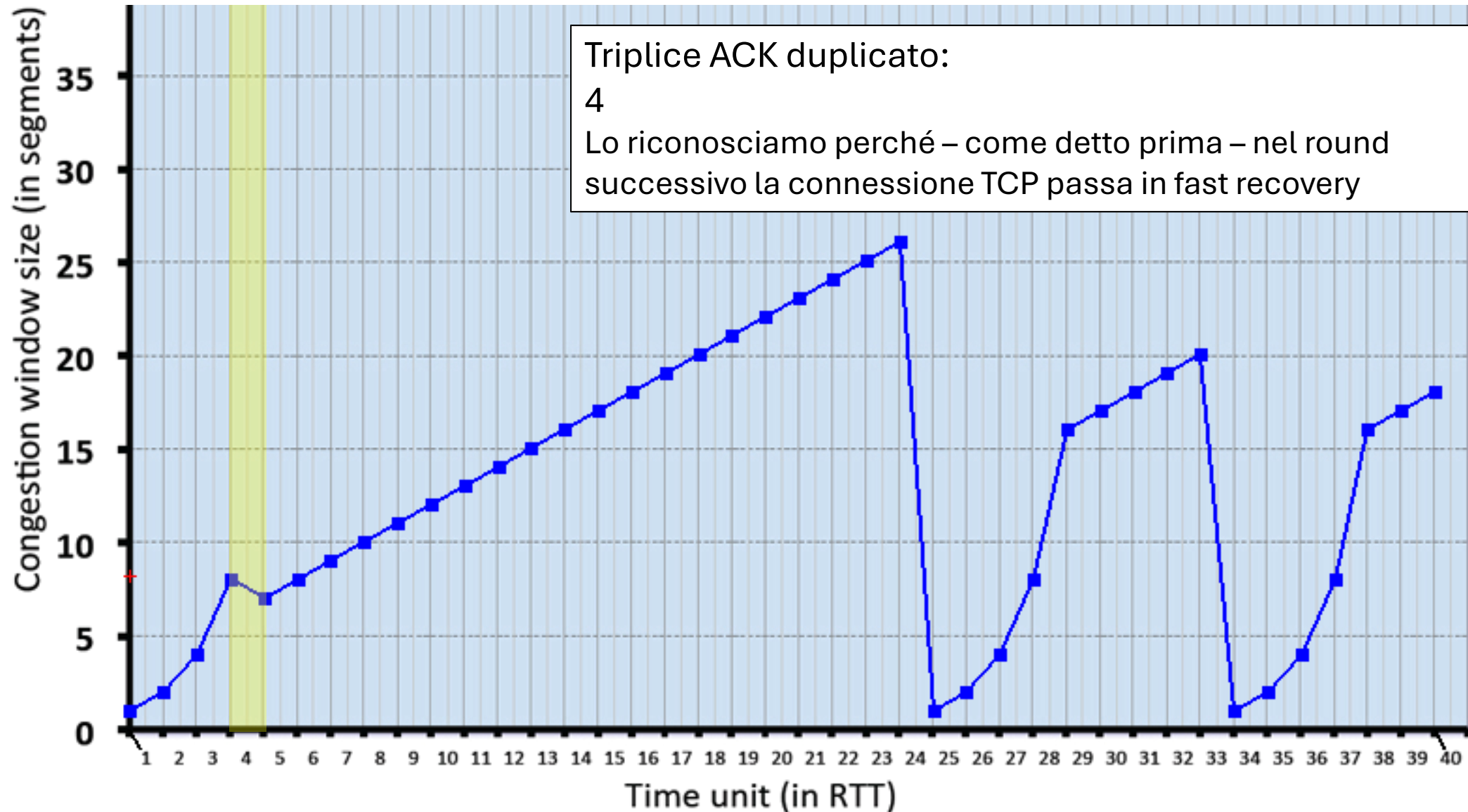
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

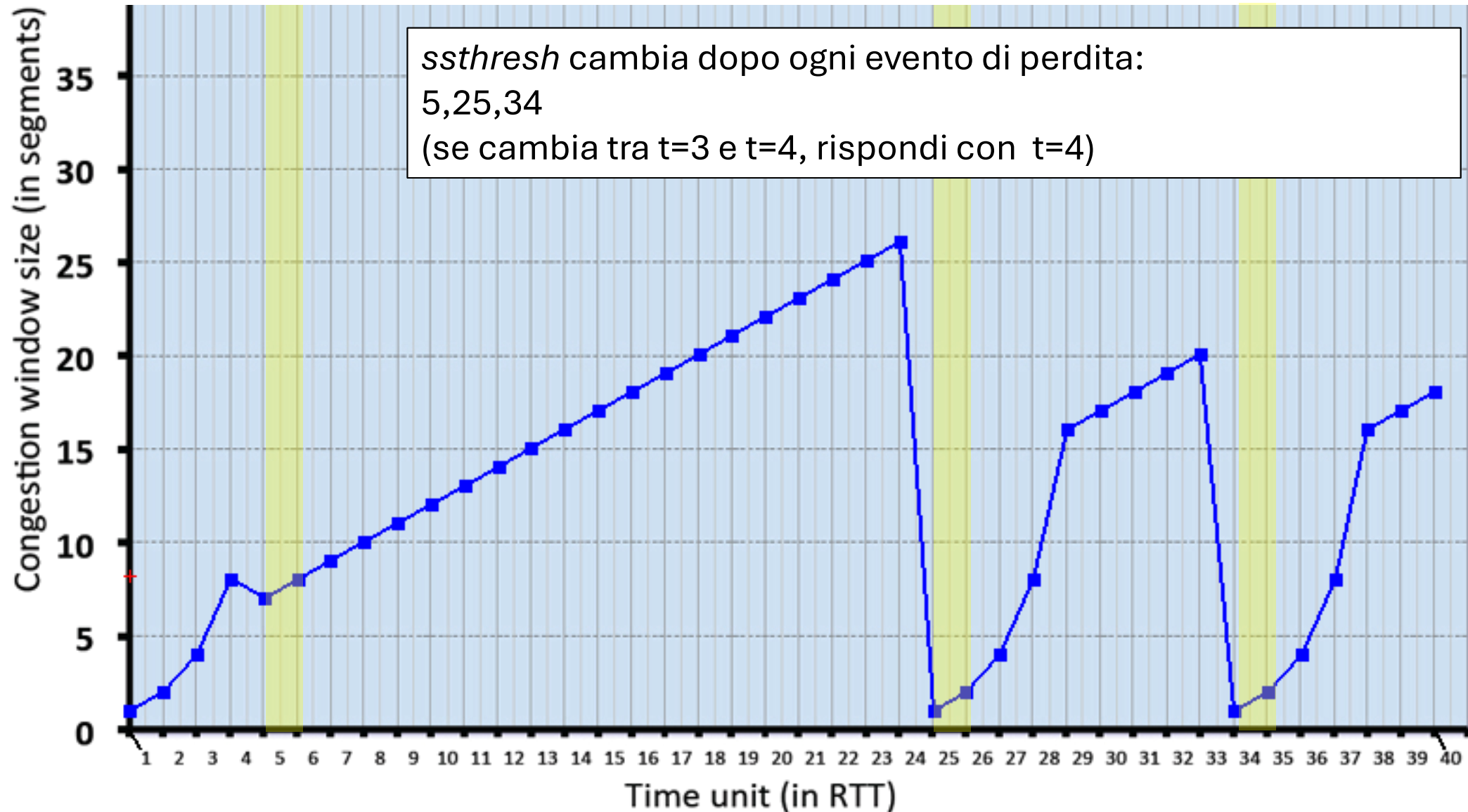
https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 3

Esercizio interattivo del libro:

https://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/tcp_evolution.php



Esercizio 4 (vedi esercizio originale in Cap 3, problema P47)

Derivare la formula di alto livello del **throughput medio** di una connessione TCP in funzione del **tasso di perdita di pacchetti** L .

Si assuma che i) l'RTT sia costante, ii) perdita periodica di un pacchetto ogni $1/L$, iii) la connessione sia sempre in congestion avoidance (quindi no timeout di ritrasmissione), iv) finestra di congestione esibisca un andamento a dente di sega tra $W/2$ e W , v) il mittente abbia sempre dati da trasmettere, vi) finestra di ricezione grande

$$\text{TCP throughput medio} = \frac{1.22 \cdot \text{MSS}}{\text{RTT} \sqrt{L}}$$

NOTA: il tasso di perdita di pacchetti si riferisce alla frequenza degli eventi di perdita, qualunque sia la loro causa (es. overflow dei buffer o altri problemi di trasmissione, inclusi errori sui bit).

Esercizio 4 (soluzione)

La periodicità dell'andamento a dente di sega ci permette di calcolarne il throughput medio su un singolo periodo (di crescita lineare di *cwnd*).

Per semplicità:

- esprimiamo l'ampiezza della finestra di congestione in segmenti (di pari lunghezza MSS) anziché in byte
- assumiamo che TCP operi per cicli di trasmissione (di durata pari a un RTT): all'inizio del ciclo invia tutti i segmenti (di pari lunghezza MSS) e, trascurando il ritardo di trasmissione dei segmenti, riceve tutti gli ACK prima dell'inizio del ciclo successivo, nel quale la finestra di congestione è incrementata di 1 (MSS)
- trascuriamo qualsiasi overhead dovuto alle intestazioni

Esercizio 4 (soluzione)

In un singolo periodo (che consta di $\frac{W}{2} + 1$ cicli di trasmissione), trasmetteremo dunque il seguente numero di pacchetti (contenenti ciascuno un segmento):

$$\begin{aligned} \frac{W}{2} + \left(\frac{W}{2} + 1\right) + \dots + \left(\frac{W}{2} + \frac{W}{2}\right) &= \frac{W}{2} \left(\frac{W}{2} + 1\right) + \sum_{i=1}^{\frac{W}{2}} i = \frac{W}{2} \left(\frac{W}{2} + 1\right) + \frac{\frac{W}{2} \left(\frac{W}{2} + 1\right)}{2} \\ &= \frac{W}{2} \left(\frac{W}{2} + 1\right) \left(1 + \frac{1}{2}\right) = \frac{3}{2} \frac{W}{2} \left(\frac{W}{2} + 1\right) = \frac{3}{8} W^2 + \frac{3}{4} W \end{aligned}$$

Ipotizzando che si verifichi una sola perdita alla fine dell'ultimo ciclo, il tasso di perdita (cioè pacchetti persi / pacchetti trasmessi):

$$L = \frac{1}{\frac{3}{8} W^2 + \frac{3}{4} W}$$

Esercizio 4 (soluzione)

Per W grande, il termine quadratico è dominante, per cui possiamo derivare la seguente approssimazione:

$$L = \frac{1}{\frac{3}{8}W^2 + \frac{3}{4}W} \approx \frac{1}{\frac{3}{8}W^2} \rightarrow W \approx \sqrt{\frac{8}{3}} \frac{1}{\sqrt{L}}$$

Questo valore di W è espresso in segmenti: lo moltiplichiamo per MSS per ottenerne la dimensione in bit (o multipli):

$$W' = \sqrt{\frac{8}{3}} \frac{1}{\sqrt{L}} MSS$$

Inseriamo questo valore nell'equazione del throughput medio (si veda sul libro come viene derivata questa formula e su quali assunzioni si poggia!):

$$throughput\ medio = 0.75 \frac{W'}{RTT} = 0.75 \frac{\sqrt{\frac{8}{3}} \frac{1}{\sqrt{L}} MSS}{RTT} = 0.75 \sqrt{\frac{8}{3}} \frac{MSS}{RTT \sqrt{L}} = \frac{1.22 \cdot MSS}{RTT \sqrt{L}}$$

Esercizio 5 (vedi esercizio originale in Cap 3, problema P48)

Si consideri che una **singola connessione** TCP Reno utilizzi un collegamento da $R = 10$ Mbps e si supponga che esso sia l'unico collegamento congestionato lungo il percorso tra il mittente e il destinatario.

Si assuma che:

- la connessione sia sempre in congestion avoidance (andamento a dente di sega)
- $RTT = 150$ ms
- tutti i segmenti abbiano dimensione 1500 byte
- il mittente abbia sempre dati da trasmettere
- la finestra di ricezione sia molto più grande della finestra di congestione del mittente

Determinare:

- dimensione massima della finestra, espressa in segmenti
- throughput medio, espresso in bps
- tempo impiegato per raggiungere nuovamente la dimensione massima della finestra dopo il dimezzamento dovuto alla perdita di un pacchetto

Esercizio 5 (soluzione)

La dimensione della finestra W determina il tasso di trasmissione del mittente:

$$\text{tasso di trasmissione} = \frac{W \cdot MSS}{RTT}$$

Quando il tasso di trasmissione eccede la capacità del collegamento R , i pacchetti tendono a accumularsi nel buffer (davanti al collegamento), finché pacchetti non sono scartati. Possiamo quindi approssimare l'ampiezza massima della finestra come segue:

$$\begin{aligned} \frac{W \cdot MSS}{RTT} \leq R &\rightarrow W \leq \frac{R \cdot RTT}{MSS} \rightarrow W_{max} \approx \frac{R \cdot RTT}{MSS} = \frac{10 \cdot 10^6 * 150 \cdot 10^{-3} \frac{bit}{s} \cdot s}{1500 \cdot 8} \\ &= \frac{1}{8} \cdot 10^3 = 0.125 \cdot 10^3 = 125 \end{aligned}$$

Esercizio 5 (soluzione)

Avendo determinato che $W_{max} \approx 125 \text{ segmenti}$, applicando la formula vista a lezione otteniamo che il throughput medio è:

$$\begin{aligned} \text{throughput medio} &= \frac{3}{4} \frac{W_{max} \cdot MSS}{RTT} = \frac{3}{4} \frac{125 * 1500 \cdot 8 \text{ bit}}{150 \cdot 10^{-3} \text{ s}} \\ &= 750 \cdot 10^4 \text{ bps} = 7.5 \text{ Mbps} \end{aligned}$$

(nelle soluzioni del libro viene suggerito di calcolare prima il *ceiling* di $\frac{3}{4} W_{max}$, che è l'ampiezza media della finestra in segmenti, ottenendo 94, convertire dunque il valore in bit e dividerlo per RTT, ottenendo un valore leggermente maggiore 7.52 Mbps)

Esercizio 5 (soluzione)

La finestra viene dimezzata da 125 a 62 quando viene rilevata una perdita, dopo di che viene incrementata di 1 ad ogni RTT (stiamo ignorando slow start e fast recovery!)

Per tornare alla dimensione massima della finestra occorrono pertanto:

$$(125 - 62) RTT = 63 RTT = 63 \cdot 150 ms = 9.45 s$$