UNICAM
Università di Camerino

Laurea in INFORMATICA

Internet Reti Sicurezza A.A. 2024/2025
Capitolo 3 – TRANSPORT PROTOCOLS
Fausto Marcantoni
fausto.marcantoni@unicam.it

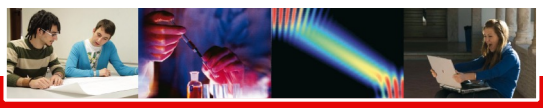
1

Dichiarazione di copyright

L'utilizzo dei contenuti della lezione sono riservati alla fruizione personale degli studenti iscritti ai corsi dell'Università di Camerino. ***Sono vietate*** *la diffusione intera o parziale di video o immagini della lezione, nonché la modifica dei contenuti senza il consenso, espresso per iscritto, del titolare o dei titolari dei diritti d'autore e di immagine.*

Copyright notice

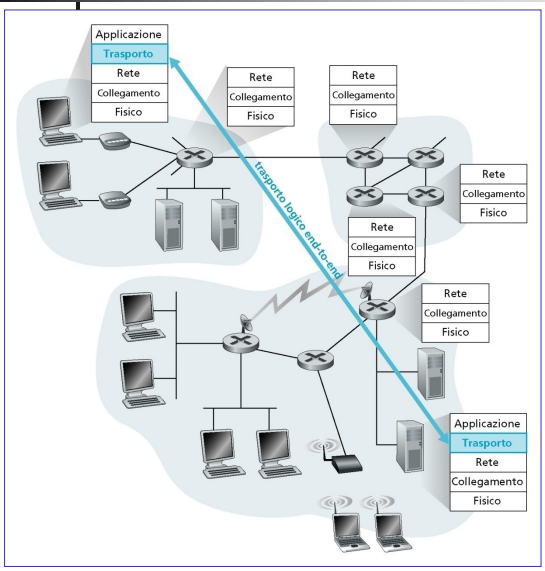
The contents of this lesson are subject to copyright and intended only for personal use by students enrolled in courses offered by the University of Camerino. For this reason, any partial or total reproduction, adaptation, modification and/or transformation of the contents of this lesson, by any means, without the prior written authorization of the copyright owner, is strictly prohibited.



2

Reti di elaboratori

Servizi dello strato di trasporto



Un protocollo dello strato di trasporto fornisce una comunicazione logica fra i processi applicativi che funzionano su host differenti

Un protocollo dello strato di rete fornisce una comunicazione logica fra gli host

3

Reti di elaboratori

servizi a livello di trasporto

Lato mittente

↓

Segmenti

messaggi ricevuti da un processo applicativo convertiti in pacchetti a livello di trasporto

Il livello di trasporto, quindi, passa il segmento al livello di rete dove viene incapsulato all'interno di un pacchetto a livello di rete (**datagramma**) e inviato a destinazione.

4

servizi a livello di trasporto

Lato ricevente

↓

Il livello di rete **estrae il segmento dal datagramma** e lo passa al livello superiore, quello di trasporto.

↓

Il livello di trasporto elabora il segmento ricevuto, rendendo disponibili all'applicazione destinataria i dati del segmento.

5

Panoramica dello strato di trasporto

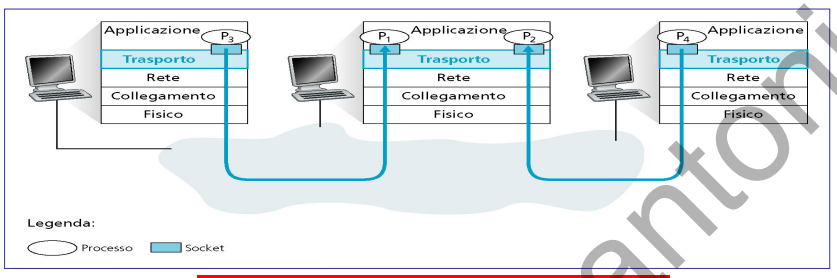
- 4-PDU → segmento (transport-layer segment) (TCP)
- 4-PDU → datagramma (UDP)
- Internet rende disponibili due protocolli dello strato di trasporto:
  - UDP (User Datagram Protocol) → servizio inaffidafile senza connessione
  - TCP (Transmission Control Protocol) → servizio affidabile orientato alla connessione
- UDP e TCP
  - Estendono il servizio di spedizione di IP fra due host al servizio di spedizione fra due processi → Multiplexing/Demultiplexing
  - Forniscono il controllo dell'integrità dei dati
- TCP fornisce
  - Trasferimento affidabile
  - Controllo di congestione
  - Controllo di flusso

6

Reti di elaboratori

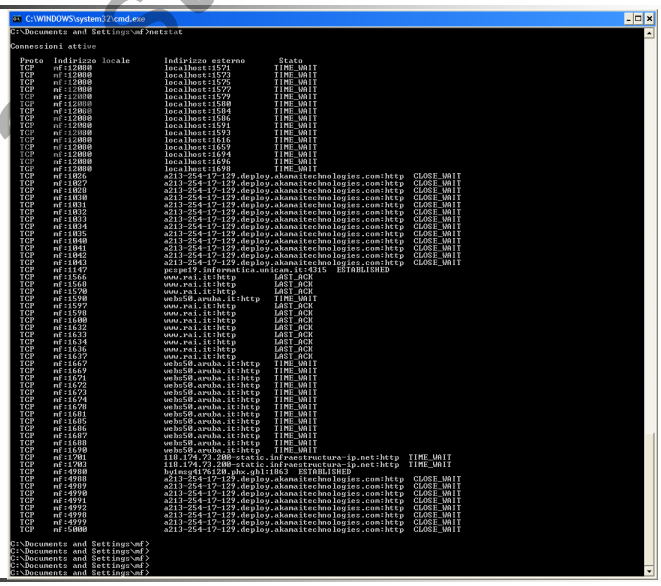
Multiplexing e Demultiplexing

- Ogni processo ha un socket
  - Porta attraverso la quale i dati passano dalla rete al processo e dal processo alla rete
- Ogni socket ha un **identificatore unico**
- Dal lato ricevente lo strato di trasporto determina a quale socket consegnare il segmento (**DEMULTIPLEXING**)
- Dal lato mittente lo strato di trasporto ottiene i dati dai diversi socket e li completa con le intestazioni (**MULTIPLEXING**)



Reti di elaboratori

netstat



netstat - windows

```
Prompt dei comandi
C:\Users\fausto.mfausto>netstat --help

Visualizza le statistiche del protocollo e le connessioni di rete TCP/IP correnti.

NETSTAT [-a] [-b] [-e] [-f] [-n] [-o] [-p proto] [-r] [-s] [-t] [-x] [-y] [interval]

  -a            Visualizza tutte le connessioni e le porte di ascolto.
  -b            Visualizza l'eseguibile coinvolto nella creazione di ogni connessione o
                porta di ascolto. In alcuni casi, host di eseguibili noti
                più componenti indipendenti e in questi casi il
                sequenza di componenti coinvolti nella creazione della connessione
                o la porta in ascolto. In questo caso, l'eseguibile
                il nome è in [] nella parte inferiore, in alto è il componente che ha chiamato,
                e così via fino al raggiungimento di TCP/IP. Si noti che questa opzione
                può richiedere molto tempo e avrà esito negativo, a meno che non siano sufficienti
                autorizzazioni.
  -e visualizza le statistiche Ethernet. È possibile combinare
                opzione.
  -f Visualizza nomi di dominio completi (FQDN) per stranieri
                indirizzi.
  -n Visualizza indirizzi e numeri di porta in formato numerico.
  -o Visualizza l'ID del processo proprietario associato a ogni connessione.
  -p proto Mostra le connessioni per il protocollo specificato da proto; proto
                può essere qualsiasi: TCP, UDP, TCPv6 o UDPv6.  Se usato con-s
                opzione per la visualizzazione delle statistiche per protocollo, Proto può essere qualsiasi:
                IP, IPv6, ICMP, ICMPv6, TCP, TCPv6, UDP o UDPv6.
  -q            Visualizza tutte le connessioni, le porte di ascolto e i binding
                non in ascolto di porte TCP. Le porte di nonlistening associate possono o meno essere
                essere associato a una connessione attiva.
  -r            Visualizza la tabella di routing.
  -s            Visualizza le statistiche per protocollo.  Per impostazione predefinita, le statistiche vengono
                visualizzata per IP, IPv6, ICMP, ICMPv6, TCP, TCPv6, UDP e UDPv6;
                l'opzione-p può essere utilizzata per specificare un sottoinsieme del valore predefinito.
  -t            Visualizza lo stato corrente di offload della connessione.
  -x            Visualizza connessioni NetworkDirect, listener e condivisi
                endpoint.
  -y            Visualizza il modello di connessione TCP per tutte le connessioni.
                Non può essere combinato con le altre opzioni.
  intervallo Rivisualizza le statistiche selezionate, la sospensione dell'intervallo di secondi
                tra ogni schermo.  Premere CTRL+C per interrompere la rivisualizzazione
                Statistiche.  Se viene omesso, netstat stamperà il
                informazioni di configurazione una volta.

C:\Users\fausto.mfausto>
```

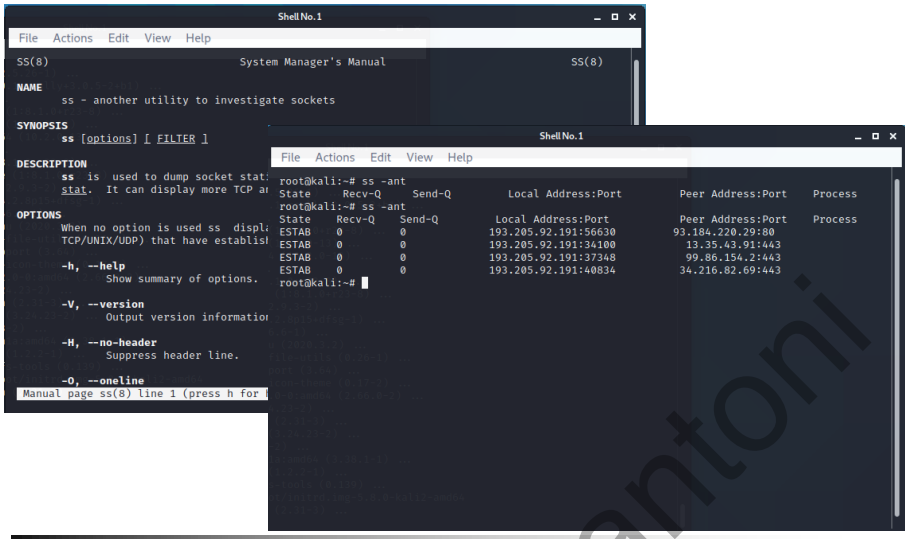

9

netstat - linux

```
root@localhost:~
File  Edit  View  Search  Terminal  Help
NETSTAT(8)          Linux System Administrator's Manual          NETSTAT(8)

NAME
       netstat  - Print network connections, routing tables, interface statis-
       tics, masquerade connections, and multicast memberships

SYNOPSIS
       netstat [address_family_options] [--tcp|-t]  [--udp|-u]  [--udplite|-U]
       [--sctp|-S]   [--raw|-w]  [--l2cap|-2]  [--rfcomm|-f]  [--listening|-l]
       [--all|-a]    [--numeric|-n]    [--numeric-hosts]     [--numeric-ports]
       [--numeric-users]       [--symbolic|-N]      [--extend|-e[--extend|-e]]
       [--timers|-o]    [--program|-p]    [--verbose|-v]     [--continuous|-c]
       [--wide|-W] [delay]

       netstat              {--route|-r}              [address_family_options]
       [--extend|-e[--extend|-e]]       [--verbose|-v]         [--numeric|-n]
       [--numeric-hosts] [--numeric-ports] [--numeric-users] [--continuous|-c]
       [delay]

       netstat {--interfaces|-I|-i}  [--all|-a]  [--extend|-e]  [--verbose|-v]
       [--program|-p]   [--numeric|-n]   [--numeric-hosts]   [--numeric-ports]
       [--numeric-users] [--continuous|-c] [delay]

       netstat      {--groups|-g}       [--numeric|-n]       [--numeric-hosts]
       [--numeric-ports] [--numeric-users] [--continuous|-c] [delay]

       netstat       {--masquerade|-M}       [--extend|-e]       [--numeric|-n]
 Manual page netstat(8) line 1 (press h for help or q to quit)
```

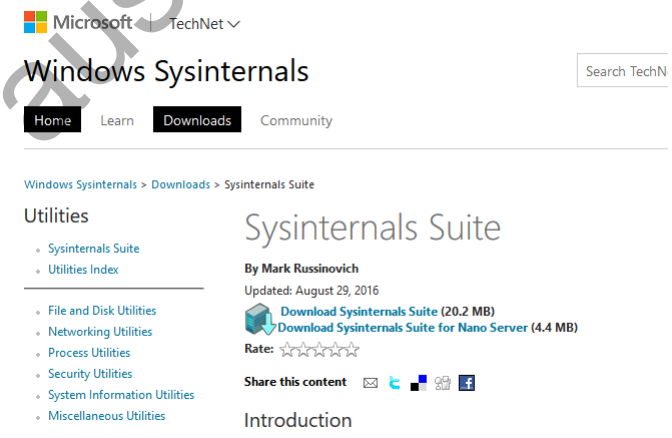

10

ss - another utility to investigate sockets



11

Sysinternals Suite

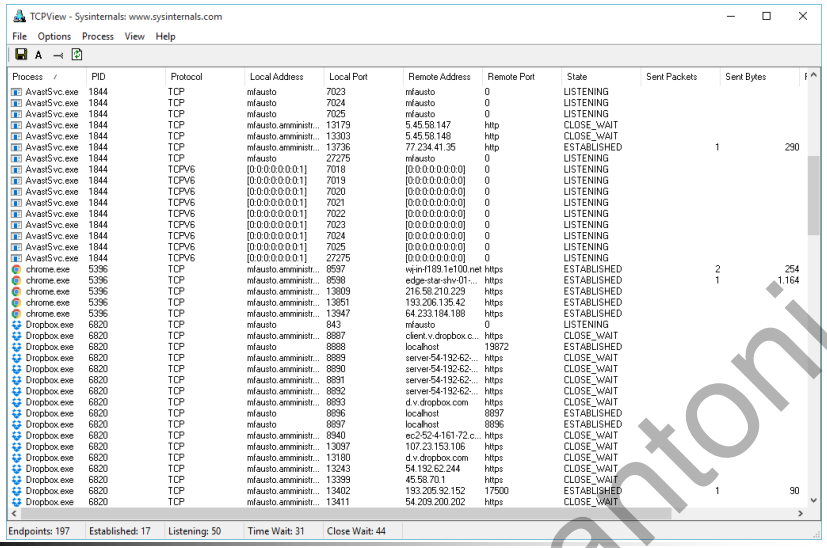


https://technet.microsoft.com/it-it/bb842062

12

Reti di elaboratori

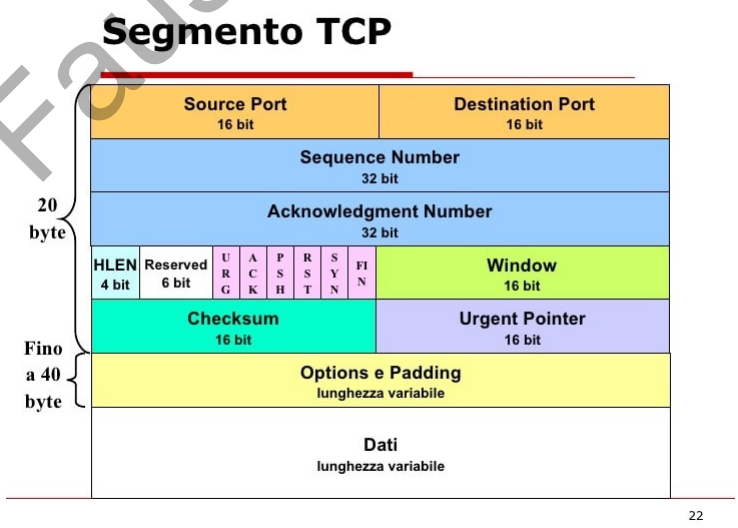
TCPView - sysinternals



13

Reti di elaboratori

Il segmento TCP

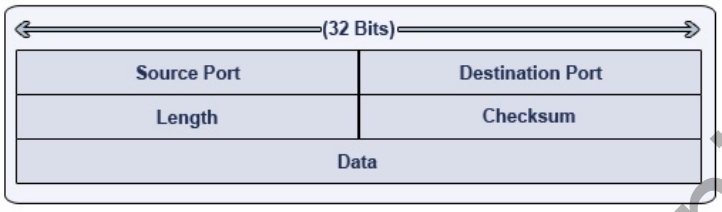


14

Reti di elaboratori

Datagramma UDP

Il pacchetto UDP è chiamato **user datagram**.



15

Reti di elaboratori

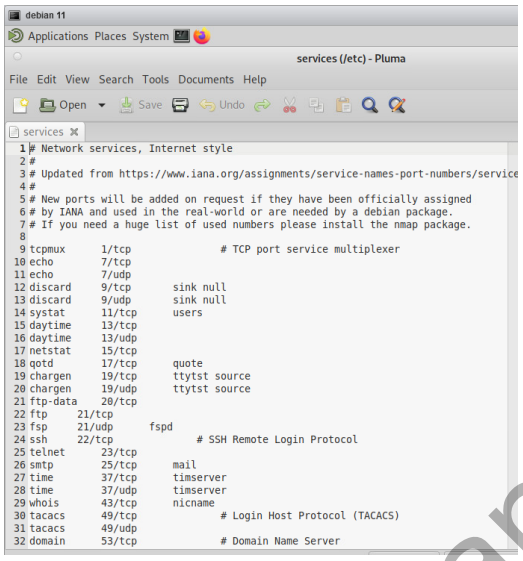
Numeri di porta

- I campi speciali dell'intestazione del segmento che indicano il socket a cui consegnare il processo si chiamano **PORTE**
- CAMPO NUMERO DI PORTA SORGENTE
- CAMPO NUMERO DI PORTA DESTINAZIONE
- 16 bit per il numero di porta → 0 a 65535
- Numeri di porta ben conosciuti (riservati) da 0 a 1023

http://www.iana.org/assignments/service-names-port-numbers/service-names-port-numbers.txt

16

/etc/services



17

Numeri di porta

- Operazioni Demultiplexing

1. Ad ogni socket è assegnato dal terminale un numero di porta
2. All'arrivo, lo strato di trasporto esamina il numero di porta di destinazione
3. Dirige il segmento verso il socket corrispondente
4. Dal socket si arriva al processo di destinazione

18

Reti di elaboratori

Numeri di porte (TCP)

```
> Frame 109: 438 bytes on wire (3504 bits), 438 bytes captured (3504 bits) on interface 0
> Ethernet II, Src: Cisco_f6:85:00 (08:96:ad:f6:85:00), Dst: AsustekC_0a:e6:1d (d8:50:e6:0a:e6:1d)
> Internet Protocol Version 4, Src: a1089.dscd.akamai.net (193.206.135.170), Dst: mfausto.amministrazione.unicam (193.205.92.108)
v Transmission Control Protocol, Src Port: http (80), Dst Port: ndtp (2882), Seq: 1, Ack: 320, Len: 384
    Source Port: http (80)
    Destination Port: ndtp (2882)
    [Stream index: 2]
    [TCP Segment Len: 384]
    Sequence number: 1    (relative sequence number)
```

NUMERO DI PORTA SORGENTE

NUMERO DI PORTA DESTINAZIONE

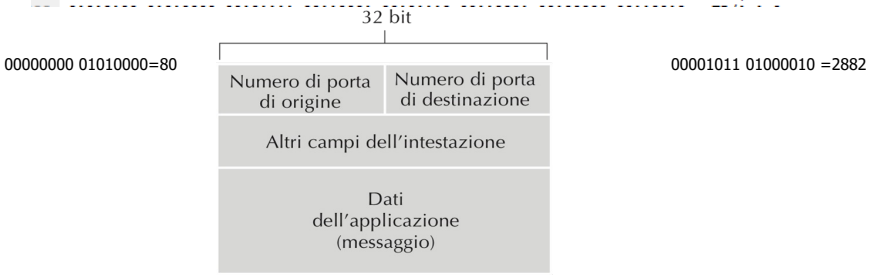
19

Reti di elaboratori

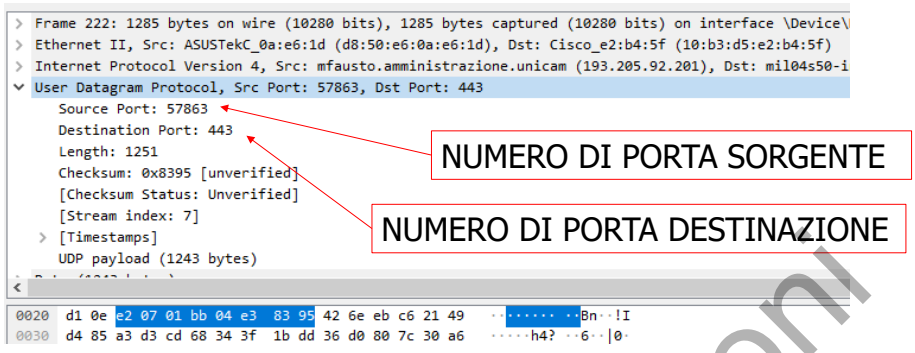
Numeri di porta

I campi del numero di porta di origine e di destinazione nei segmenti a livello di trasporto.

```
Transmission Control Protocol, Src Port: http (80), Dst Port: ndtp (2882), Seq: 1, Ack
    Source Port: http (80)
    Destination Port: ndtp (2882)
    [Stream index: 2]
020  01011100 01101100 00000000 01010000 00001011 01000010 11010101 01111010   \l·P·B·z
028  11011110 10001110 10010111 00001010 11000000 00001101 01010000 00011000   ·····P·
030  00000000 11101101 10101000 01111100 00000000 00000000 01001000 01010100   ···|··HT
```



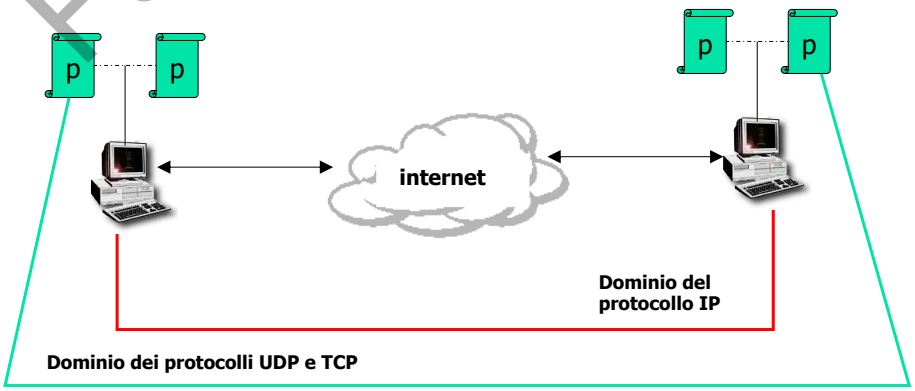
20



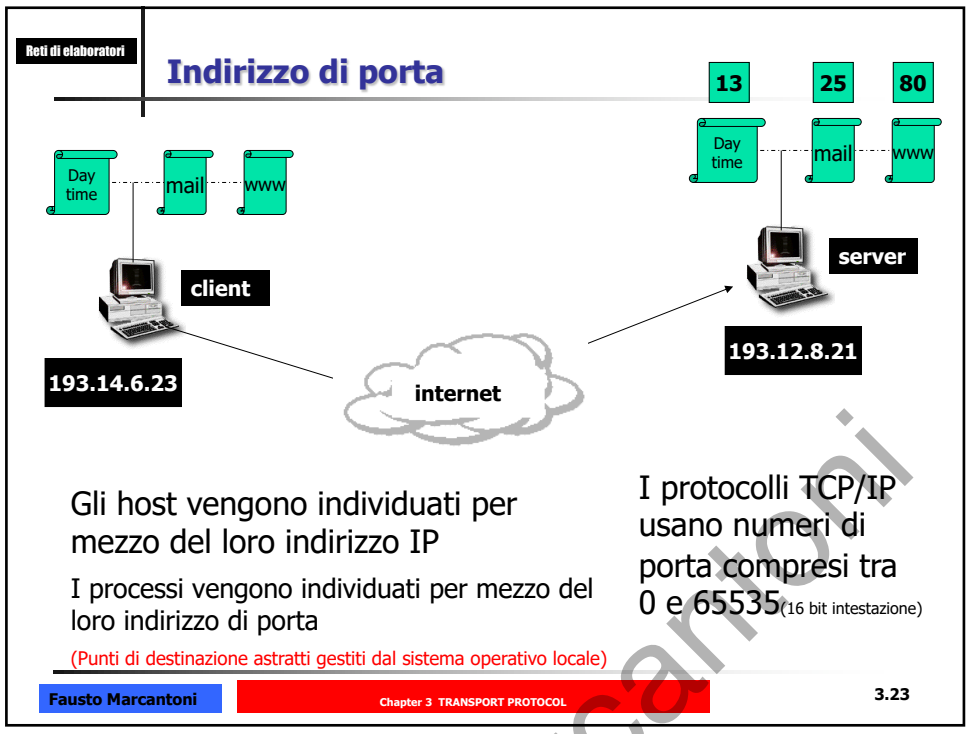
21

Comunicazione processo - processo

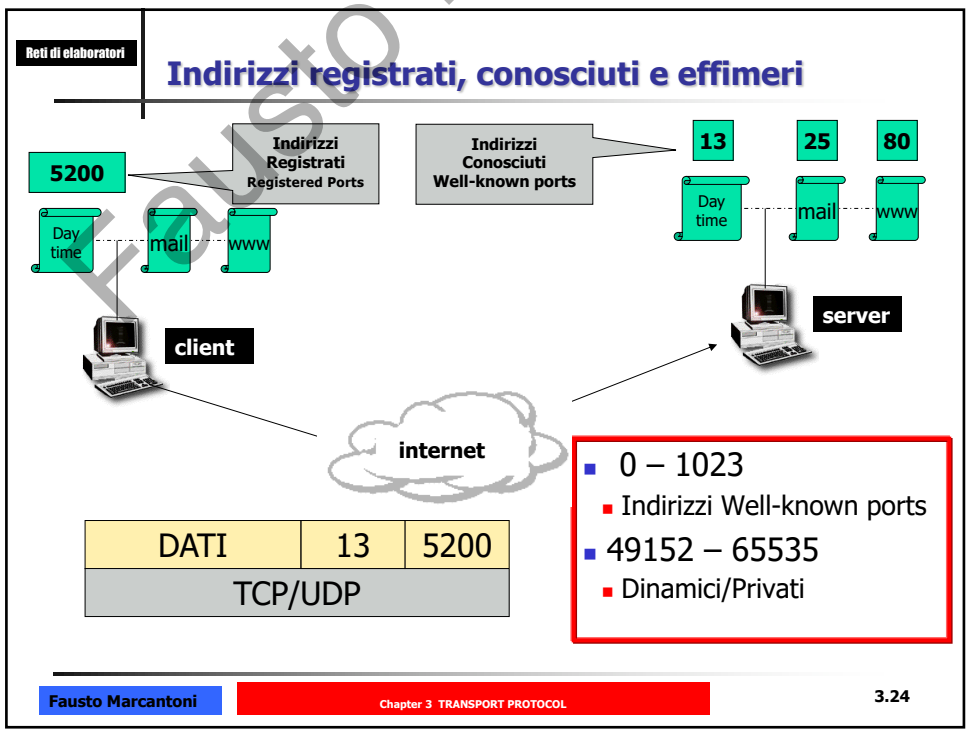
- IP si occupa della comunicazione tra dispositivi
- Il messaggio deve giungere al processo → UDP e/o TCP



22



23



24

Indirizzi conosciuti, dinamici, effimeri

Port	TCP	UDP	IANA status[1]	Description
0	Reserved	Reserved	Official	
	N/A	N/A	Unofficial	In programming APIs (not in communication between hosts), requests a system-allocated (dynamic) port[5]
1	Yes	Assigned	Official	TCP Port Service Multiplexer (TCPMUX). Historic. Both TCP and UDP have been assigned to TCPMUX by IANA,[1] but by design only TCP is specified.[6]
5	Assigned	Assigned	Official	Remote Job Entry[7] was historically using socket 5 in its old socket form, while MIB PIM has identified it as TCP/5[8] and IANA has assigned both TCP and UDP 5 to it.
7	Yes	Yes	Official	Echo Protocol[9][10]
9	Yes, and SCTP[11]	Yes	Official	Discard Protocol[12]
	No	Yes	Unofficial	Wake-on-LAN[13]
11	Yes	Yes	Official	Active Users (systat service)[14][15]
13	Yes	Yes	Official	Daytime Protocol[16]

Dynamic, private or ephemeral ports [hide]

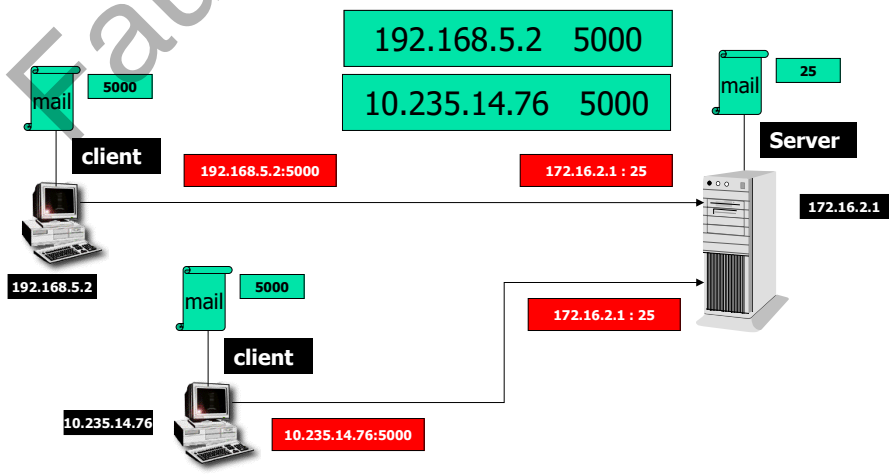
Port	TCP	UDP	Description
49152–65535	Yes	No	Certificate Management over CMS[345]
60000–61000	Port 22	Yes	Range from which Mosh – a remote-terminal application similar to SSH – typically assigns ports for ongoing sessions between Mosh servers and Mosh clients.[346]
64738	Yes	Yes	Mumble[347]

http://en.wikipedia.org/wiki/List_of_TCP_and_UDP_port_numbers

25

Indirizzi socket

Se due client utilizzano allo stesso tempo lo stesso processo sul server ?

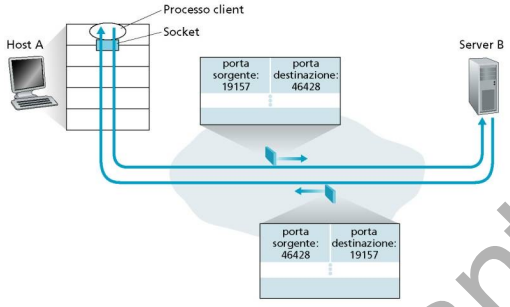


26

Reti di elaboratori

Multiplazione e Demultiplazione senza connessione

- Socket **UDP** univocamente determinato da una coppia:
  - <IP server><Port Server>
  - | 32 bit |16 bit |
- Molti client diversi accedono allo stesso processo sullo stesso server



27

Reti di elaboratori

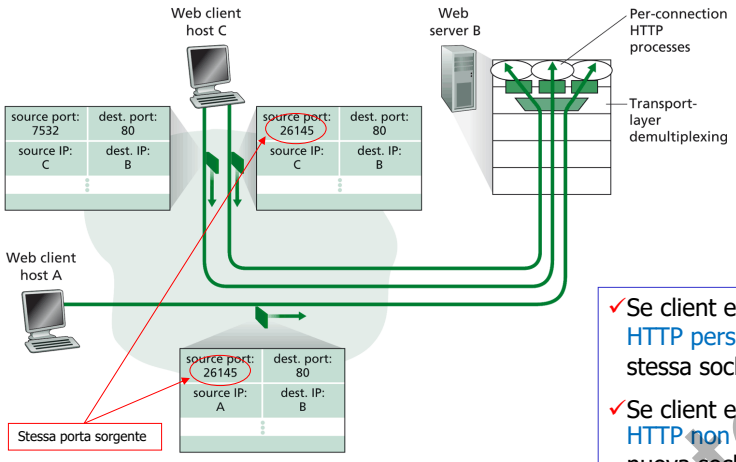
Multiplazione e Demultiplazione con connessione

- **TCP** identifica un "canale" di comunicazione con il nome di **connessione**
- Sono identificate dalla quadrupla:
  - <**IP client**><**IP server**><**Port client**><**Port Server**>
  - | 32 bit | 32 bit | 16 bit | 16 bit |
- Questa soluzione permette
  1. A molti client diversi di accedere allo stesso servizio sullo stesso server
  2. Allo stesso client di attivare più sessioni dello stesso servizio
- Viola il modello a layer
  - informazioni di livello 4 mischiate con informazioni di livello 3

28

Reti di elaboratori

Connessioni multiple

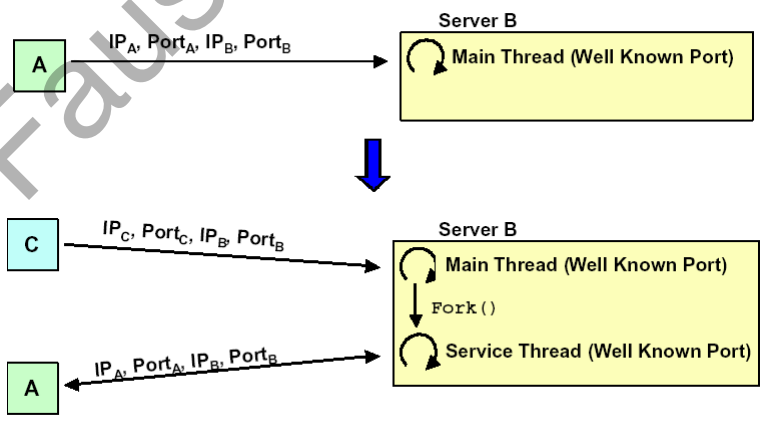


- ✓Se client e server usano HTTP persistente → stessa socket
- ✓Se client e server usano HTTP non persistente → nuova socket per ogni request/reply

29

Reti di elaboratori

Connessioni multiple



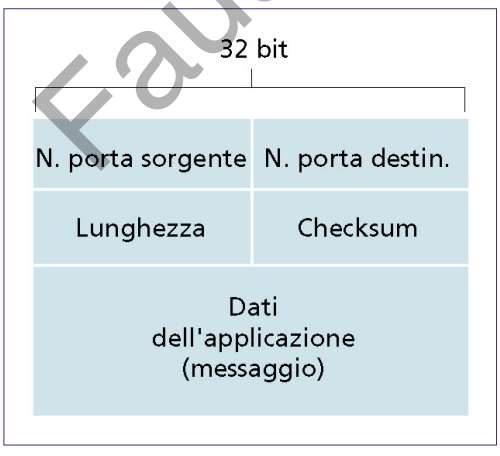
Una fork() in programmazione è la modalità attraverso cui un processo crea in memoria una copia di sé stesso: la copia prenderà il nome di processo figlio, mentre il processo originale verrà chiamato processo padre. **PROCESSO – FORK - THREAD**

30

Server iterativi e concorrenti

- **Modalità con le quali i server possono gestire le connessioni in ingresso**
- **Iterativi:**
  - **esiste un solo thread server;**
  - **gestisce la connessione seguente solo quando quella precedente è terminata**
    - **Utilizzati da servizi basati su UDP**
- **Concorrenti:**
  - **esiste un "main" thread server, che si clona ogni volta che arriva una nuova connessione;**
  - **possono essere servite più connessioni contemporaneamente**
    - **Utilizzati da servizi basati su TCP**

Trasporto senza connessione: UDP



- Minimo necessario per lo strato di trasporto
  - Multiplexing/demultiplexing
  - Verifica degli errori

Reti di elaboratori

Checksum UDP

Mittente

- calcola la somma di tutte le parole (2 byte) contenute nel messaggio
- calcola il complemento ad 1 della somma
- invia il risultato nel segmento UDP

Messaggio di 3 parole di 2 byte
0110011001100110
0101010101010101
0000111100001111

```
0110011001100110 +
0101010101010101 =
------------------------
1011101110111011 +
0000111100001111 =
--------------------------
1100101011001010
```

Complemento ad 1

```
0011010100110101
```

https://www.thegeekstuff.com/2012/05/ip-header-checksum/
https://www.youtube.com/watch?v=LFMyBYLw-jM

checksum = 0011010100110101

33

Reti di elaboratori

Checksum UDP

Destinatario

- calcola la somma di tutte le parole (2 byte) contenute nel segmento + la checksum

```
1100101011001010 +
0011010100110101 =
--------------------------
1111111111111111
```

- se non si sono verificati errori in trasmissione il risultato deve essere uguale ad una sequenza di 1.
- Se si e' verificato un errore = il segmento viene scartato

RFC-1071 - Calcolare l'internet checksum http://www.ietf.org/rfc/rfc1071.txt

34

Perché scegliere UDP

i. Non viene creata alcuna connessione → non introduce alcun ritardo dovuto alla fase di impostazione della connessione

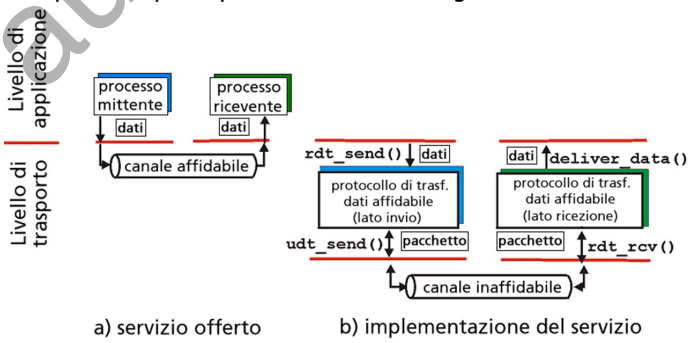
ii. Nessuno stato della connessione → quindi un server può supportare molti più client attivi

iii. Poco sovraccarico dovuto all'intestazione del pacchetto → 8 byte di overhead contro 20

iv. Controllo del livello applicativo più incisivo → senza controllo di congestione il mittente non viene mai inondato, allagato (flooding)

Principi del trasferimento dati affidabile

✓ Importante nei livelli di applicazione, trasporto e collegamento
✓ Tra i dieci problemi più importanti del networking!



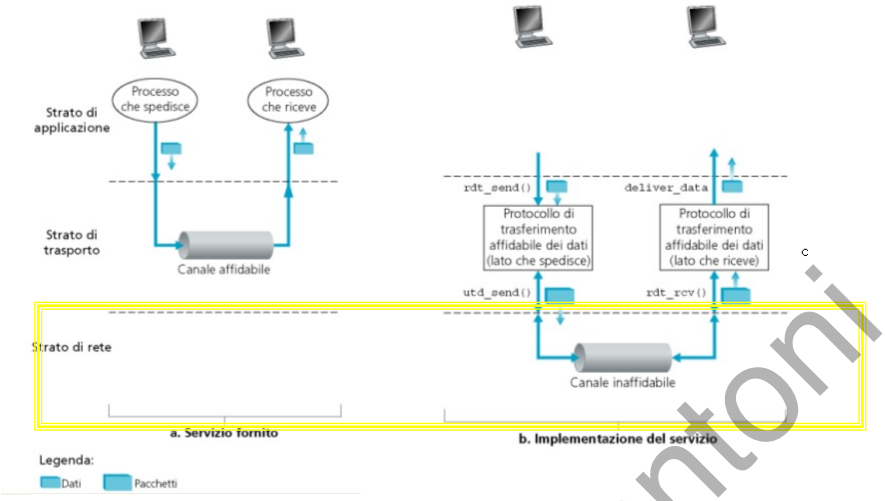
a) servizio offerto b) implementazione del servizio

Le caratteristiche del canale inaffidabile determinano la complessità del protocollo di trasferimento dati affidabile (reliable data transfer o rdt)

Reti di elaboratori

Principi di un trasferimento affidabile dei dati

ASTRAZIONE DEL SERVIZIO | IMPLEMENTAZIONE DEL SERVIZIO

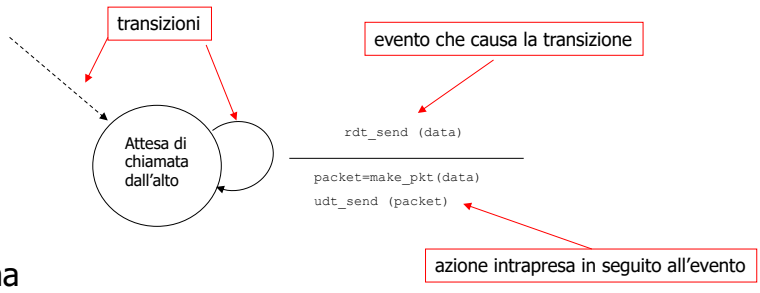


37

Reti di elaboratori

Macchine a Stati Finiti - FSM

Per Macchine a Stati Finiti (M.S.F.) intendiamo delle entità che eseguono automaticamente, cioè senza interventi dall'esterno, un certo insieme di istruzioni.



automa

Λ (lambda) = mancanza di un'azione o di un evento

38

Reti di elaboratori

Costruzione di un protocollo di trasferimento dati affidabile

Trasferimento dati affidabile su un canale **perfettamente affidabile**:

rdt1.0 rdt=reliable data transfer

canale sottostante completamente affidabile:
- nessun errore nei bit
- nessuna perdita di pacchetti

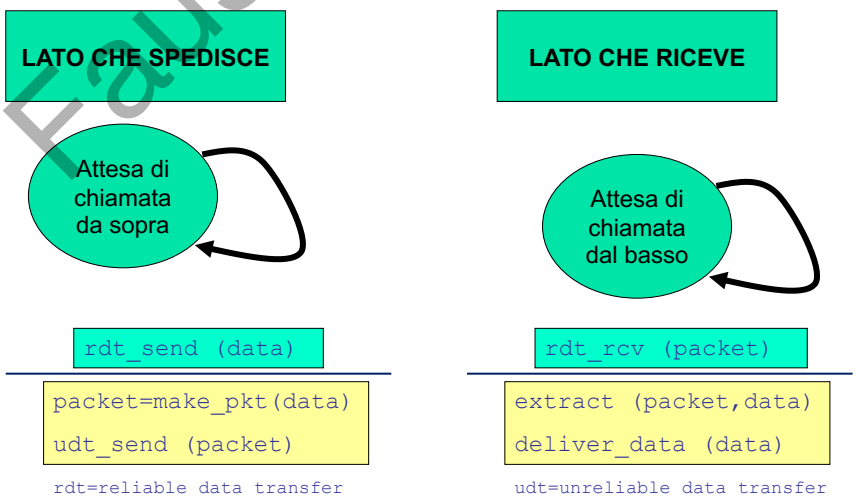
automa distinto per il **mittente** e per il **ricevente**:

- il **mittente invia i dati** nel canale sottostante
- il **ricevente legge i dati** dal canale sottostante

39

Reti di elaboratori

Trasferimento affidabile dei dati su un canale completamente affidabile: rdt 1.0



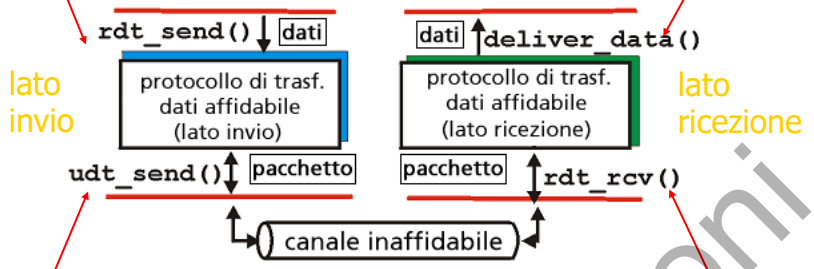
40

Reti di elaboratori

Trasferimento dati affidabile: preparazione

`rdt_send()`: chiamata dall'alto, (ad es. dall'applicazione). Trasferisce i dati da consegnare al livello superiore del ricevente

`deliver_data()`: chiamata da `rdt` per consegnare i dati al livello superiore



`udt_send()`: chiamata da rdt per trasferire il pacchetto al ricevente tramite il canale inaffidabile

`rdt_rcv()`: chiamata quando il pacchetto arriva nel lato ricezione del canale

Fausto Marcantoni

41

Reti di elaboratori

Il protocollo stop and wait

Il protocollo **stop and wait** fa parte di un sistema di telecomunicazione definito:

Automatic Repeat-reQuest(ARQ)

- è un protocollo di controllo di errore, che svolge il compito di rivelare un errore (ma non di correggerlo)
- I pacchetti corrotti vengono scartati e viene richiesta la loro ritrasmissione

Esempio: dettatura tramite telefono di un articolo sportivo

Fausto Marcantoni | Chapter 3 TRANSPORT PROTOCOL | 3.42

42

Reti di elaboratori

Automatic Repeat-reQuest(ARQ)

3 diversi protocolli più comuni

- ✓ **PROCOLLO STOP AND WAIT**; il mittente invia un messaggio e attende dal destinatario una conferma positiva (**ACK**, acknowledge), negativa (**NACK**, contrazione di negative acknowledge) o un comando; se scade il tempo di attesa (time-out) per uno di questi tre, il mittente provvederà a rispedire il pacchetto e il destinatario si incaricherà di scartare eventuali repliche. Nel caso in cui si verificasse un errore nella trasmissione del segnale di conferma (ACK), il mittente provvederà a rinviare il pacchetto; il destinatario riceverà in questo modo una copia del pacchetto già ricevuto, credendo che gli sia pervenuto un nuovo pacchetto. Per evitare questo problema si può procedere numerando i pacchetti trasmessi, ovvero inserendo un bit di conteggio.
- ✓ **Go-Back-N**; **il mittente** dispone di **un buffer dove immagazzina 'N' pacchetti da spedire**, man mano che riceve la conferma ACK svuota il buffer e lo riempie con nuovi pacchetti; nell'eventualità di pacchetti persi o danneggiati e scartati avviene il rinvio del blocco di pacchetti interessati. I pacchetti ricevuti dal destinatario dopo quello scartato vengono eliminati.
- ✓ **Selective Repeat**; in questo caso anche **il destinatario** dispone di **un buffer dove memorizzare i pacchetti ricevuti dopo quello/quelli scartati**; quando i pacchetti interessati vengono correttamente ricevuti, il buffer viene svuotato (mittente) o i pacchetti contenuti salvati (destinatario).

43

Reti di elaboratori

Un canale reale può alterare i bit di un pacchetto

Protocolli di tipo ARQ (Automatic Repeat reQuest)

- Rilevamento errori **(errori dovuti alle componenti fisiche delle reti)**
- Feedback dal ricevente
  - Riscontri positivi ACK = Acknowledge
  - Riscontri negativi NAK = Not Acknowledge
- Ritrasmissione

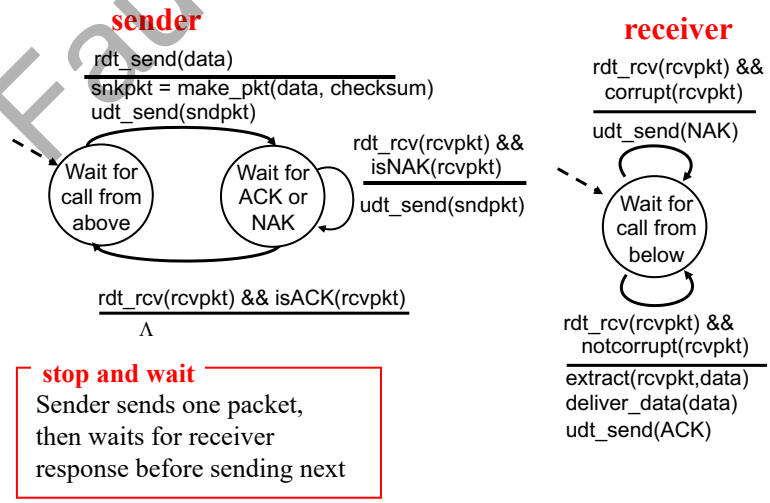
44

Protocolli di tipo ARQ (Automatic Repeat reQuest)

- Rilevamento di errore
  - ✓ Il destinatario deve rilevare eventuali errori sui bit
- Feedback del destinatario
  - ✓ Le risposte di notifica positiva (ACK) e negativa (NAK) devono essere trasmesse tra mittente e destinatario
- Ritrasmissione
  - ✓ Un pacchetto ricevuto con errori sarà ritrasmesso

45

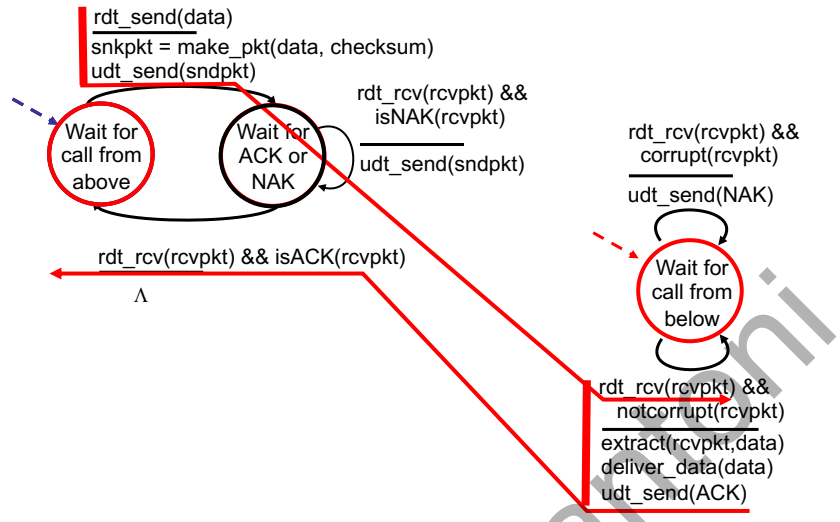
rdt2.0: FSM specification



stop and wait
Sender sends one packet, then waits for receiver response before sending next

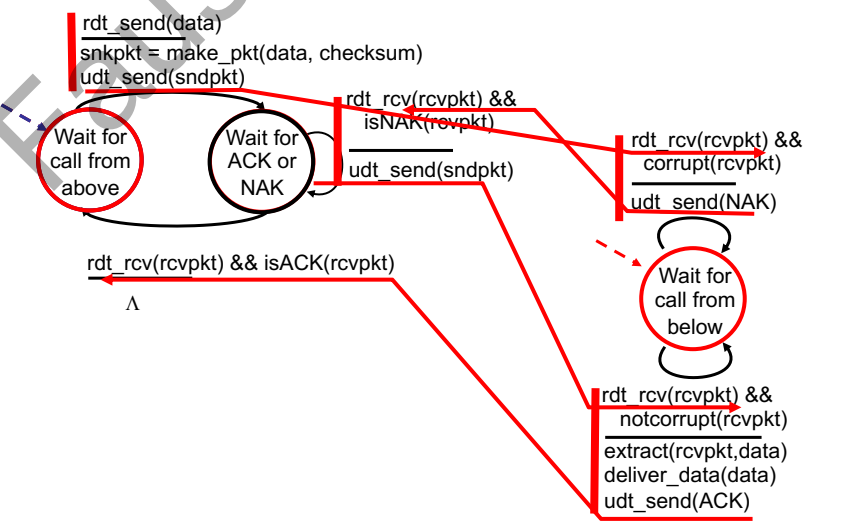
46

rdt2.0: operation with no errors



47

rdt2.0: error scenario



48

Reti di elaboratori

I pacchetti ACK e NAK possono essere alterati

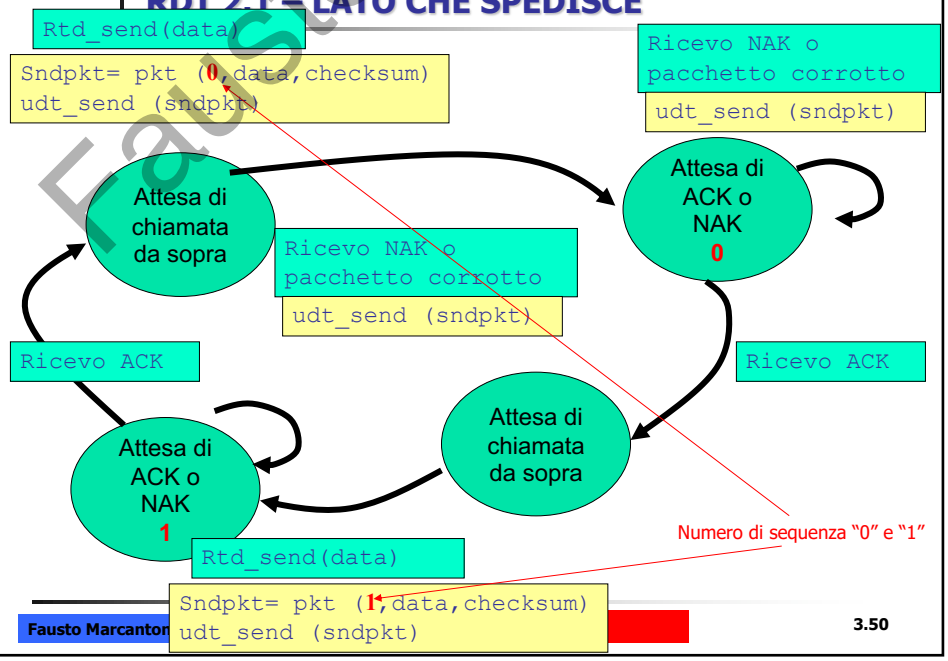
1. Se il mittente non comprende l'assenso o il dissenso potrà richiedere di ritrasmettere.
   - "che cosa hai detto?" <disturbo> "che cosa hai detto TU ?"
   - ma se poi anche questa richiesta sarà corrotta …
2. Aggiungo bit al checksum permettendo al receiver non solo da rilevare, ma anche di correggere.
   - dispendioso, costoso da realizzare
   - se poi il pacchetto va perso ?
3. Il sender ritrasmette il pacchetto quando riceve un ACK/NAK difettoso
   - pacchetti duplicati
   - il receiver non sa se il pacchetto è nuovo o duplicato

NUMERO DI SEQUENZA inserito nel pacchetto dati

49

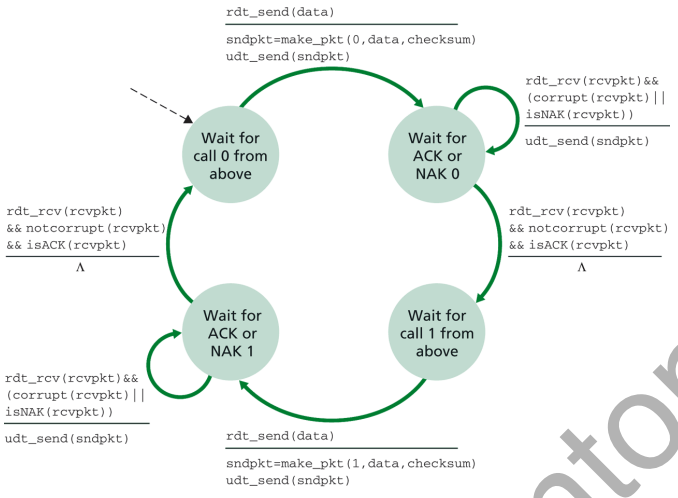
Reti di elaboratori

RDT 2.1 – LATO CHE SPEDISCE



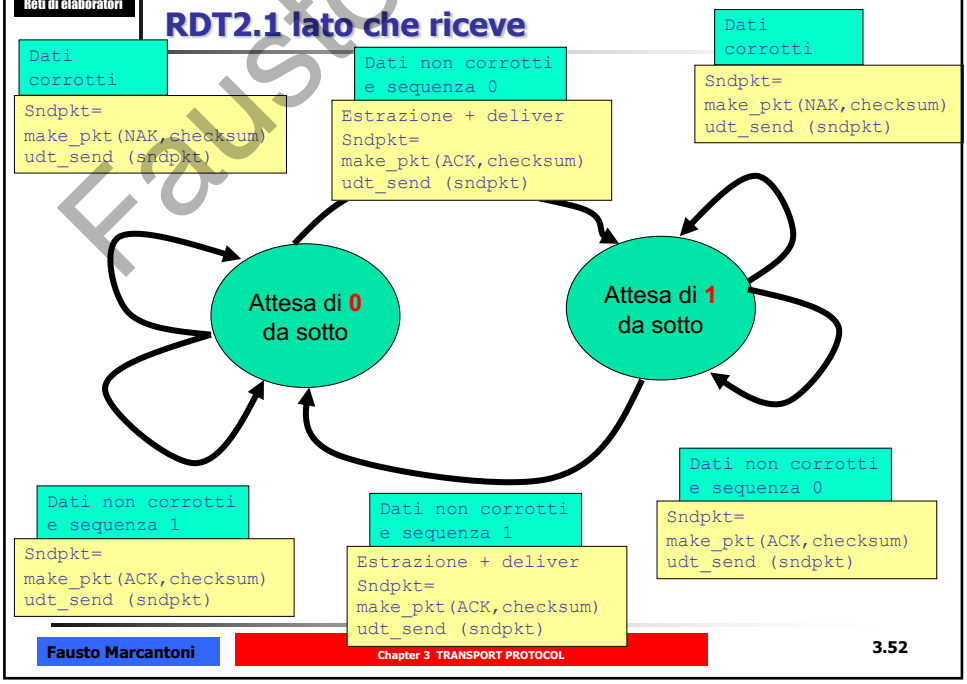
50

RDT 2.1 – LATO CHE SPEDISCE



51

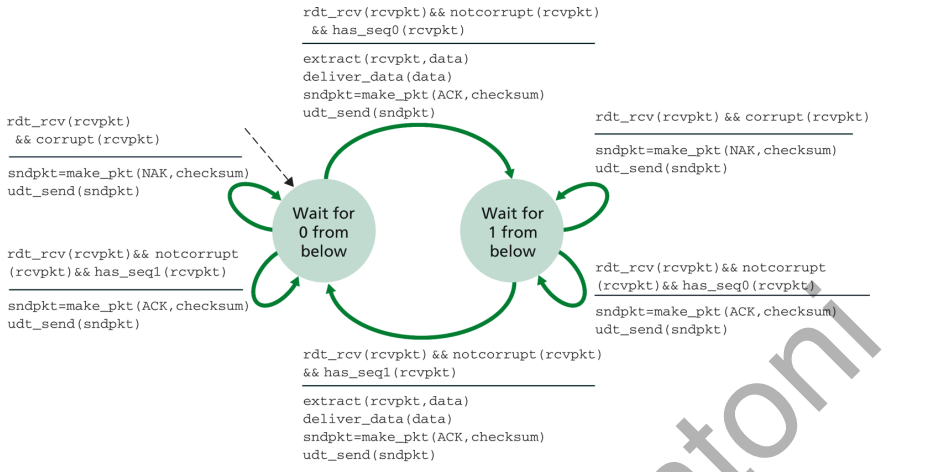
RDT2.1 lato che riceve



52

Reti di elaboratori

RDT2.1 lato che riceve



53

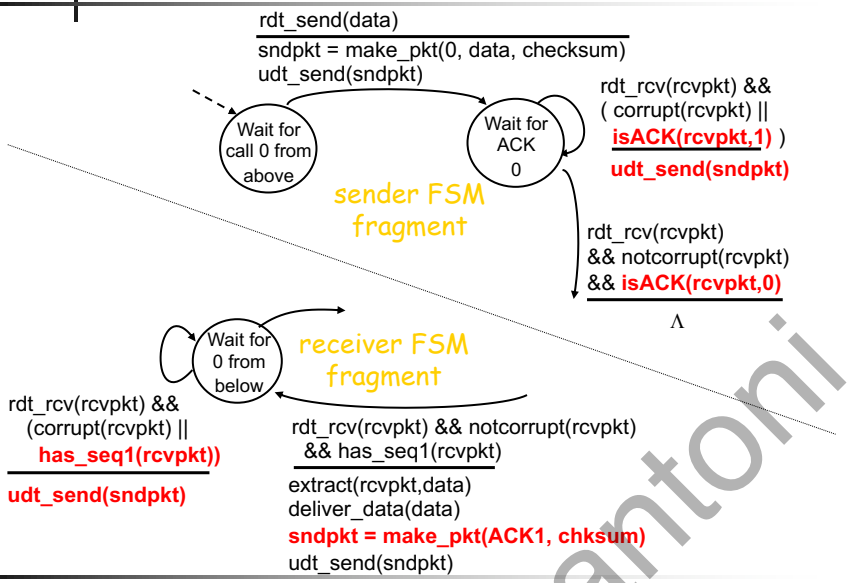
Reti di elaboratori

Evoluzione versione 2.2

- Possiamo ottenere lo stesso effetto di un NAK, se inviamo solo un **ACK per l'ultimo pacchetto** ricevuto correttamente
- Un sender che riceve due ACK per lo stesso pacchetto riconosce che il receiver non ha avuto nel modo corretto il pacchetto successivo (**ACK duplicati**)
- DUE MODIFICHE
  1. Il **ricevente** deve **includere** il numero di sequenza del pacchetto in un messaggio ACK
  2. Il **mittente** deve **controllare** il numero di sequenza che accompagna un ACK

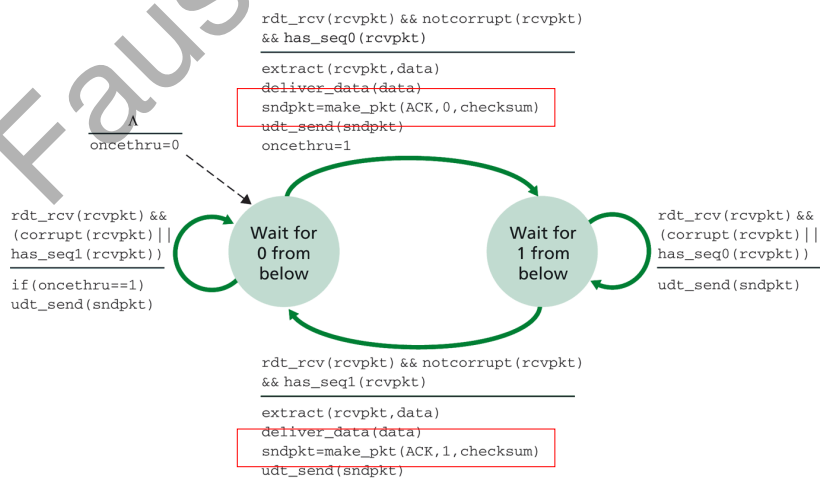
54

rdt2.2: sender, receiver fragments



55

rdt2.2: sender, receiver fragments



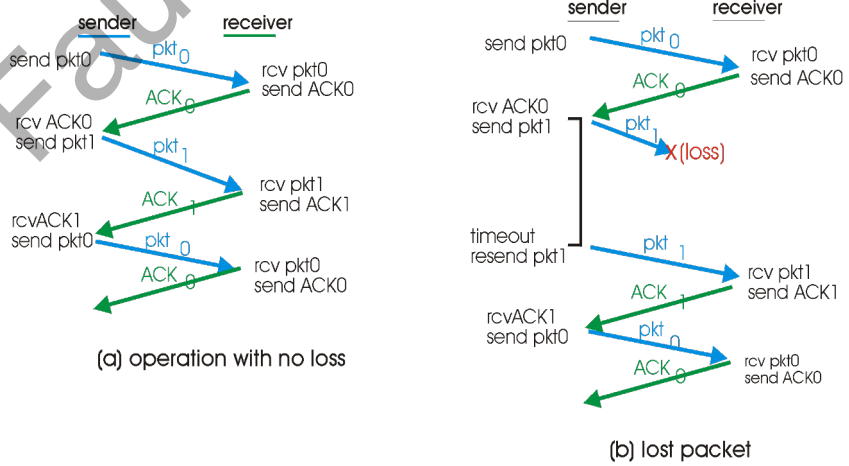
56

Perdita di pacchetti rdt 3.0

- Operazione di recupero compiuta dal sender
  - Aspetta un tempo prefissato e se non succede niente ritrasmette il pacchetto
  - Tempo di attesa predefinito → può ritrasmettere un pacchetto anche se il suo ACK arriva in ritardo
- Meccanismo di conto alla rovescia (countdown timer)
  - Avviare il timer ogni qual volta un pacchetto è inviato per la prima volta o ritrasmesso
  - Rispondere alle interruzioni del timer eseguendo le azioni appropriate
  - Arrestare il timer
  - Il receiver inoltre dovrà inserire nell'ACK il numero di sequenza del pacchetto per consentire al sender di valutare se l'ACK è di un pacchetto recente o di un pacchetto in ritardo

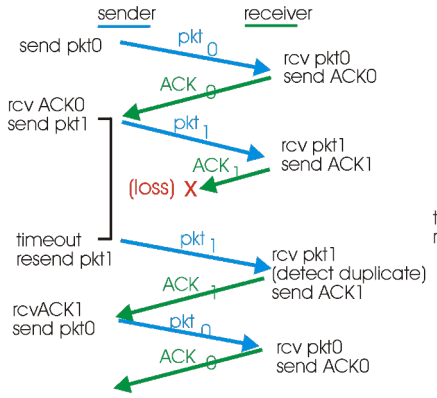
57

rdt3.0 in action

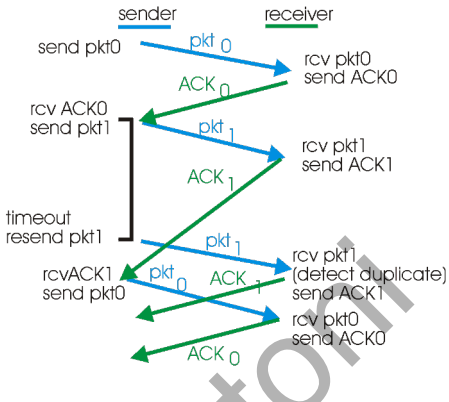


58

rdt3.0 in action (II)



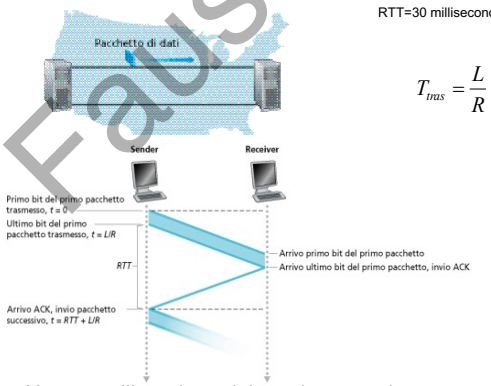
(c) lost ACK



(d) premature timeout

59

I problemi dei protocolli stop-and-wait



RTT=30 millisecondi - 1Gb/s = 10^9 bit/s - Pacchetto = 1000 Byte

$$T_{tras} = \frac{L}{R} = \frac{8000\ \text{bit/pacchetto}}{10^9\ \text{bit/s}} = 8\ \text{microsecondi}$$

l'ultimo bit del pacchetto che arriva al receiver al tempo

t = RTT/2 + L/R = 15,008 ms

l'ACK ritorna al mittente al tempo

t = RTT + L/R = 30,008 ms

$U_{senders}$: utilizzazione del sender come la frazione di tempo in cui il sender è davvero occupato a spedire bit attraverso il canale

$$U_{sender} = \frac{\frac{L}{R}}{RTT + \frac{L}{R}} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}000266595$$

in grado di spedire solo 1000 byte in 30,008 millisecondi
una capacità effettiva (throughput) di soli 267 kbit/s

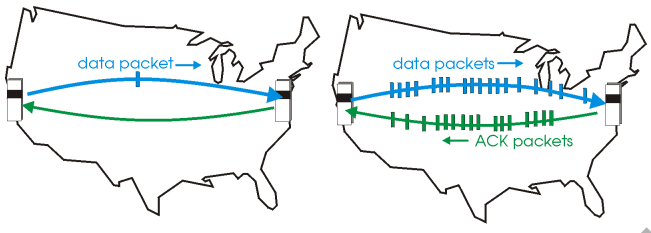
$$\text{throughput} = \frac{(1000*8)}{30{,}008} = 266595\ bit/sec$$

60

Reti di elaboratori

Pipelined protocols

Pipelining: invio di più pacchetti senza aspettare i riscontri
- range of sequence numbers must be increased
- buffering at sender and/or receiver



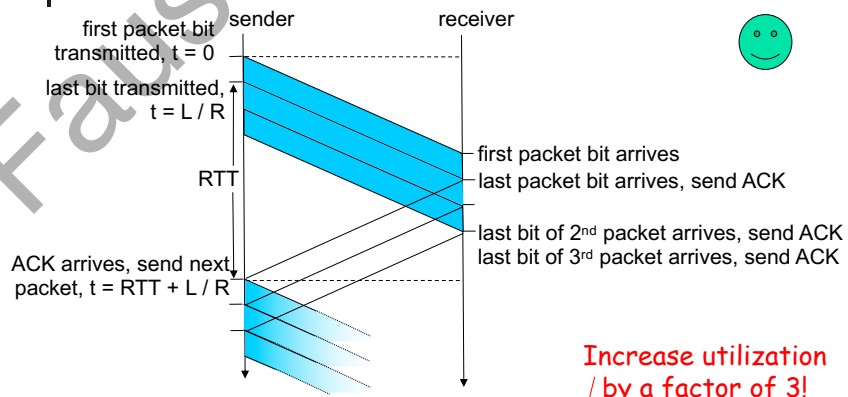
(a) a stop-and-wait protocol in operation (b) a pipelined protocol in operation

Two generic forms of pipelined protocols:
- ***go-Back-N***
- ***selective repeat***

61

Reti di elaboratori

Pipelining: increased utilization



Increase utilization by a factor of 3!

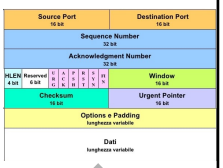
$$U_{sender} = \frac{3 * L / R}{RTT + L / R} = \frac{.024}{30.008} = 0.0008$$

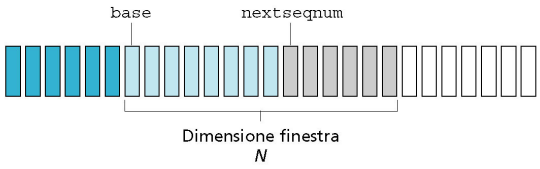
$$U_{sender} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

62

GBN: finestra scorrevole (sliding-window protocol)

- Quattro intervalli nei numeri di sequenza
  1. Pacchetti già trasmessi e riscontrati [0,base-1]
  2. Pacchetti trasmessi e non riscontrati [base,nextseqnum-1]
  3. Pacchetti disponibili ma non ancora inviati [nextseqnum,base+N-1]
  4. Pacchetti non disponibili [>= base+N]
- N **non può essere grande a piacere** (controllo di flusso e congestione)
- Gamma dei numeri di sequenza [0, 2^k-1] dove **K (32bit) è il numero dei bit disponibili nell'intestazione del pacchetto** per i numeri di sequenza





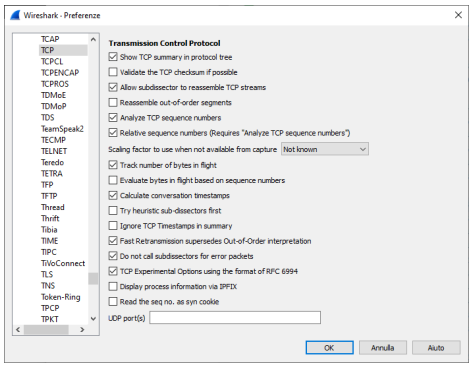
Legenda:
- Già riscontrato
- Inviato, non ancora riscontrato
- Disponibile, non ancora inviato
- Non disponibile

63

Relative sequence number

Modifica → Preferenze → Protocollo → TCP

```
Transmission Control Protocol, Src Port: 4399, Dst Port: 80, Seq: 1, Ack: 1, Len: 0
    Source Port: 4399
    Destination Port: 80
    [Stream index: 0]
    [Conversation completeness: Complete, WITH_DATA (31)]
    [TCP Segment Len: 0]
    Sequence Number: 1    (relative sequence number)
    Sequence Number (raw): 1525978352
    [Next Sequence Number: 1    (relative sequence number)]
    Acknowledgment Number: 1    (relative ack number)
    Acknowledgment number (raw): 1923965645
    0101 .... = Header Length: 20 bytes (5)
  > Flags: 0x010 (ACK)
    Window: 8212
    [Calculated window size: 2102272]
    [Window size scaling factor: 256]
```

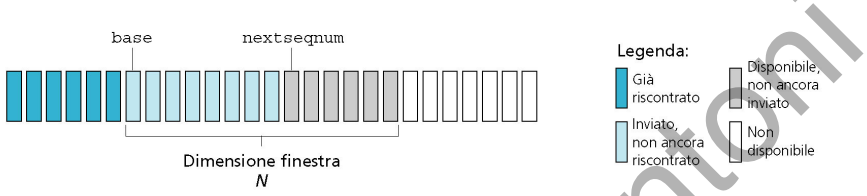


64

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato sender)

- Chiamata da sopra.
  - Il sender prima controlla per valutare se la finestra è satura, cioè se ci sono N pacchetti in circolazione, non riscontrati.
  - Se la finestra non è satura, viene creato e spedito un pacchetto, e le variabili sono aggiornate nel modo appropriato.
  - Se la finestra è satura, il sender ritorna semplicemente i dati allo strato superiore, un' indicazione implicita che la finestra è piena.

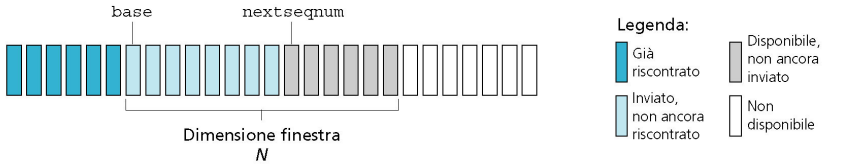


65

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato sender)

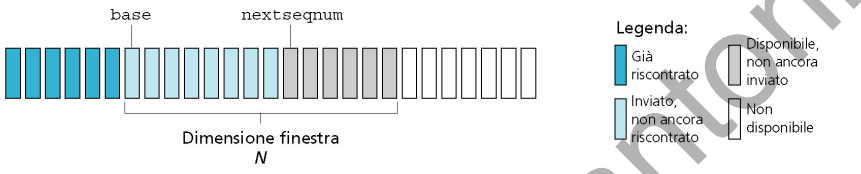
- Ricezione di un ACK
  - un riscontro per un pacchetto con numero di sequenza n sarà interpretato come un riscontro cumulativo, che indica che tutti i pacchetti con un numero di sequenza fino a n, **n compreso**, sono stati correttamente ricevuti dal receiver.



66

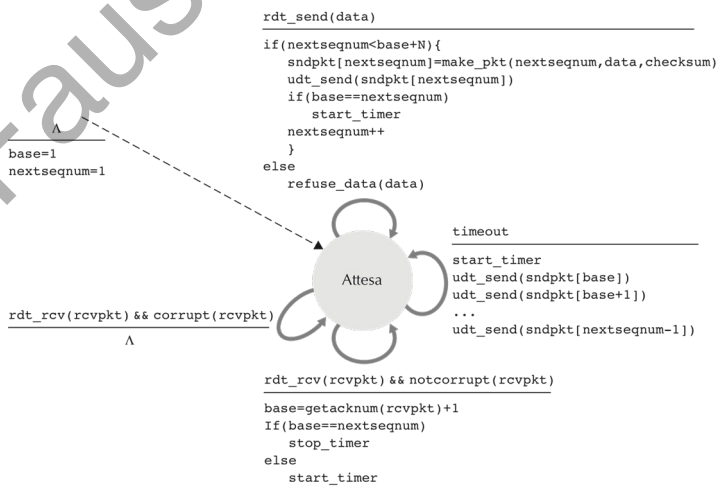
Descrizione di GBN basato su ACK (lato sender)

- Un evento timeout.
  - Il nome del protocollo, "Go-Back-N", è derivato dal comportamento del sender in presenza di pacchetti persi o in ritardo sovrapposti.
  - Si userà ancora un timer per recuperare i dati o i pacchetti di riscontro persi.
  - Se interviene un timeout, il ***sender rispedisce tutti pacchetti che sono già stati spediti, ma che non hanno avuto riscontro***.
  - Se si riceve un ACK, ma ci sono ancora pacchetti spediti, non riscontrati, il timer viene riavviato.
  - Se non sono presenti pacchetti non riscontrati, il timer si arresta.



67

Descrizione di GBN basato su ACK (lato sender)

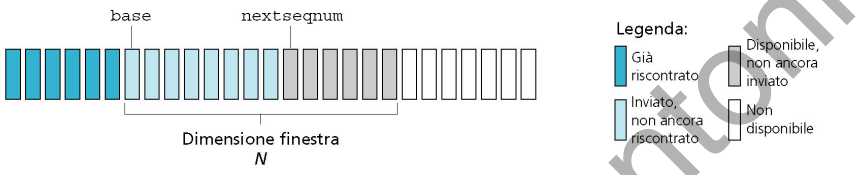


68

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato receiver)

- Se un pacchetto con un numero di sequenza n è ricevuto correttamente ed è in ordine (cioè, i dati inoltrati per ultimi allo strato superiore derivano da un pacchetto con numero di sequenza n-1), il receiver invia un ACK per il pacchetto n e invia la porzione di dati del pacchetto allo strato superiore.
- In tutti gli altri casi, il receiver scarta il pacchetto e rispedisce un ACK per il pacchetto ricevuto più di recente con l'ordine esatto.

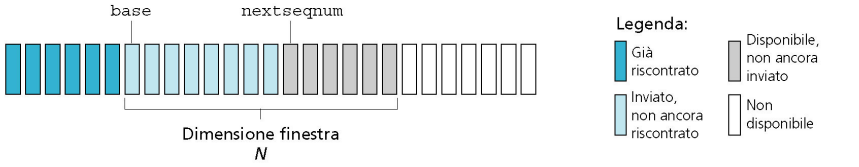


69

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato receiver)

- il receiver scarta i pacchetti non in ordine.
  - Ricordiamo che il receiver deve inviare i dati, nel corretto ordine, allo strato superiore.
  - Supponete ora che si aspetti il pacchetto n, e che arrivi il pacchetto n + 1.
  - il receiver potrebbe salvare il pacchetto n + 1 e spedirlo allo strato superiore dopo che ha ricevuto e spedito il pacchetto n in ritardo.
  - Se il pacchetto n si è perso, questo e il pacchetto n + 1 saranno probabilmente ritrasmessi come risultato della regola di ritrasmissione che GBN ha al sender
- Il vantaggio di questo approccio è la semplicità del buffering del receiver: il receiver non deve mantenere in memoria alcun pacchetto fuori ordine.

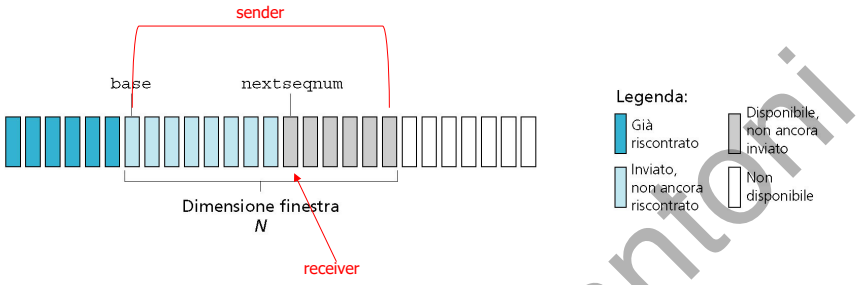


70

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato receiver)

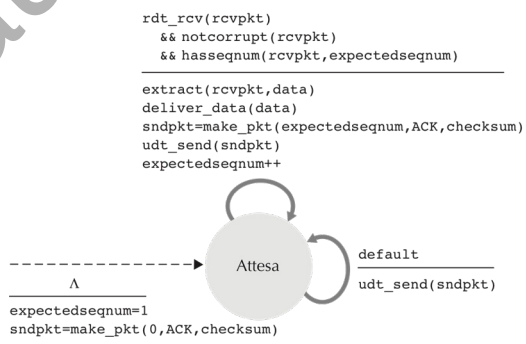
- il **sender** deve mantenere i collegamenti tra la parte superiore e quella inferiore della sua finestra e la posizione di nextseqnum all'interno di questa finestra
- la sola parte di informazione che il **receiver** ha la necessità di mantenere è il numero di sequenza del prossimo pacchetto in ordine.



71

Reti di elaboratori

Descrizione di GBN basato su ACK (lato receiver)



72

GBN considerazioni finali

Azioni del **mittente GBN:**

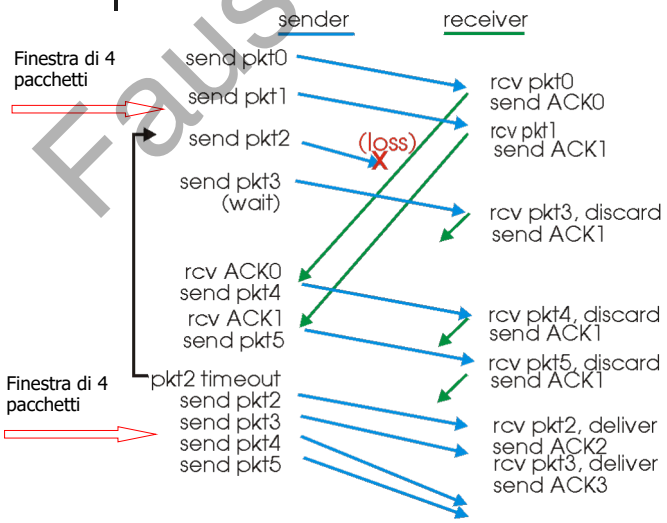
- Invocazione dall'alto
- Ricezione di un ACK → **acknowledgment cumulativo**
- Evento di timeout

Azioni del **destinatario GBN:**

- Se un pacchetto con numero di sequenza *n* viene ricevuto correttamente ed è in ordine → manda un ACK per quel pacchetto e consegna i suoi dati al livello superiore
- Oppure il destinatario scarta i pacchetti e rimanda un ACK per il pacchetto in ordine ricevuto più di recente
- Il destinatario scarta i pacchetti fuori sequenza

73

GBN in funzione con dimensione finestra di quattro pacchetti



74

Reti di elaboratori

GBN – SR selective-repeat

Il protocollo GBN incorpora quasi tutte le tecniche relative a TCP per il trasferimento dati affidabile:

- ✓ l'uso di numeri di sequenza
- ✓ riscontri cumulativi
- ✓ checksum
- ✓ operazioni di timeout/ritrasmissione

Ripetizione selettiva

I **protocolli a ripetizione selettiva** (SR, *selective-repeat protocol*) **evitano le ritrasmissioni non necessarie facendo ritrasmettere al mittente solo quei pacchetti su cui esistono sospetti di errore** (ossia, smarrimento o alterazione

75

Reti di elaboratori

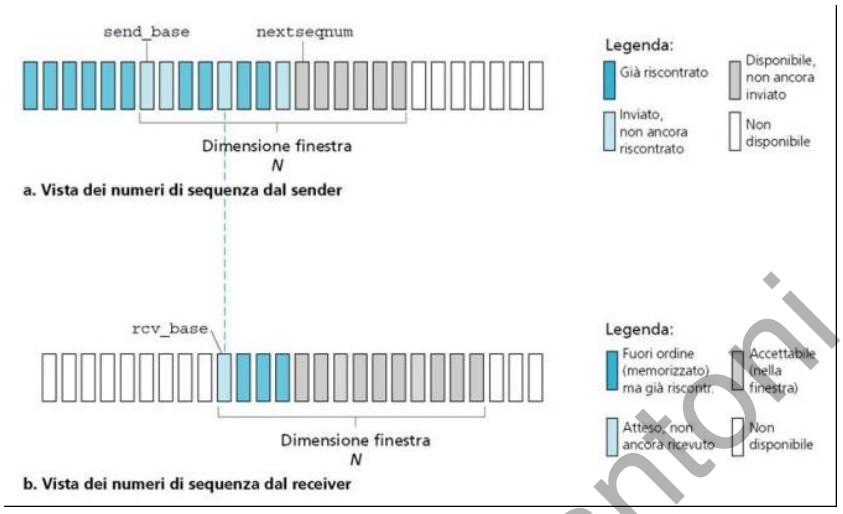
Ripetizione selettiva

- Il protocollo GBN può riempire la pipeline
- Quando la dimensione della finestra ed il prodotto larghezza di banda ∗ ritardo sono grandi → nella pipeline possono trovarsi numerosi pacchetti
  - Numerosità dovuta alla ritrasmissione dei pacchetti ricevuti correttamente ma non ancora riscontrati
- SOLUZIONE → Ripetizione selettiva
- Evitano le ritrasmissioni non necessarie
  - Receiver dovrà riscontrare individualmente i pacchetti
  - Visioni diverse della finestra dal lato sender e dal lato receiver

76

Reti di elaboratori

SR: numeri di sequenza visti dal sender e dal receiver

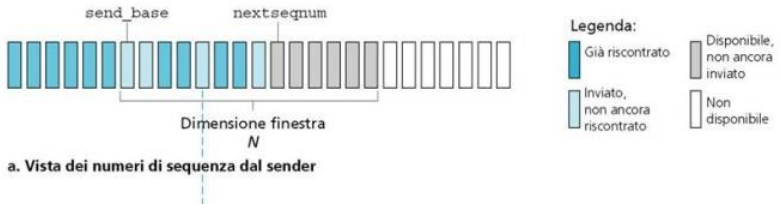


77

Reti di elaboratori

Eventi ed azioni del sender

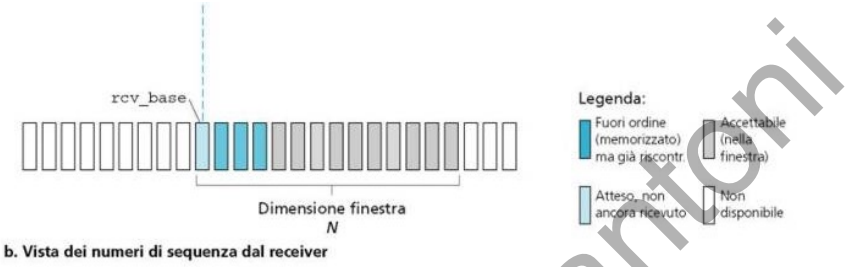
- Dati ricevuti da sopra
  - Numero di sequenza disponibile dentro la finestra → impacchettamento e spedizione
  - Altrimenti o ignora o li salva
- Timeout
  - Timer logico su ogni pacchetto per ritrasmettere solo questo pacchetto
- ACK ricevuti
  - Contrassegna il pacchetto corrispondente come ricevuto quando è nella finestra
  - Se numero di sequenza = send_base la finestra si sposta in avanti al successivo pacchetto non riscontrato
  - Se scorrendo la finestra trova pacchetti non trasmessi che ora rientrano nella finestra, li trasmette



78

Eventi ed azioni del receiver

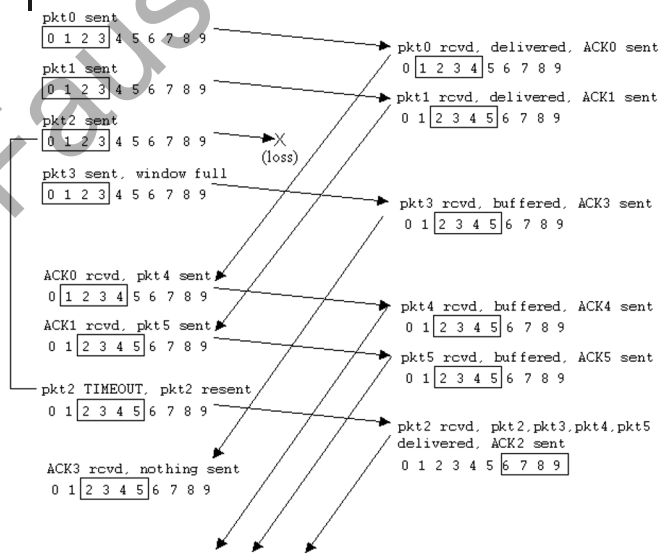
- Ricevuto integro un pacchetto dentro la finestra del receiver
  - Invio al sender di un pacchetto selettivo ACK
  - Se il pacchetto non era stato ricevuto viene salvato
  - Se il numero di sequenza del pacchetto è uguale alla base della finestra del receiver allora questo pacchetto ed i successivi in sequenza salvati vengono inviati allo strato superiore
  - La finestra del receiver si sposta in avanti di tanti quanti ne ha inviati allo strato superiore
- Numero di sequenza compreso tra rcv_base-N e rcv_base-1
  - ACK selettivo anche se è stato già riscontrato (*serve per far scorrere la finestra del **sender** quando esso non riceve un ACK per il send_base*)
- Ignora il pacchetto



b. Vista dei numeri di sequenza dal receiver

79

Operazioni SR



80

Go-back-N ←→ Selective Repeat

Go-back-N
- ✓ dimensione della finestra W: non invia più di W segmenti non riscontrati
- ✓ acknowledgement cumulativi
- ✓ la ricezione di un numero di sequenza n implica che tutti i segmenti fino ad n sono stati ricevuti
- ✓ timeout: ritrasmette tutti i segmenti non riscontrati

Selective Repeat (SR)
- ✓ riscontra i singoli segmenti
- ✓ finestra del mittente: N segmenti a partire dal primo pacchetto non riscontrato
- ✓ un timer per ogni pacchetto: ritrasmette solo un pacchetto al timeout
- ✓ finestra del ricevente: N segmenti a partire dal primo pacchetto mancante
- ✓ **il ricevente bufferizza i segmenti riscontrati, ma fuori ordine**
- ✓ il ricevente consegna all'applicazione i segmenti, in ordine

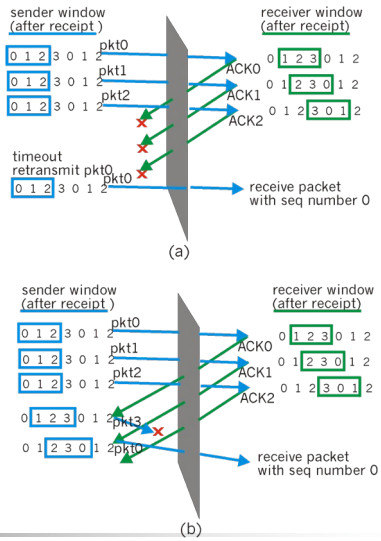
81

Selective repeat: dilemma

Example:
- seq #'s: 0, 1, 2, 3
- window size=3
- Il receiver non vede differenze nei due scenari!
- incorrettamente passa dati duplicati come nel caso (a)

Q: Quale relazione esiste tra seq # size e window size?

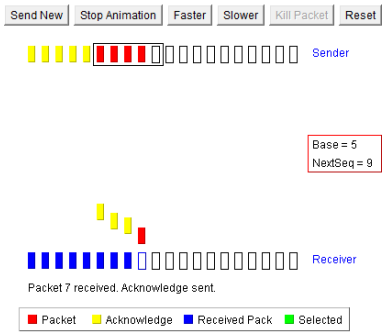
La dimensione della finestra deve essere inferiore o uguale alla metà dello spazio dei numeri di sequenza



82

Reti di elaboratori

Go-Back-N Protocol Demo



Esempio:

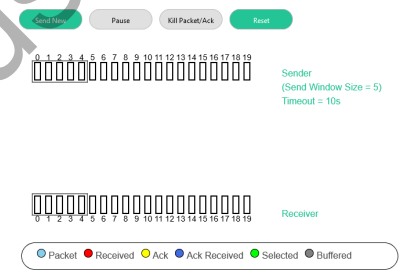
http://computerscience.unicam.it/marcantoni/reti/applet/GoBackProtocol/goback.html

https://www2.tkn.tu-berlin.de/teaching/rn/animations/gbn_sr/

https://nikhilsahu.me/Sliding-window-simulator/GoBackn.html

Reti di elaboratori

Selective Repeat Protocol Demo



https://www2.tkn.tu-berlin.de/teaching/rn/animations/gbn_sr/

https://nikhilsahu.me/Sliding-window-simulator/SelectiveRepeat.html

Reti di elaboratori

Sommario dei meccanismi per il trasferimento affidabile

Meccanismo	Uso e Commenti
Checksum	Utilizzato per **rilevare errori sui bit** in un pacchetto trasmesso.
Timer	Serve a far **scadere** un pacchetto e ritrasmetterlo, forse perché il pacchetto (o il suo ACK) si è smarrito all'interno del canale. I timeout si possono verificare per via dei ritardi anziché degli smarrimenti (timeout prematuro), o quando il pacchetto è stato ricevuto dal destinatario, ma è andato perduto il relativo ACK dal destinatario al mittente. Per questi motivi il destinatario può ricevere copie duplicate di un pacchetto.
Numero di sequenza	Usato per **numerare sequenzialmente** i pacchetti di dati che fluiscono tra mittente e destinatario. Le discontinuità nei numeri di sequenza di pacchetti ricevuti consentono al destinatario di rilevare i **pacchetti persi**. I pacchetti con numero di sequenza ripetuto consentono al destinatario di rilevare **pacchetti duplicati**.

85

Reti di elaboratori

Sommario dei meccanismi per il trasferimento affidabile

Meccanismo	Uso e Commenti
Acknowledgment (ACK)	Utilizzato dal destinatario per comunicare al mittente che un pacchetto o un insieme di pacchetti sono **stati ricevuti correttamente.** Gli acknowledgement **trasporteranno generalmente i numeri di sequenza del pacchetto** o dei pacchetti da confermare. A seconda del protocollo, i riscontri possono essere individuali o cumulativi.
Acknowledgment negativo (NAK)	Usato dal destinatario per comunicare al mittente che un pacchetto non è stato ricevuto correttamente. Gli acknowledgement negativi **trasporteranno generalmente il numero di sequenza del pacchetto che non è stato ricevuto correttamente**.

86

Reti di elaboratori

Sommario dei meccanismi per il trasferimento affidabile

Meccanismo	Uso e Commenti
Finestra e pipelining	Il mittente può essere forzato a inviare soltanto **pacchetti con numeri di sequenza che ricadono in un determinato intervallo**. Consentendo a più pacchetti di essere trasmessi e non aver ancora ricevuto acknowledgement si può migliorare l'utilizzo del canale rispetto alla modalità operativa stop-and-wait. L'ampiezza della finestra può essere impostata sulla base della **capacità del destinatario di ricevere e memorizzare messaggi in un buffer, su quella del livello di congestione della rete, o su entrambe.**

87

Reti di elaboratori

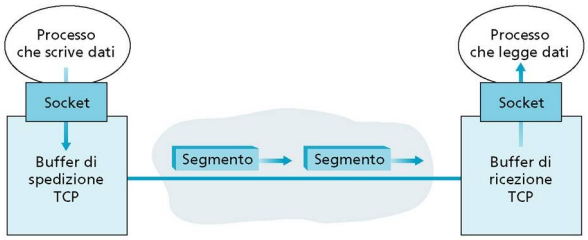
La connessione TCP

- TCP è orientato alla connessione
  - Prima di iniziare la trasmissione i due processi debbono accordarsi
    - Inizializzazione delle variabili di stato (ambo i lati) [verificare con lo sniffer]
- La connessione TCP non è un circuito end to end e non è nemmeno un circuito virtuale
  - Lo stato della connessione risiede solo nei terminali (end system)
- La connessione TCP è full-duplex
- La connessione TCP è point to point
  - Singolo sender e singolo receiver

88

Reti di elaboratori

Bufferizzazione



- RFC 793 specifica che TCP può spedire i dati salvati nel buffer secondo la sua propria convenienza
- ***DIMENSIONE MASSIMA DEL SEGMENTO (MSS)***
  - quantità massima di dati da inserire nel segmento
  - MSS è legato all'MTU delle frame
- TCP unisce ai dati una intestazione formando i segmenti TCP

89

Reti di elaboratori

Dimensioni del segmento TCP

MSS (**Maximum Segment Size**) deve:

- essere non superiore alla massima dimensione del payload IP meno un header TCP
  - 65535 – 20 – 20 = 65495 byte
- rispettare i limiti imposti alle dimensioni dei pacchetti dalle reti che bisogna attraversare (**Maximum Trasmission Unit** – MTU)
  - un tipico valore per MTU sono i 1500 byte imposti da Ethernet
- MSS dipende dall'implementazione
- normalmente **MSS = MTU – 20 – 20** (parametro configurabile)

In generale non è possibile conoscere la MTU di ogni rete intermedia che verrà attraversata dai segmenti

- la rete adotta un meccanismo di **frammentazione dei pacchetti**
- questo può condurre a inefficienza
  - Esempio: ping -f -l 1500 193.205.92.56

90

Reti di elaboratori

MTU standard

Tipo di rete	MTU (byte)
Hyperchannel/link	65535
Token ring IBM (16mbps)	17914
Token ring IEEE 802.5 (4mbps)	4464
FDDI	4352
Ethernet	1500
X.25	576
Point to point (low delay)	296

Per cambiare il valore del MTU su Windows è sufficiente cambiare la voce *HKEY_LOCAL_MACHINE|System|CurrentControlSet|Services|Class|NetTrans|0002* nel registro di sistema mentre su Linux possiamo editare il file */etc/ppp/options* per la connessione ad Internet oppure usare *ifconfig <nome interfaccia> mtu <valore del mtu>* per il transito dei pacchetti in locale.

?

91

Reti di elaboratori

MTU in Windows

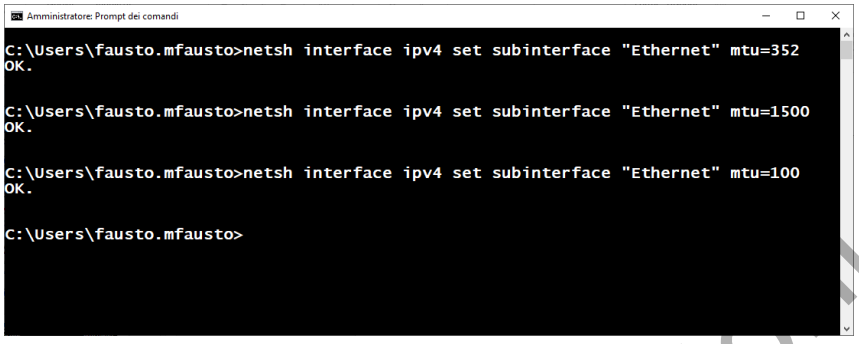
netsh interface ipv4 show subinterfaces

```
Amministratore: Prompt dei comandi

C:\Users\fausto.mfausto>netsh interface ipv4 show subinterfaces

   MTU  Stato Media Sense  Byte in ingresso Byte in uscita   Interfaccia
------  -----------------  ---------------- ---------------  -----------
  1500                  1                0          1097808  VirtualBox Host-Only Network
  1500                  1           802825          1477735  Wi-Fi - Interna
  1500                  5                0                0  Connessione alla rete locale (LAN)* 7
  1500                  1                0          1097684  VMware Network Adapter VMnet1
  1500                  5                0                0  Connessione alla rete locale (LAN)* 11
4294967295              1                0           523598  Loopback Pseudo-Interface 1
  1500                  1        818475103         99334269  Ethernet
  1500                  1                0          1099259  VMware Network Adapter VMnet8
 65536                  1                0          1232797  VirtualBox Host-Only Network #3
 65536                  1                0          1098354  VirtualBox Host-Only Network #2
  1500                  5                0                0  Connessione di rete Bluetooth
  1500                  1                0          1251720  VMware Network Adapter VMnet10

C:\Users\fausto.mfausto>
```


92

MTU in Windows

How to set MTU size to 100 on Windows 10



Looks like Windows do not allow MTU size smaller than 352 bytes:
https://support.microsoft.com/en-us/topic/packet-loss-occurs-when-mtu-is-below-576-and-pmtu-discovery-is-enabled-in-windows-e7a54c21-6202-9788-fb24-99530c0e9d64

Manage Network Adapter Settings via PowerShell

Manage Network Adapter Settings via PowerShell

- Manage Network Adapter Settings via PowerShell
  - Setting Static IP, Subnet Mask and Default Gateway
  - Setting DNS Resolving Servers
  - Managing Network Adapter via PowerShell
    - View Physical and Active Network Interfaces only
    - Disable/Enable the Network Interface
    - Show TCP/IP Configuration of Network Interface
    - View IPv4 Address only
    - Disable/Enable DHCP on Network Interface
    - Managing the Routing Table

networksetup - MacOs

networksetup – Change Network Settings from the Command Line

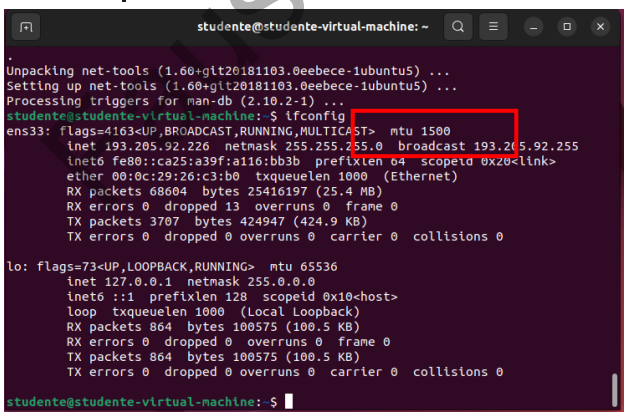
```
networksetup –listnetworkserviceorder
networksetup –listallnetworkservices
networksetup –listallhardwareports
networksetup –detectnewhardware
networksetup –getcomputername
```

https://www.unix.com/man-page/osx/8/networksetup/

```
ifconfig | grep mtu
```


95

MTU in Linux

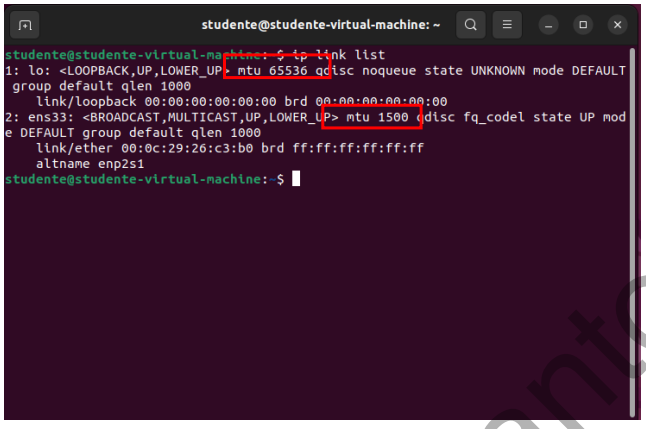


To change the MTU size of an interface, use the following syntax:
$ ifconfig <Interface_name> mtu <mtu_size> up
$ **`ifconfig ens33 mtu 1000 up`**

96

MTU in Linux

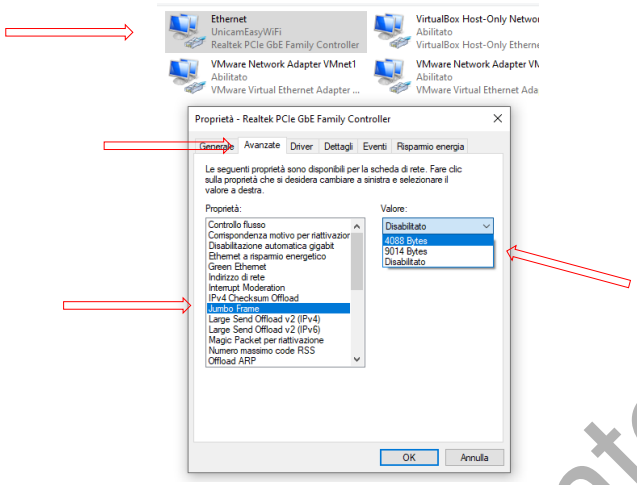
```
$ ip link list
$ ip link set dev eth0 mtu 1400
$ service network restart
```



Jumbo frames and maximum transmission unit

- ✓ Jumbo frames are when the Ethernet MTU is larger than the standard 1,500 bytes.
- ✓ This may be possible on fast Ethernet links, such as with a gigabit LAN, and can be as large as **9,000 bytes**.
- ✓ Using jumbo packets can reduce the overhead and increase efficiency of data transmission.

Abilitare Jumbo Frame in Windows



99

Ping

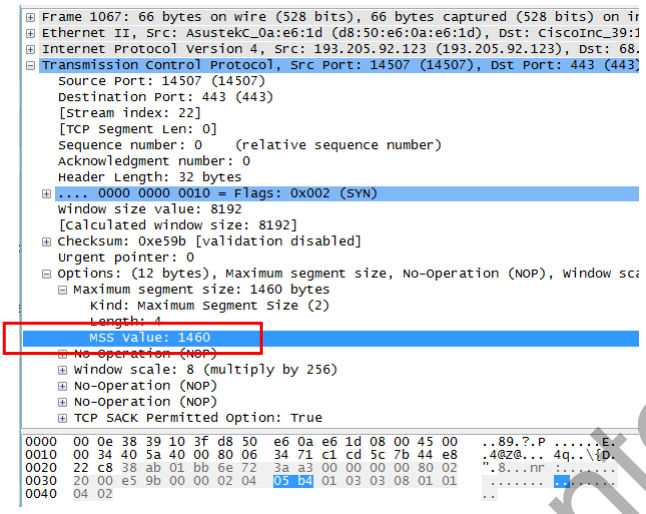
Usage: ping [-t] [-a] [-n count] [-l size] [-f] [-i TTL] [-v TOS] [-r count] [-s count] [[-j host-list] | [-k host-list]] [-w timeout] [-R] [-S srcaddr] [-4] [-6 target_name

Options:

-t	Pings the specified host until stopped. To see statistics and continue - Type Control-Break; To stop - press Ctrl + C.
-a	Resolve addresses to hostnames.
-n	count Number of echo requests to send.
-l size	Send buffer size.
-f	Set Don't Fragment flag in packet (IPv4-only).
-i	TTL Time To Live.
-v	TOS Type Of Service (IPv4-only. This setting has been deprecated and has no effect on the type of service field in the IP Header).
-r count	Record route for count hops (IPv4-only).
-s count	Timestamp for count hops (IPv4-only).
-j host-list	Loose source route along host-list (IPv4-only).
-k host-list	Strict source route along host-list (IPv4-only).
-w timeout	Timeout in milliseconds to wait for each reply.
-R	Use routing header to test reverse route also (IPv6-only). Per RFC 5095 the use of this routing header has been deprecated. Some systems may drop echo requests if this header is used.
-S srcaddr	Source address to use.
-4	Force using IPv4.
-6	Force using IPv6.

100

Wireshark: MSS



101

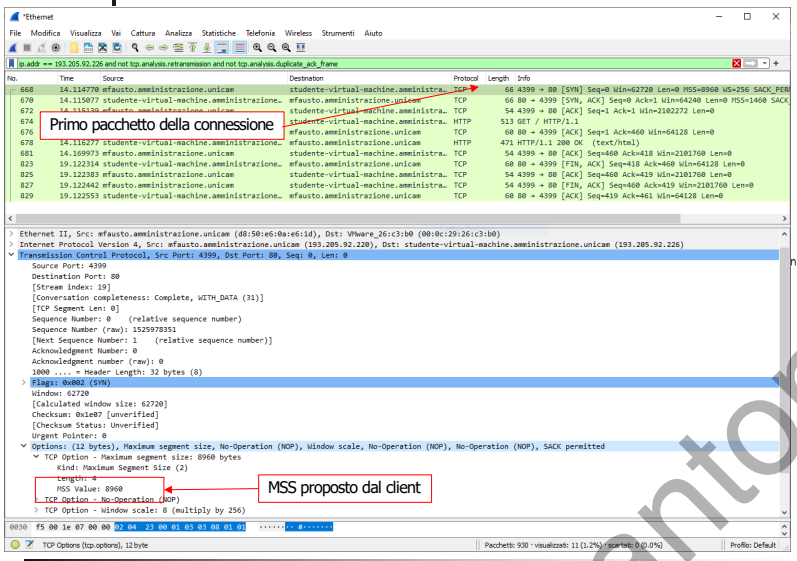
MSS (Maximum Segment Size)

- Se il TCP trasmittente non specifica nel primo segmento (SYN) il valore di MSS, si usa il valore di default di MSS pari a 536 byte
- Un valore di MSS di 536 byte, sommata ai 40 byte di header IP + TCP, dà luogo a un datagramma IP di dimensione pari a 576 byte, ovvero un datagramma che tutti i sistemi di Internet devono necessariamente accettare e gestire
- Oggi è diffusa la tendenza a usare valori molto più grandi dell'MSS per aumentare l'efficienza e la velocità del collegamento

102

Reti di elaboratori

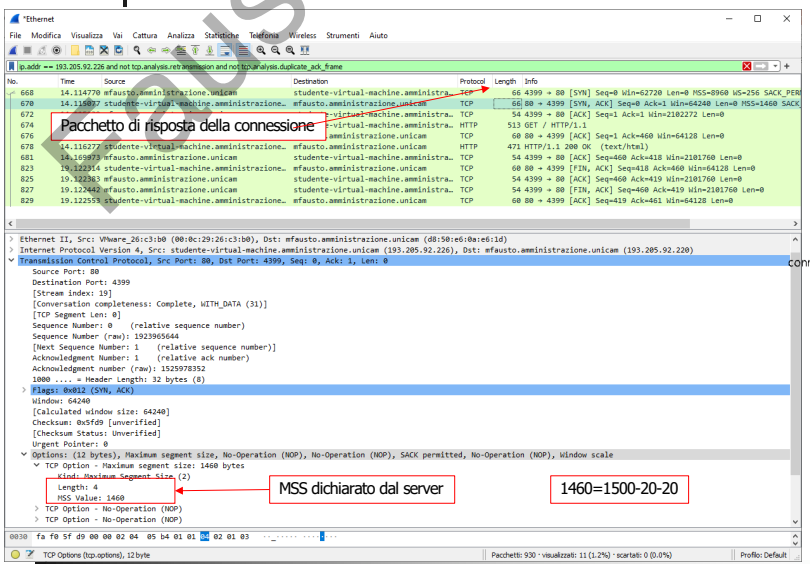
MSS (Maximum Segment Size)



103

Reti di elaboratori

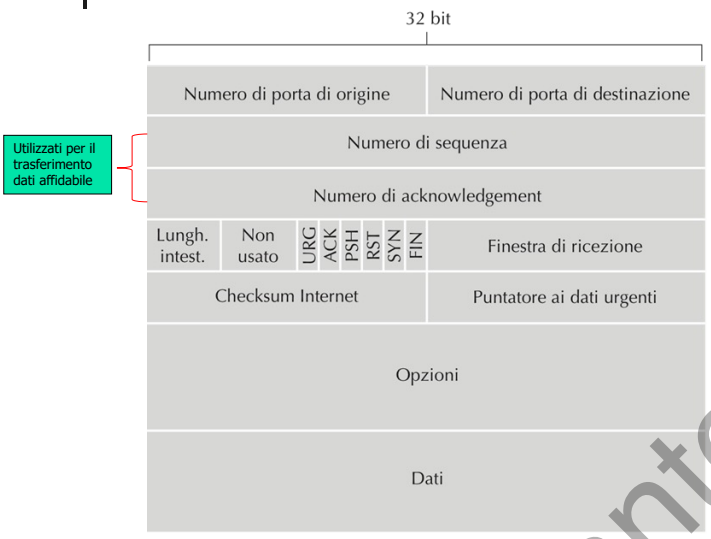
MSS (Maximum Segment Size)



104

Reti di elaboratori

TCP: header del segmento



Reti di elaboratori

Flags header TCP

SYN - se settato a 1 indica che l'host mittente del segmento vuole **aprire una connessione** TCP con l'host destinatario e specifica nel campo Sequence number il valore dell'Initial Sequence Number (ISN); ha lo scopo di sincronizzare i numeri di sequenza dei due host. L'host che ha inviato il SYN deve attendere dall'host remoto un pacchetto SYN/ACK.

ACK - se settato a 1 indica che il campo Acknowledgment number **è valido**;

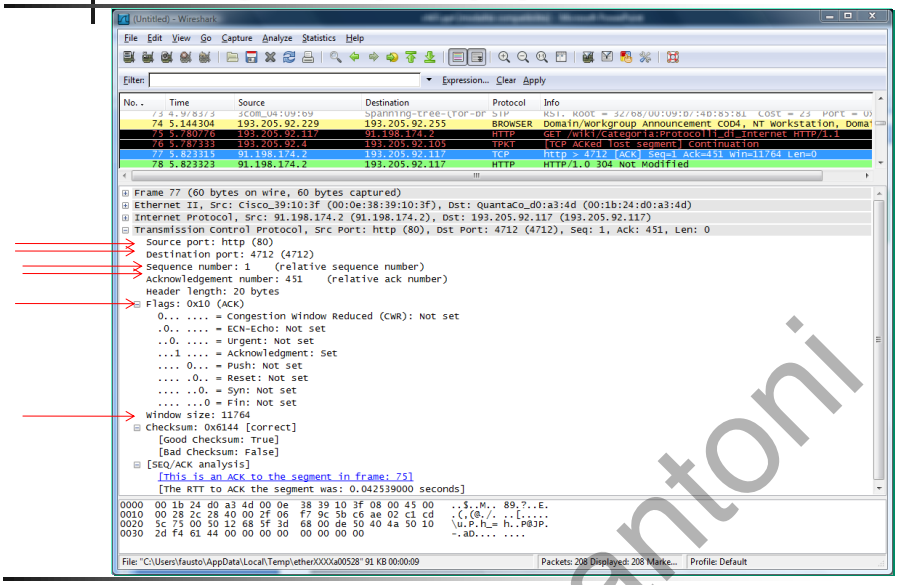
URG - se settato a 1 indica che nel flusso sono presenti **dati urgenti** alla posizione (offset) indicata dal campo Urgent pointer. Urgent Pointer punta alla fine dei dati urgenti;

PSH - se settato a 1 indica che i dati in arrivo non devono essere bufferizzati ma **passati subito** ai livelli superiori dell'applicazione;

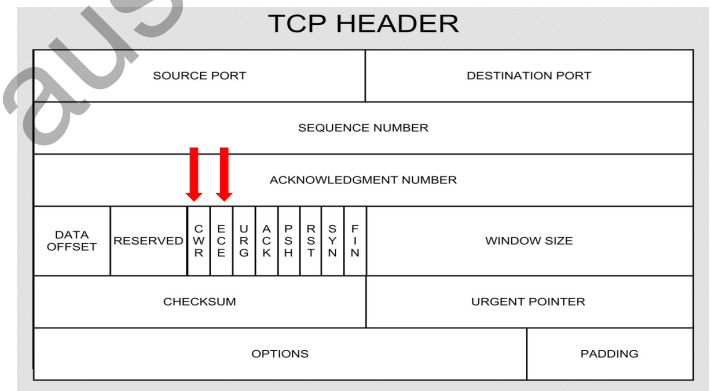
RST - se settato a 1 indica che la connessione **non è valida**; viene utilizzato in caso di grave errore; a volte utilizzato insieme al flag ACK per la chiusura di una connessione.

FIN - se settato a 1 indica che l'host mittente del segmento vuole **chiudere la connessione** TCP aperta con l'host destinatario. Il mittente attende la conferma dal ricevente (con un FIN-ACK). A questo punto la connessione è ritenuta chiusa per metà: l'host che ha inviato FIN non potrà più inviare dati, mentre l'altro host ha il canale di comunicazione ancora disponibile. Quando anche l'altro host invierà il pacchetto con FIN impostato la connessione, dopo il relativo FIN-ACK, sarà considerata completamente chiusa.

TCP: segmento (esempio)



Flags header TCP CWR - ECE



CWR (Congestion Window Reduced) - se impostato a 1 indica che l'host sorgente ha ricevuto un segmento TCP con il flag ECE impostato a 1 (aggiunto all'header in RFC 3168).

ECE [ECN (Explicit Congestion Notification) -Echo] - se impostato a 1 indica che l'host supporta ECN durante il 3-way handshake (aggiunto all'header in RFC 3168).

Wireshark filtro ECN e/o CWR

1 Answer

active oldest votes

1

You can load the packet trace in Wireshark, and apply the filter

`tcp.flags.ecn==1`

to see only packets with the ECN-Echo bit set in the TCP header, and

`tcp.flags.cwr==1`

to see only the packets with the ECN-CWR (Congestion Window Reduced) bit set in the TCP header.

Here is the list of TCP filters in Wireshark.

You may also be interested in filtering on ECN-CE flags in the IP header, which you can do with

`ip.dsfield.ecn == 0x03`

Here is the list of IP filters in Wireshark.

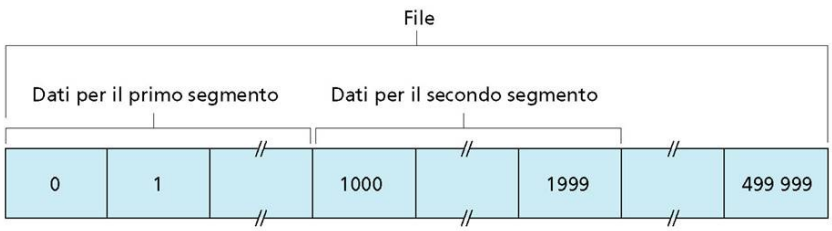
To see what it *should* look like, you can download this sample capture from the Wireshark Sample Captures page. This capture includes packets with ECN events.

https://www.wireshark.org/docs/dfref/i/ip.html

Numeri di sequenza

- TCP vede i dati come flusso di byte non strutturati
- Numero di sequenza per un segmento è ***il numero, all'interno del flusso, del primo byte del segmento***
  - Al primo segmento numero di sequenza 0
  - Al secondo numero di sequenza 1000 e così via

Flusso di 500.000 byte con MSS (maximum segment size) = 1000



Reti di elaboratori

Numeri di riscontro

Il numero di riscontro che un host inserisce nel suo segmento è il numero di sequenza del prossimo byte che l'host si aspetta dal suo corrispondente

- TCP riscontra solo i byte fino al primo mancante nel flusso → riscontro cumulativo
- I numeri di sequenza iniziale sono scelti a caso
- Esempio:
  - Ricevo due segmenti con byte 0,535 e byte 900,1000
  - Che numero di riscontro inserisco nell'intestazione del mio prossimo segmento ?
  - Che faccio del segmento fuori sequenza ?

Reti di elaboratori

Numeri di sequenza in wireshark

https://wiki.wireshark.org/TCP_Relative_Sequence_Numbers

TCP Relative Sequence Numbers & TCP Window Scaling

By default Wireshark and TShark will keep track of all TCP sessions and convert all Sequence Numbers (SEQ numbers) and Acknowledge Numbers (ACK Numbers) into relative numbers. This means that instead of displaying the real/absolute SEQ and ACK numbers in the display, Wireshark will display a SEQ and ACK number relative to the first seen segment for that conversation.

This means that all SEQ and ACK numbers always start at 0 for the first packet seen in each conversation.

This makes the numbers much smaller and easier to read and compare than the real numbers which normally are initialized to randomly selected numbers in the range 0 - (2^32)-1 during the SYN phase.

This usability feature relies on features from TCP_Analyze_Sequence_Numbers so in order to use this feature you must also enable TCP_Analyze_Sequence_Numbers.

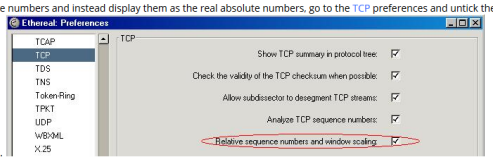
Using relative sequence numbers is a usability enhancement, making the numbers easier to read and compare. In order to compare a dissection with data from a less advanced analyzer that can not handle relative sequence numbers it might be required to temporarily disable this feature in Wireshark.

For Wireshark versions prior to 1.5: When the Relative Sequence Numbers preference is enabled Wireshark will also enable "Window Scaling".

For Wireshark 1.5 & newer: "Window Scaling" is a separate TCP preference enabled by default.

If "Window Scaling" is enabled, Wireshark will try to monitor the TCP Window Scaling option negotiated during the SYN phase and if such TCP Window Scaling has been detected, Wireshark will also scale the window field and translate it to the effective window size. This may affect what the dissected and reported window is and may make Wireshark to decode packets differently, but more accurately, than other tools.

To disable relative sequence numbers and instead display them as the real absolute numbers, go to the TCP preferences and untick the box for relative sequence numbers.



ISN *Initial Sequence Number* - MSL *Maximun Segment Lifetime*

Initial Sequence Number

- Ogni volta che si instaura una nuova connessione l'host trasmittente sceglie in modo pseudo-casuale numero di sequenza iniziale (ISN) di 32 bit da cui partire, ponendolo uguale al valore del suo contatore binario, sincronizzato al clock locale
- Il numero di sequenza si sceglie in modo pseudo-casuale tra 0 e $(2^{32})-1$ =4.294.967.295

Maximum Segment Lifetime

- Dato che si assume che i segmenti restino in rete per non più del Maximum Segment Lifetime (MSL), si vuole che MSL sia minore del tempo di ciclo del clock
- La cadenza del clock dipende dalla velocità della rete; a 2 Mbit/s è di 4 ms, cioè 1/(2M/8). Sono necessarie circa 4 ore (4ms x 2^{32}=4.7 ore) per compiere un ciclo completo di valori di ISN
- Dato che MSL è tipicamente minore di 4.7 ore, si può ragionevolmente assumere che il valore di ISN sia unico; anche a velocità di 100Mbit/s, il tempo di ciclo diventa 5,4 min, cioè ancora maggiore dei valori del MSL che è dell'ordine di decine di sec (120sec)

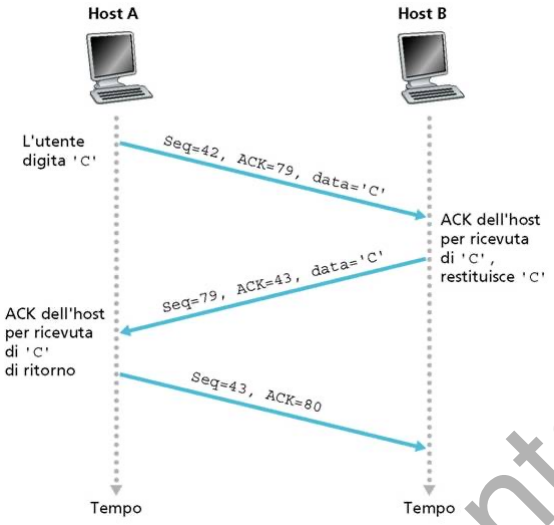
MSL – TIME_WAIT

faustomarcantoni — -zsh — 80×24

```
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61589 1.80.190.35.bc.g.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61588 mil04s50-in-f5.1.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61587 123.208.120.34.b.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61586 216.239.38.223.https   ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61585 edge-star-shv-01.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61584 edge-star-shv-01.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61583 edge-star-shv-01.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61573 216.239.32.223.https   CLOSE_WAIT
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61525 93.243.107.34.bc.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.60426 en-in-f188.1e100.5228  ESTABLISHED
tcp6       0      0  macbook-pro-di-f.60403 fe80::e4d6:24ff:.49951 ESTABLISHED
tcp6       0      0  macbook-pro-di-f.60404 fe80::e4d6:24ff:.49950 ESTABLISHED
tcp6       0      0  macbook-pro-di-f.60402 fe80::e4d6:24ff:.58783 ESTABLISHED
tcp4       0      0  mac.amministrazi.60381 edge-dgw-shv-01-.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mac.amministrazi.60377 edge-star-shv-01.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mac.amministrazi.60373 170.72.245.159.https   ESTABLISHED
tcp4       0      0  mac.amministrazi.60370 edge-z-p3-shv-01.https ESTABLISHED
tcp4       0      0  mac.amministrazi.60334 mil04s24-in-f42..https ESTABLISHED
tcp4      24      0  fabriziofornari..53885 172.66.0.165.https     CLOSE_WAIT
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61602 web-lnx287.ergon.https TIME_WAIT
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61601 web-lnx287.ergon.https TIME_WAIT
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61599 web-lnx287.ergon.https TIME_WAIT
tcp4       0      0  mbp-di-fausto.am.49990 17.57.146.23.443       ESTABLISHED
udp4       0      0  mbp-di-fausto.am.61858 par21s06-in-f227.https
```

Dopo che una connessione TCP viene chiusa, il punto finale che entra nello stato TIME_WAIT manterrà alcune risorse (come il numero di porta) per un periodo di tempo pari al doppio dell'MSL (noto come attesa **2MSL**)

Una applicazione TELNET



115

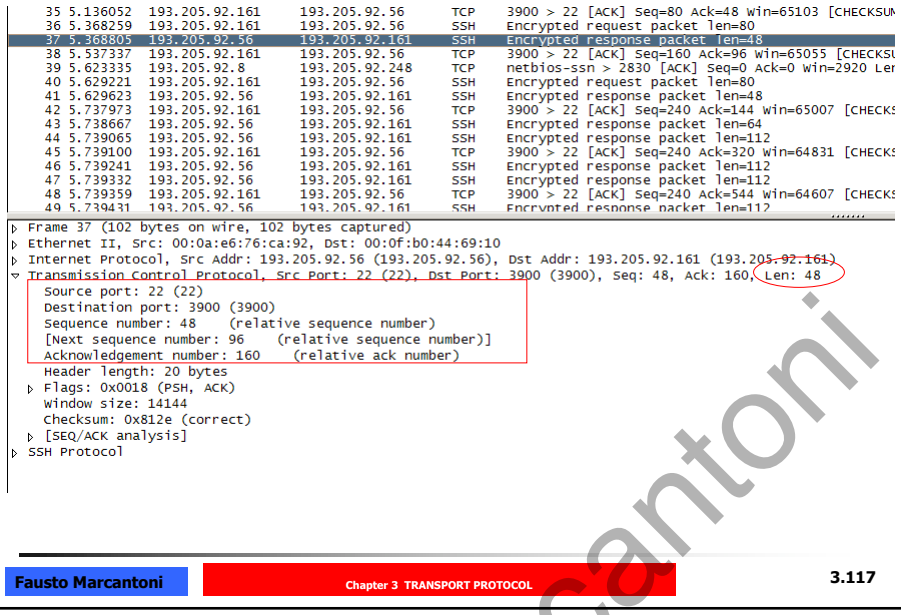
Esempio ssh 1/3

```
36 5.368259  193.205.92.161   193.205.92.56    SSH   Encrypted request packet len=80
37 5.368805  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=48
38 5.537337  193.205.92.161   193.205.92.56    TCP   3900 > 22 [ACK] Seq=160 Ack=96 Win=65055
39 5.623335  193.205.92.8     193.205.92.248   TCP   netbios-ssn > 2830 [ACK] Seq=0 Ack=0 Win
40 5.629221  193.205.92.161   193.205.92.56    SSH   Encrypted request packet len=80
41 5.629623  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=48
42 5.737973  193.205.92.161   193.205.92.56    TCP   3900 > 22 [ACK] Seq=240 Ack=144 Win=6500
43 5.738667  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=64
44 5.739065  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=112
45 5.739100  193.205.92.161   193.205.92.56    TCP   3900 > 22 [ACK] Seq=240 Ack=320 Win=6483
46 5.739241  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=112
47 5.739332  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=112
48 5.739359  193.205.92.161   193.205.92.56    TCP   3900 > 22 [ACK] Seq=240 Ack=544 Win=6460
49 5.739431  193.205.92.56    193.205.92.161   SSH   Encrypted response packet len=112
▷ Frame 36 (134 bytes on wire, 134 bytes captured)
▷ Ethernet II, Src: 00:0f:b0:44:69:10, Dst: 00:0a:e6:76:ca:92
▷ Internet Protocol, Src Addr: 193.205.92.161 (193.205.92.161), Dst Addr: 193.205.92.56 (193.205.92.56
▽ Transmission Control Protocol, Src Port: 3900 (3900), Dst Port: 22 (22), Seq: 80, Ack: 48, Len: 80
    Source port: 3900 (3900)
    Destination port: 22 (22)
    Sequence number: 80    (relative sequence number)
    [Next sequence number: 160    (relative sequence number)]
    Acknowledgement number: 48    (relative ack number)
    Header length: 20 bytes
  ▷ Flags: 0x0018 (PSH, ACK)
    Window size: 65103
    Checksum: 0x3cdf (incorrect, should be 0xb9b7)
▷ SSH Protocol
```


116

Reti di elaboratori

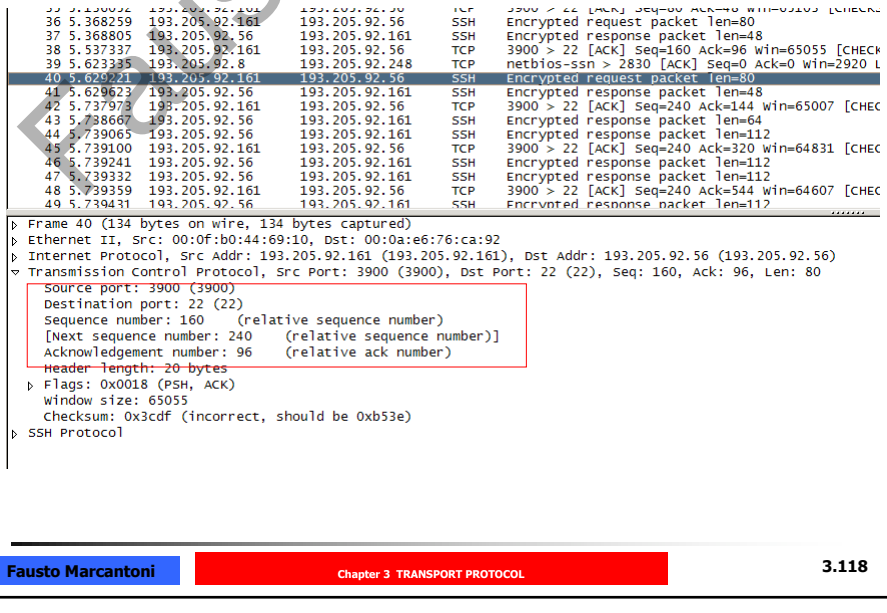
Esempio ssh 2/3



117

Reti di elaboratori

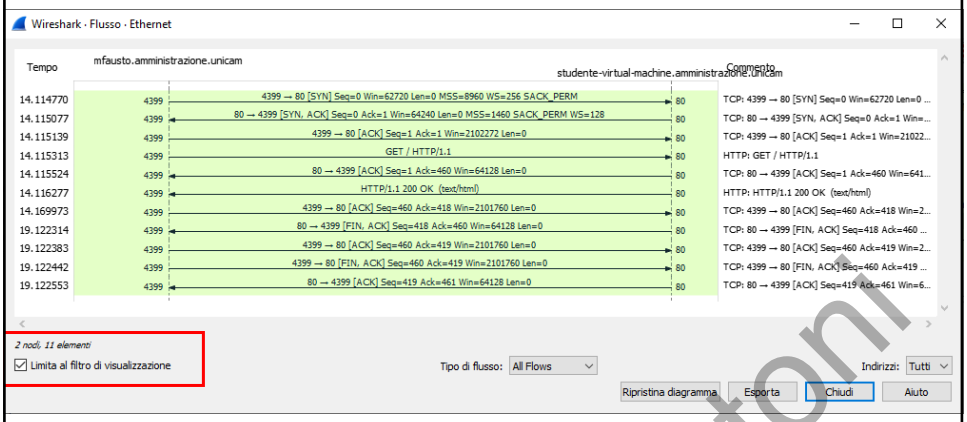
Esempio ssh 3/3



118

Statistiche → Grafico del flusso

Statistiche → Grafico del flusso



119

esercitazione

Installa la VM metasploitable2

https://docs.rapid7.com/metasploit/metasploitable-2

- Verificare con una sessione telnet – ssh → metasploitable2
- Verificare ping frammentato
- Utilizzare wireshark (inserire le colonne)
  - tcp.window_size
  - Initial Sequence Number ☹☹☹
  - Maximun Segment Lifetime ☹☹☹ ☹☹☹ ☹☹☹
  - tcp.analysis.ack_rtt ☠💣🌧☹☂👽 ☠💣🌧☹☂👽 ☠💣🌧☹☂👽

120

Esercitazioni

internet reti sicurezza

Esercitazioni

121

Procedure di timeout e ritrasmissione

- Il timeout dovrebbe essere maggiore del RTT (Round Trip Time)
- RTT = tempo richiesto dal momento che il segmento viene spedito (passato a IP) al momento in cui si riceve un riscontro per il segmento

```
> TCP Option - SACK permitted
> TCP Option - No-Operation (NOP)
> TCP Option - Window scale: 8 (multiply by 256)
v [SEQ/ACK analysis]
    [This is an ACK to the segment in frame: 65]
    [The RTT to ACK the segment was: 0.026848000 seconds]
    [iRTT: 0.026935000 seconds]
v [Timestamps]
    [Time since first frame in this TCP stream: 0.026848000 seconds]
    [Time since previous frame in this TCP stream: 0.026841000 seconds]
```

iRTT = Initial Round Trip Time

122

Reti di elaboratori

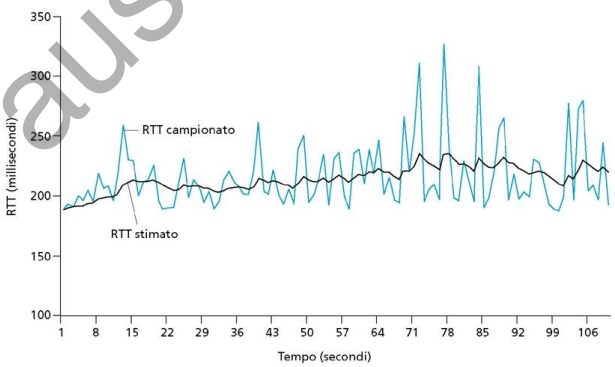
Procedure di timeout e ritrasmissione

- Stima di RTT da parte del TCP
  1. Misura RTT una volta ogni tempo di andata e ritorno (sampleRTT)
  2. Mantiene una media pesata dei valori misurati (estimatedRTT)
  3. estimatedRTT = (1-α) estimatedRTT + α SampleRTT

     (α normalmente uguale a 0,125 - definita in RFC2988)

Reti di elaboratori

RTT campionati e stimati



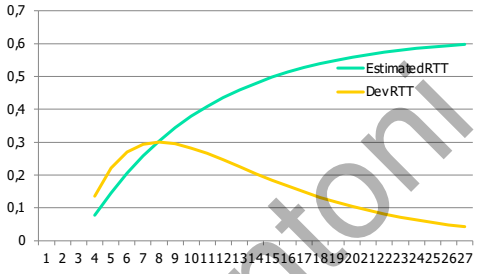
- Oltre avere una stima di RTT è necessario avere una misura della Variabilità di RTT
- devRTT= (1- β) devRTT + β (sampleRTT – estimatedRTT) → variazione di RTT
- [definita in RFC2988]
- β → 0,25
- devRTT è una media pesata tra sampleRTT e estimatedRTT

Calcolo con excel

estimatedRTT = (1-α) estimatedRTT + α SampleRTT

devRTT= (1- β) devRTT + β (sampleRTT – estimatedRTT)

		EstimatedRTT	DevRTT
sampleRTT	0,623		
α	0,125		
β	0,25		
estimatedRTT	0,077875	0,077875	0,136281
		0,146015625	0,221457
		0,205638672	0,270433
		0,257808838	0,294123
		0,303457733	0,300478
		0,343400517	0,295258
		0,378350452	0,282606
		0,408931645	0,265472
		0,43569019	0,245931
		0,459103916	0,225422
		0,479590927	0,204919
		0,497517061	0,18506
		0,513202428	0,166244
		0,526927125	0,148702
		0,538936234	0,132542
		0,549444205	0,117796
		0,558638679	0,104437
		0,566683844	0,092407
		0,573723364	0,081624
		0,579882943	0,071997
		0,585272575	0,06343
		0,589988503	0,055825
		0,594114941	0,04909
		0,597725573	0,043136



125

Plot RTT histogram using wireshark

Wireshark or tshark can give you the TCP RTT for each received ACK packet using tcp.analysis.ack_rtt which measures the time delta between capturing a TCP packet and the ACK for that packet.

You need to be careful with this as most of your ACK packets will be from your office machines ACKing packets received from the internet, so you will be measuring the RTT between your router seeing the packet from the internet and seeing the ACK from your office machine.

To measure your internet RTT you need to look for ACKS from the internet (ACKing data sent from your network). Assuming your office machines have IP addresses like 192.168.1.x and you have logged all the data on the LAN port of your router you could use a display filter like so:

tcp.analysis.ack_rtt and ip.dst==192.168.1.255/24

To dump the RTTs into a .csv for analysis you could use a tshark command like so;

tshark -r router.pcap -R "tcp.analysis.ack_rtt and ip.dst==192.168.1.255/24" -e tcp.analysis.ack_rtt -T fields -E separator=, -E quote=d > rtt.csv

The -r option tells tshark to read from your .pcap file
The -R option specifies the display filter to use
The -e option specifies the field to output
The -T options specify the output formatting

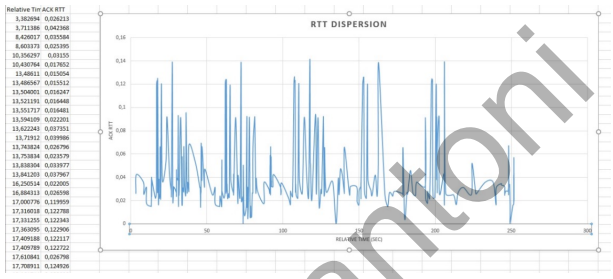
http://stackoverflow.com/questions/6962133/plot-rtt-histogram-using-wireshark-or-other-tool

126

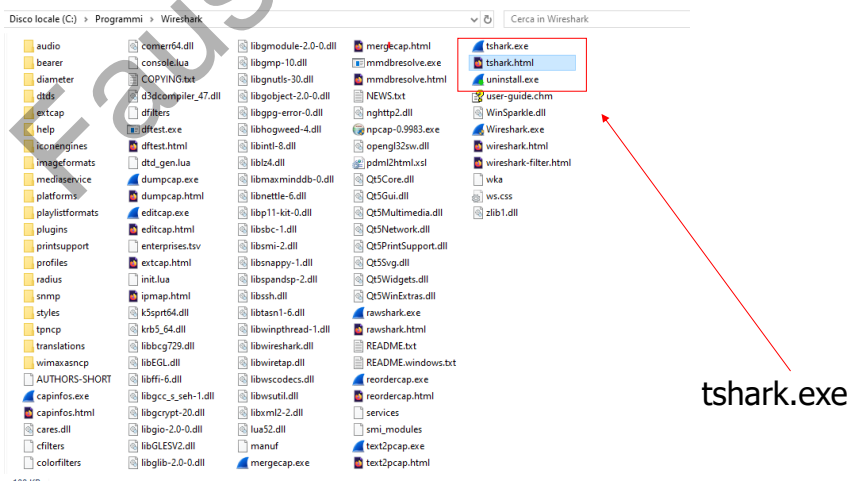
Plot RTT histogram using wireshark by student

1. Aprire Wireshark e selezionare l'interfaccia su cui iniziare a catturare i pacchetti
2. Dopo qualche tempo a scelta (nel mio caso circa 250 secondi) fermare la cattura
3. File->Salva come...->selezionare come tipo di file "Wireshark /tcpdump/ ... -pcap" e salvare (in questo caso l'ho chiamato "rtt.pcap"
4. Aprire un cmd nella cartella di Wireshark e inserire questo comando:
5. **tshark -r rtt.pcap -Y "tcp.analysis.ack_rtt and ip.dst==192.168.1.255/24" -e frame.time_relative -e tcp.analysis.ack_rtt -T fields -E separator=, -E quote=d > rtt.csv**
   dove rtt.pcap è il percorso del dump tcp salvato da Wireshark e rtt.csv è il percorso del csv di destinazione
1. Aprire Excel (NON il file csv direttamente) e importare il csv da Dati->Carica dati da testo, impostando come separatore la virgola e cambiando il punto decimale
2. (Wireshark tratta il "." come separatore decimale, di default Excel lo usa come separatore delle migliaia)
3. Selezionare tutti i valori nelle due colonne e disegnare un grafico a scelta (nel mio caso "Dispersione con linee smussate")
4. FINE!

Riccardo Cannella 01/12/2016



tshark

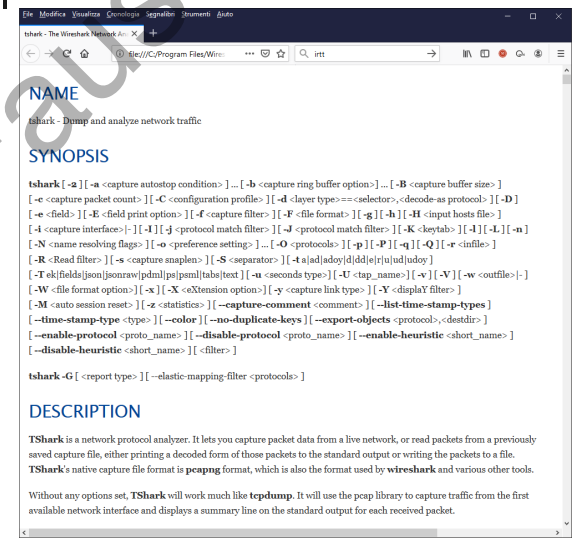


tshark

```
Prompt dei comandi

C:\Users\fausto.mfausto>"C:\Program Files\Wireshark\tshark.exe" --help
TShark (Wireshark) 3.0.6 (v3.0.6-0-g908c8e357d0f)
Dump and analyze network traffic.
See https://www.wireshark.org for more information.

Usage: tshark [options] ...

Capture interface:
  -i <interface>           name or idx of interface (def: first non-loopback)
  -f <capture filter>      packet filter in libpcap filter syntax
  -s <snaplen>             packet snapshot length (def: appropriate maximum)
  -p                       don't capture in promiscuous mode
  -I                       capture in monitor mode, if available
  -B <buffer size>         size of kernel buffer (def: 2MB)
  -y <link type>           link layer type (def: first appropriate)
  --time-stamp-type <type> timestamp method for interface
  -D                       print list of interfaces and exit
  -L                       print list of link-layer types of iface and exit
  --list-time-stamp-types  print list of timestamp types for iface and exit

Capture stop conditions:
  -c <packet count>        stop after n packets (def: infinite)
  -a <autostop cond.> ...  duration:NUM - stop after NUM seconds
                           filesize:NUM - stop this file after NUM KB
                              files:NUM - stop after NUM files
Capture output:
  -b <ringbuffer opt.> ... duration:NUM - switch to next file after NUM secs
                           interval:NUM - create time intervals of NUM secs
                           filesize:NUM - switch to next file after NUM KB
                              files:NUM - ringbuffer: replace after NUM files
```


129

tshark.html



NAME

tshark - Dump and analyze network traffic

SYNOPSIS

tshark [**-a**] [**-a** <capture autostop condition>] ... [**-b** <capture ring buffer option>] ... [**-B** <capture buffer size>]
[**-c** <capture packet count>] [**-C** <configuration profile>] [**-d** <layer type>==<selector>,<decode-as protocol>] [**-D**]
[**-e** <field>] [**-E** <field print option>] [**-f** <capture filter>] [**-F** <file format>] [**-g**] [**-h**] [**-H** <input hosts file>]
[**-i** <capture interface>|-] [**-I**] [**-j** <protocol match filter>] [**-J** <protocol match filter>] [**-K** <keytab>] [**-l**] [**-L**] [**-n**]
[**-N** <name resolving flags>] [**-o** <preference setting>] ... [**-O** <protocols>] [**-p**] [**-P**] [**-q**] [**-Q**] [**-r** <infile>]
[**-R** <Read filter>] [**-s** <capture snaplen>] [**-S** <separator>] [**-t** a|ad|adoy|d|dd|e|r|u|ud|udoy]
[**-T** ek|fields|json|jsonraw|pdml|ps|psml|tabs|text] [**-u** <seconds type>] [**-U** <tap_name>] [**-v**] [**-V**] [**-w** <outfile>|-]
[**-W** <file format option>] [**-x**] [**-X** <eXtension option>] [**-y** <capture link type>] [**-Y** <displaY filter>]
[**-Z** <auto session reset>] [**-z** <statistics>] [**--capture-comment** <comment>] [**--list-time-stamp-types**]
[**--time-stamp-type** <type>] [**--color**] [**--no-duplicate-keys**] [**--export-objects** <protocol>,<destdir>]
[**--enable-protocol** <proto_name>] [**--disable-protocol** <proto_name>] [**--enable-heuristic** <short_name>]
[**--disable-heuristic** <short_name>] [<filter>]

tshark -G [<report type>] [--elastic-mapping-filter <protocols>]

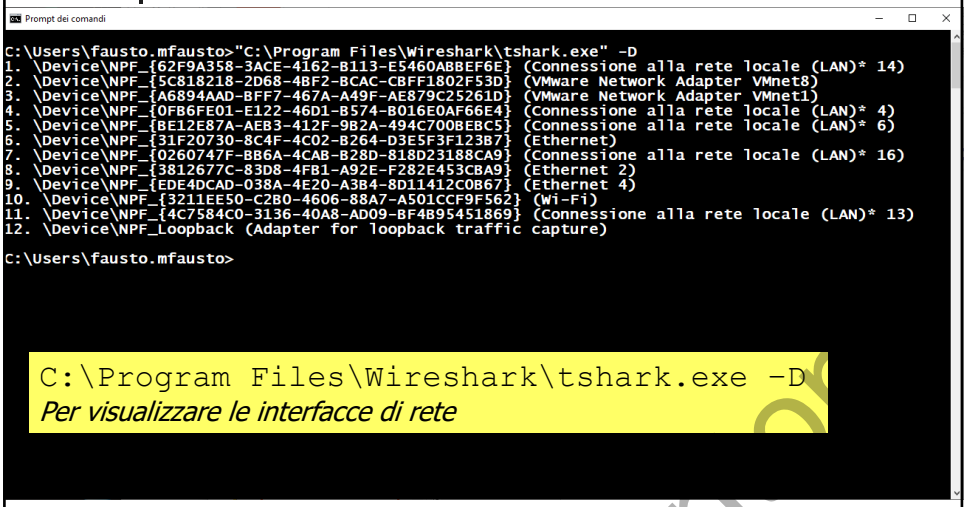
DESCRIPTION

TShark is a network protocol analyzer. It lets you capture packet data from a live network, or read packets from a previously saved capture file, either printing a decoded form of those packets to the standard output or writing the packets to a file. **TShark**'s native capture file format is **pcapng** format, which is also the format used by **wireshark** and various other tools.

Without any options set, **TShark** will work much like **tcpdump**. It will use the pcap library to capture traffic from the first available network interface and displays a summary line on the standard output for each received packet.

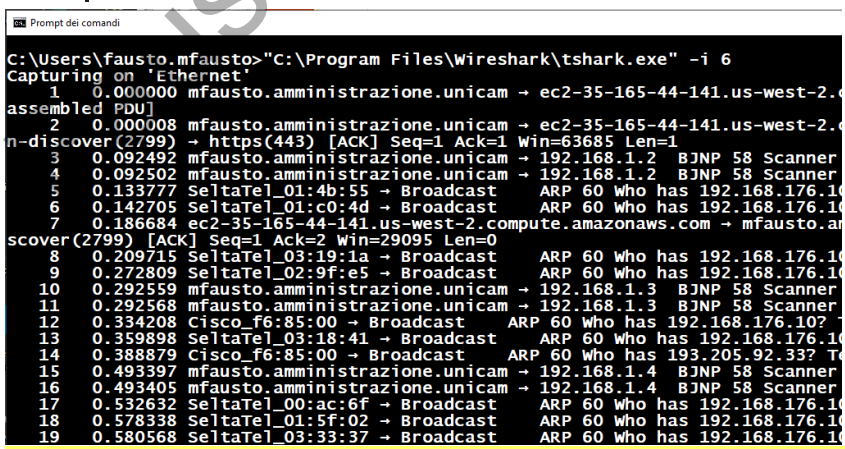
130

tshark



131

tshark

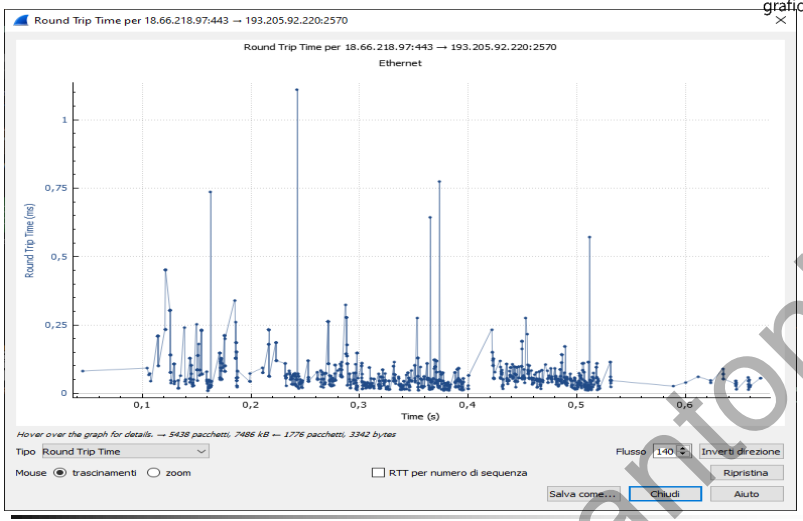


132

Grafico RTT

Statistiche → Grafici dei Flussi TCP → Round Trip Time

grafico RTT.pcapng



133

Retransimission Time Out

Il timeout (**RTO Retransimission Time Out**) indica il tempo entro il quale la sorgente si aspetta di ricevere il riscontro (ack)
nel caso in cui il riscontro non arrivi, la sorgente procede alla ritrasmissione

RTO **non** può essere un **valore statico predefinito**
il tempo di percorrenza sperimentato dai segmenti è variabile e dipende

- ***dalla distanza tra sorgente e destinazione***
- ***dalle condizioni della rete***
- ***dalla disponibilità della destinazione***

esempio: fattorino che deve consegnare un pacco in città

RTO deve dunque essere calcolato dinamicamente di volta in volta

- durante la fase di instaurazione della connessione
- durante la trasmissione dei dati

Il calcolo di RTO si basa sulla misura del RTT (Round Trip Time)

134

Retransimission Time Out

RTO ha un valore minimo (normalmente intorno a 200ms) e uno massimo (normalmente 60s e oltre)

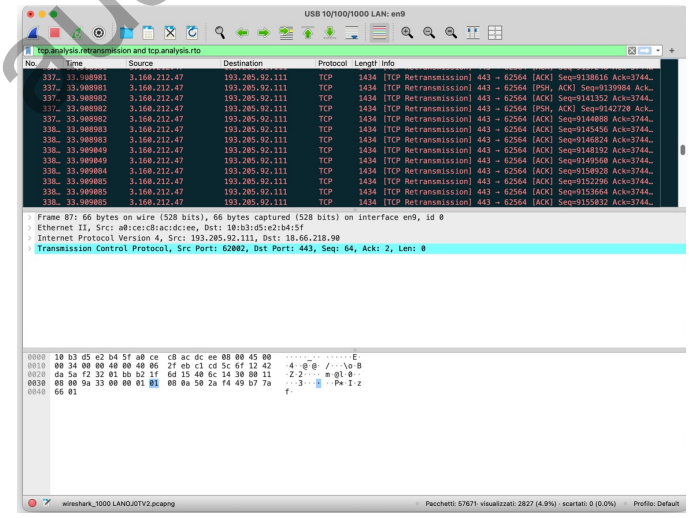
Implementazioni moderne usano l'opzione "timestamp" per il calcolo di RTT, ma i principi base di adattamento alle condizioni della rete rimane lo stesso:

- viene stimato un valore medio e una deviazione media di RTT
- RTO viene calcolato in base a questi valori medi

```
> TCP Option - SACK permitted
> TCP Option - No-Operation (NOP)
> TCP Option - Window scale: 8 (multiply by 256)
v [SEQ/ACK analysis]
    [This is an ACK to the segment in frame: 65]
    [The RTT to ACK the segment was: 0.026848000 seconds]
    [iRTT: 0.026935000 seconds]
v [Timestamps]
    [Time since first frame in this TCP stream: 0.026848000 seconds]
    [Time since previous frame in this TCP stream: 0.026841000 seconds]
```


RTO – Filtro Wireshark

tcp.analysis.retransmission and tcp.analysis.rto



Reti di elaboratori

Impostazione TIME OUT

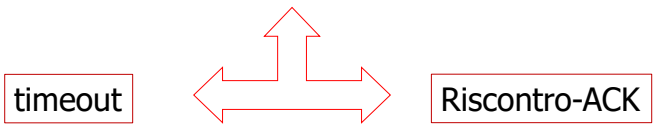
- Timeout maggiore o uguale a estimatedRTT
  - Altrimenti molte ritrasmissioni non necessarie
- Non molto maggiore
  - Quando un segmento viene perso non verrebbe tempestivamente ritrasmesso
- TIMEOUT = estimatedRTT + margine
  - Margine grande quando ci sono ampie fluttuazioni
  - Margine piccolo quando ci sono piccole fluttuazioni
- **TIMEOUT = estimatedRTT + 4 * devRTT**

Reti di elaboratori

Trasferimento affidabile dei dati (lato mittente)

TCP riceve i dati dall'applicazione,

- li incapsula in un segmento, e passa il segmento a IP.
- se il timer non è già in funzione per qualche altro segmento, il TCP avvia il timer quando il segmento viene passato a IP. (È utile pensare che il timer sia associato con il più vecchio segmento non riscontrato.)
- L'intervallo di scadenza per questo timer è il TimeoutInterval, che è calcolato da EstimatedRTT e DevRTT.



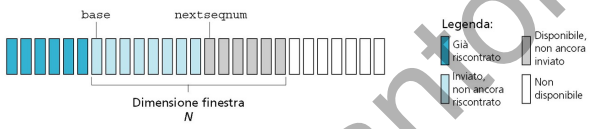
Trasferimento affidabile dei dati (lato mittente)

evento timeout

- Il TCP risponde ritrasmettendo il segmento che ha causato il timeout stesso
- Il TCP quindi riavvia il timer.

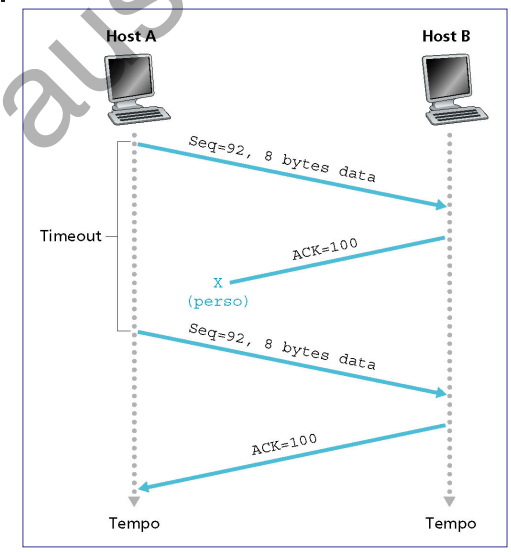
arrivo di un segmento di riscontro (ACK) dal ricevente

- il TCP confronta il valore y di ACK con la sua variabile SendBase. La variabile di stato SendBase di TCP è il numero di sequenza del più vecchio byte non riscontrato.
- Se y > SendBase, allora ACK sta riscontrando uno o più segmenti non riscontrati prima.
- Quindi il mittente aggiorna la sua variabile SendBase;
- inoltre riavvia il timer se ci sono segmenti attualmente non ancora riscontrati.



139

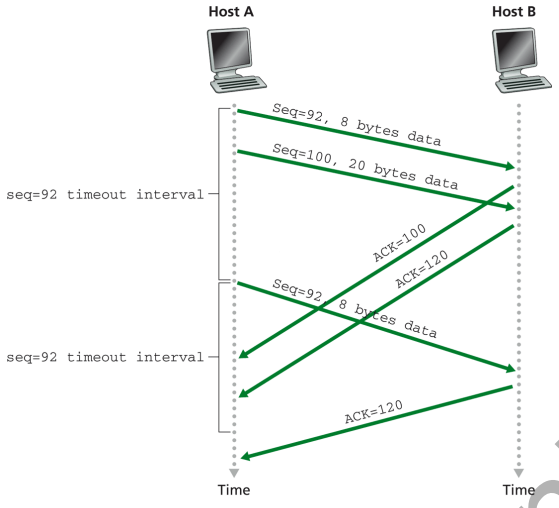
Scenari Interessanti: ritrasmissione dovuta ad un riscontro perso



140

Reti di elaboratori

Scenari Interessanti: segmento 100 non ritrasmesso

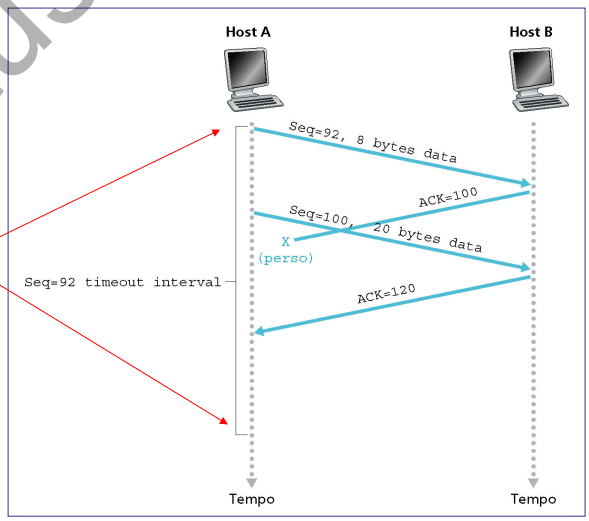


141

Reti di elaboratori

Scenario: riscontri cumulativi

Raddoppio del tempo di timeout



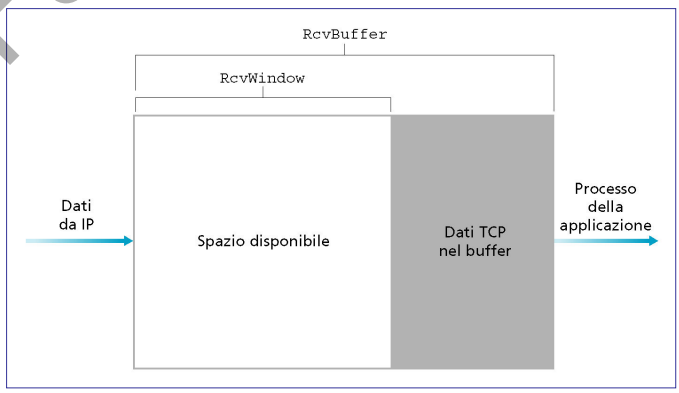
142

Alcune modifiche adottate

- Raddoppio del tempo di timeout
  - Quando un segmento fa scattare il timeout viene ritrasmesso
  - Il tempo viene **raddoppiato** anziché **calcolato**
  - La scadenza del timer è probabilmente dovuta a congestione
  - Si evita di ritrasmettere il segmento → forma limitativa di controllo di congestione
- Ritrasmissione veloce
  - Periodo di timeout a volte lungo
  - Il mittente può svelare la perdita di un pacchetto da riscontri duplicati (**tre ACK**)
  - Il mittente prende coscienza che il segmento successivo a quello riscontrato è andato perso
  - Esegue una ritrasmissione veloce

Controllo di flusso

- Servizio per evitare che il sender saturi il buffer di ricezione
- Mantenimento nel sender di una variabile detta **finestra di ricezione**
- La finestra di ricezione è dinamica

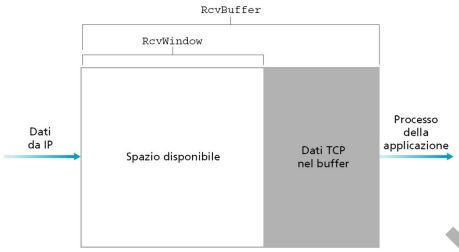


Reti di elaboratori

Meccanismo del controllo del flusso

1. Il receiver comunica al sender l'ampiezza della finestra di ricezione
2. La finestra di ricezione (RcvWindow) è uguale all'ampiezza del buffer meno la differenza tra l'ultimo byte arrivato e l'ultimo byte passato all'applicazione

LastByteRcvd - LastByteRead ≤ RcvBuffer

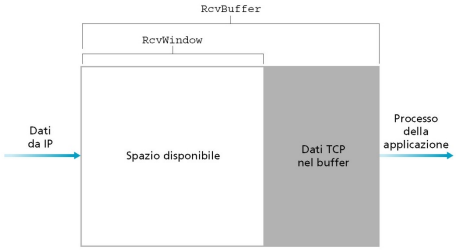


145

Reti di elaboratori

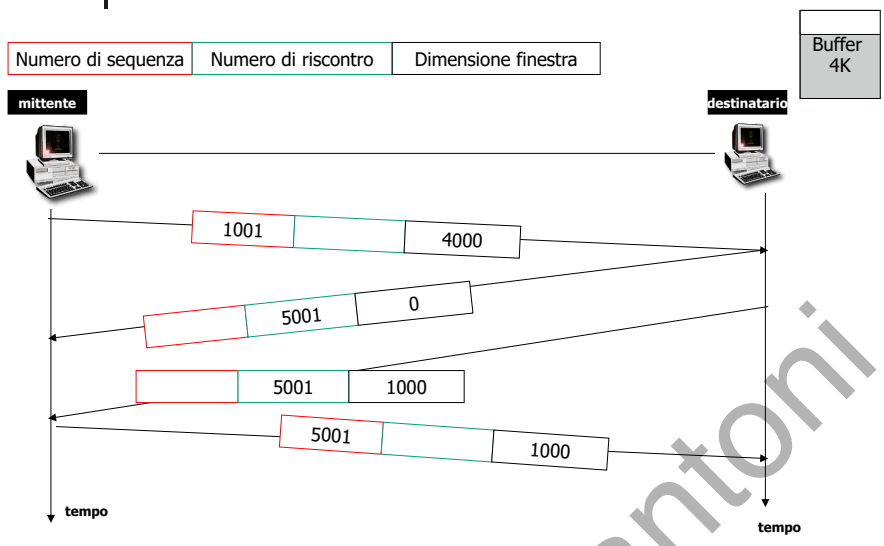
Meccanismo del controllo del flusso

- All'inizio la finestra di ricezione è uguale all'ampiezza del buffer
  RcvWindow = RcvBuffer – [LastByteRcvd – LastByteRead]
- Il mittente dovrà assicurarsi sempre di trasmettere i dati solo quando la differenza tra l'ultimo byte trasmesso e l'ultimo byte riscontrato è minore o uguale alla finestra di ricezione
- Problema quando la finestra è 0 ed il ricevente non deve mandare a dire più niente
  - Specifiche TCP impongono **la trasmissione con 1 byte di dati**



146

Controllo di flusso [simulazione]



147

Dimensione della finestra - lato sender

```
> Frame 65: 66 bytes on wire (528 bits), 66 bytes captured (528 bits) on interface \Device\NPF_{50C0A4FC-92A8-4BC2-A300-06F46D38F065}, id 0
> Ethernet II, Src: AzureWav_43:53:23 (24:0a:64:43:53:23), Dst: Vodafone_2d:eb:20 (14:14:59:2d:eb:20)
> Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.1.13, Dst: 34.107.221.82
v Transmission Control Protocol, Src Port: 2476, Dst Port: 80, Seq: 0, Len: 0
    Source Port: 2476
    Destination Port: 80
    [Stream index: 0]
    [TCP Segment Len: 0]
    Sequence Number: 0    (relative sequence number)
    Sequence Number (raw): 3642849256
    [Next Sequence Number: 1    (relative sequence number)]
    Acknowledgment Number: 0
    Acknowledgment number (raw): 0
    1000 .... = Header Length: 32 bytes (8)
> Flags: 0x002 (SYN)
    Window: 64240
    [Calculated window size: 64240]
    Checksum: 0x57a6 [unverified]
    [Checksum Status: Unverified]
    Urgent Pointer: 0
> Options: (12 bytes), Maximum segment size, No-Operation (NOP), Window scale, No-Operation (NOP), No-Operation (NOP), SACK permitted
v [Timestamps]
      [Time since first frame in this TCP stream: 0.000000000 seconds]
      [Time since previous frame in this TCP stream: 0.000000000 seconds]
```

Dimensione della finestra - lato sender

148

Reti di elaboratori

Dimensione della finestra - lato receiver

```
> Frame 77: 66 bytes on wire (528 bits), 66 bytes captured (528 bits) on interface \Device\NPF_{50C0A4FC-92A8-4BC2-A300-06F46D38F065}, id 0
> Ethernet II, Src: Vodafone_2d:eb:20 (14:14:59:2d:eb:20), Dst: AzureWav_43:53:23 (24:0a:64:43:53:23)
> Internet Protocol Version 4, Src: 34.107.221.82, Dst: 192.168.1.13
v Transmission Control Protocol, Src Port: 80, Dst Port: 2476, Seq: 0, Ack: 1, Len: 0
    Source Port: 80
    Destination Port: 2476
    [Stream index: 0]
    [TCP Segment Len: 0]
    Sequence Number: 0    (relative sequence number)
    Sequence Number (raw): 3615737765
    [Next Sequence Number: 1    (relative sequence number)]
    Acknowledgment Number: 1    (relative ack number)
    Acknowledgment number (raw): 3642849257
    1000 .... = Header Length: 32 bytes (8)
> Flags: 0x012 (SYN, ACK)
    Window: 65535
    [Calculated window size: 65535]
    Checksum: 0xb37a [unverified]
    [Checksum Status: Unverified]
    Urgent Pointer: 0
> Options: (12 bytes), Maximum segment size, No-Operation (NOP), No-Operation (NOP), SACK permitted, No-Operation (NOP), Window scale
v [SEQ/ACK analysis]
      [This is an ACK to the segment in frame: 65]
      [The RTT to ACK the segment was: 0.026848000 seconds]
      [iRTT: 0.026935000 seconds]
v [Timestamps]
      [Time since first frame in this TCP stream: 0.026848000 seconds]
      [Time since previous frame in this TCP stream: 0.026841000 seconds]
```

Dimensione della finestra - lato receiver

149

Reti di elaboratori

Dimensione della finestra - lato sender

```
> Frame 78: 54 bytes on wire (432 bits), 54 bytes captured (432 bits) on interface \Device\NPF_{50C0A4FC-92A8-4BC2-A300-06F46D38F065}, id 0
> Ethernet II, Src: AzureWav_43:53:23 (24:0a:64:43:53:23), Dst: Vodafone_2d:eb:20 (14:14:59:2d:eb:20)
> Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.1.13, Dst: 34.107.221.82
v Transmission Control Protocol, Src Port: 2476, Dst Port: 80, Seq: 1, Ack: 1, Len: 0
    Source Port: 2476
    Destination Port: 80
    [Stream index: 0]
    [TCP Segment Len: 0]
    Sequence Number: 1    (relative sequence number)
    Sequence Number (raw): 3642849257
    [Next Sequence Number: 1    (relative sequence number)]
    Acknowledgment Number: 1    (relative ack number)
    Acknowledgment number (raw): 3615737766
    0101 .... = Header Length: 20 bytes (5)
> Flags: 0x010 (ACK)
    Window: 513
    [Calculated window size: 131328]
    [Window size scaling factor: 256]
    Checksum: 0xf22e [unverified]
    [Checksum Status: Unverified]
    Urgent Pointer: 0
v [SEQ/ACK analysis]
      [This is an ACK to the segment in frame: 77]
      [The RTT to ACK the segment was: 0.000094000 seconds]
      [iRTT: 0.026935000 seconds]
v [Timestamps]
      [Time since first frame in this TCP stream: 0.026942000 seconds]
      [Time since previous frame in this TCP stream: 0.000094000 seconds]
```

windows size scaling factor

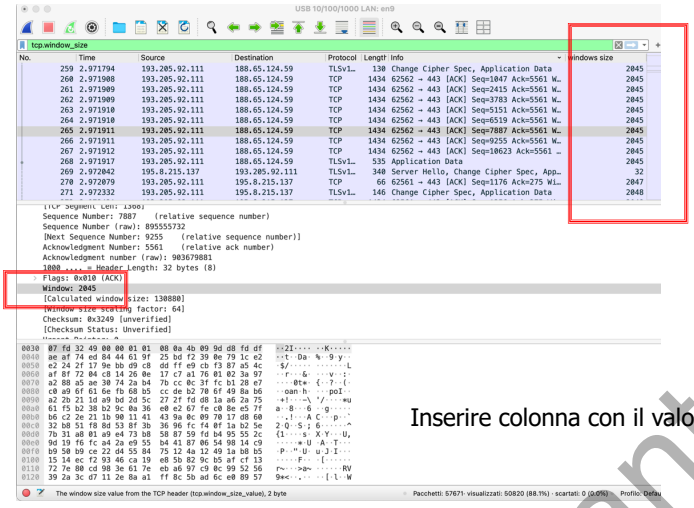
513*256=131328

Dimensione della finestra - lato sender - ricalcolata

150

Filtro Wireshark - tcp.window_size

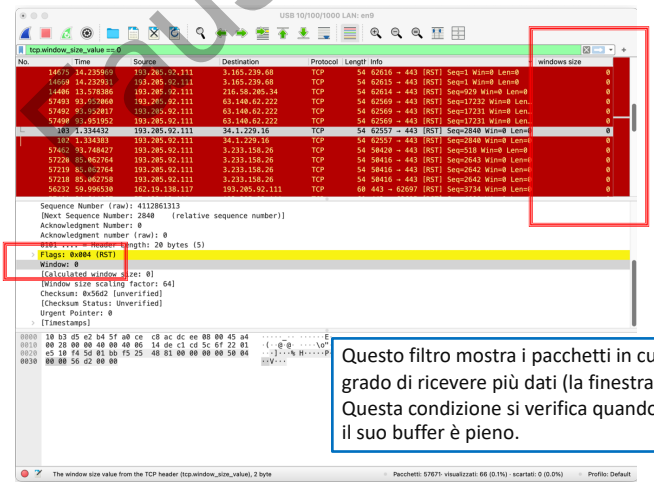
tcp.window_size



Inserire colonna con il valore window_size

151

tcp.window_size == 0



Questo filtro mostra i pacchetti in cui il destinatario non è in grado di ricevere più dati (la finestra di ricezione è a zero). Questa condizione si verifica quando il ricevitore segnala che il suo buffer è pieno.

152

Filtri Wireshark

Finestra di ricezione TCP maggiore di un valore specifico:
Per vedere i pacchetti con una finestra di ricezione più grande di un determinato valore:

```
tcp.window_size_value > 10000
```

Cambiamenti nella finestra di ricezione:
Se vuoi vedere pacchetti in cui ci sono cambiamenti nella finestra di ricezione (ad esempio, la finestra si sta riducendo o aumentando):

```
tcp.analysis.window_update
```

Finestra ridotta (Shrinking Window):
Filtra pacchetti dove la finestra di ricezione si è ridotta rispetto al valore precedente, il che potrebbe indicare congestione o un'ACK che tarda ad arrivare.

```
tcp.analysis.window_full
```

Analisi della finestra a zero
Se vuoi analizzare i pacchetti in cui il ricevitore ha dichiarato di non poter ricevere più dati (fenomeno chiamato "finestra zero"), usa:

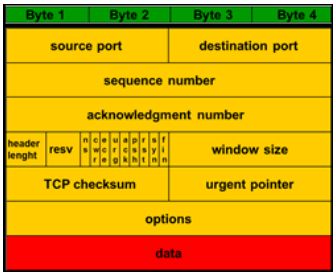
```
tcp.window_size_value == 0
```


Extensions for high speed

Extensions for high speed (window scale opt.)

Il window scaling venne introdotto nell' RFC 1072 e poi ridefinito nel RFC 1323.

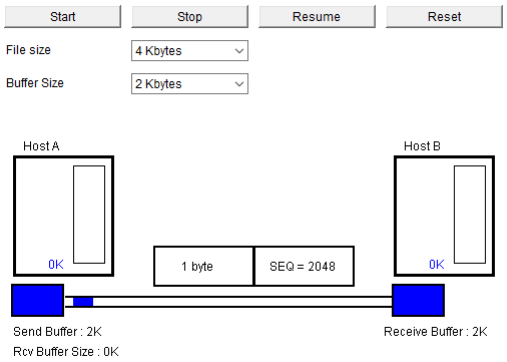
La logica che pilota il window scaling consiste nell' ampliare il window size da 16 a 32 bits.



https://tools.ietf.org/html/rfc1323

Reti di elaboratori

Flowcontrol simulation



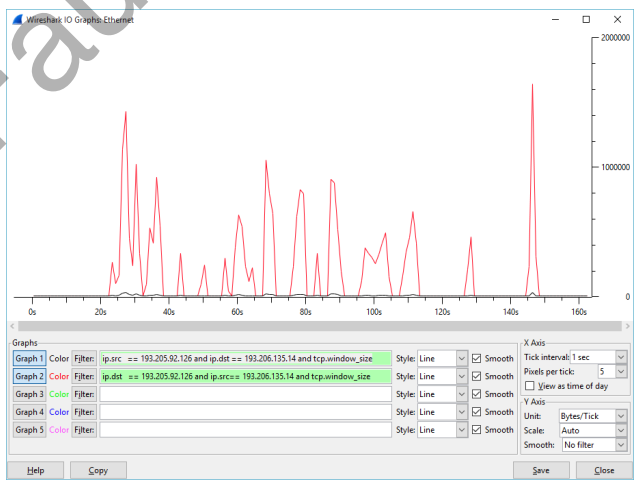
http://computerscience.unicam.it/marcantoni/reti/applet/FlowControl/flow.html

https://www2.tkn.tu-berlin.de/teaching/rn/animations/flow/

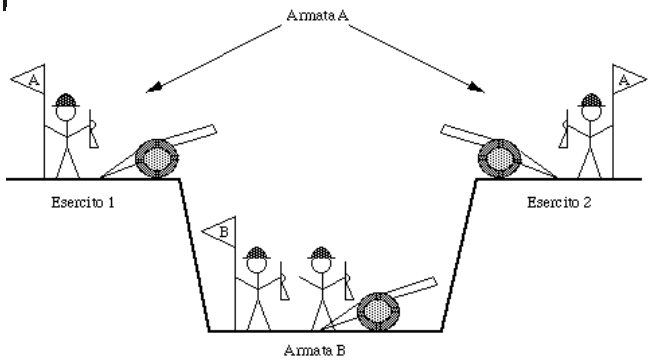
Reti di elaboratori

Wireshark – windows size graph

ip.dst == 193.205.92.126 and ip.src == 193.206.135.13 and tcp.window_size



Il problema dei due eserciti



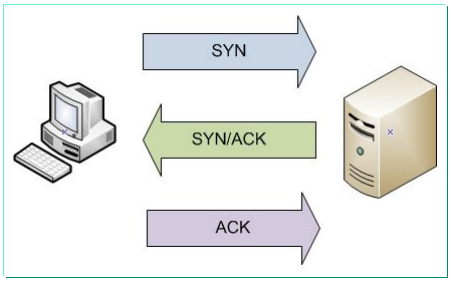
Problema dei due eserciti:
Vi sono due armate di uno stesso esercito e nel mezzo vi è un'armata nemica. Le due armate insieme riuscirebbero a sconfiggere l'esercito nemico ma singolarmente perderebbero; dovrebbero quindi mettersi d'accordo sul momento dell'attacco. Per comunicare con l'altra armata, il messaggero deve per forza passare dall'esercito nemico, e viene così catturato. In pratica un armata non è mai sicura che il messaggio di richiesta arrivi. Ma cosa succede se è il messaggero di conferma che viene catturato? Nasce quindi lo stesso problema.

157

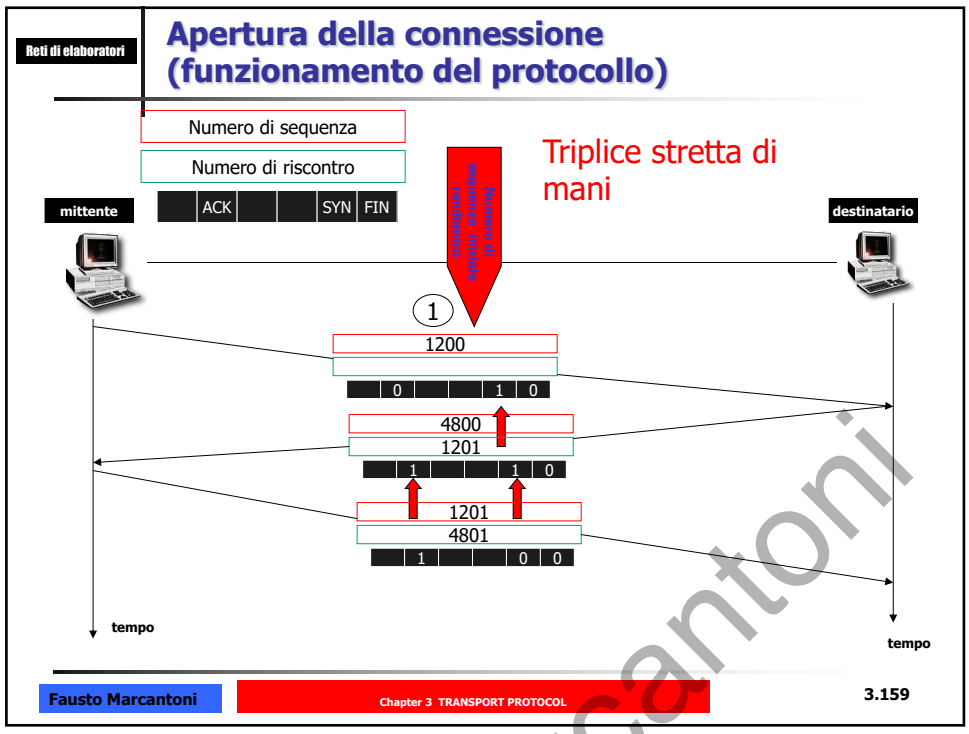
three way handshake

La creazione della connessione:

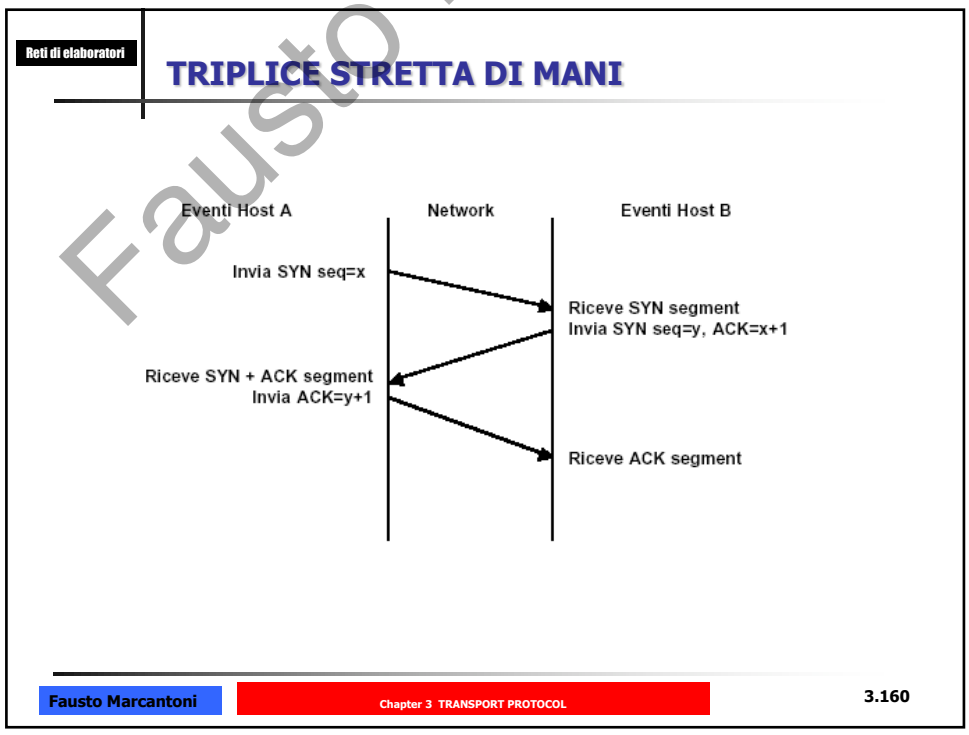
il three way handshake



158



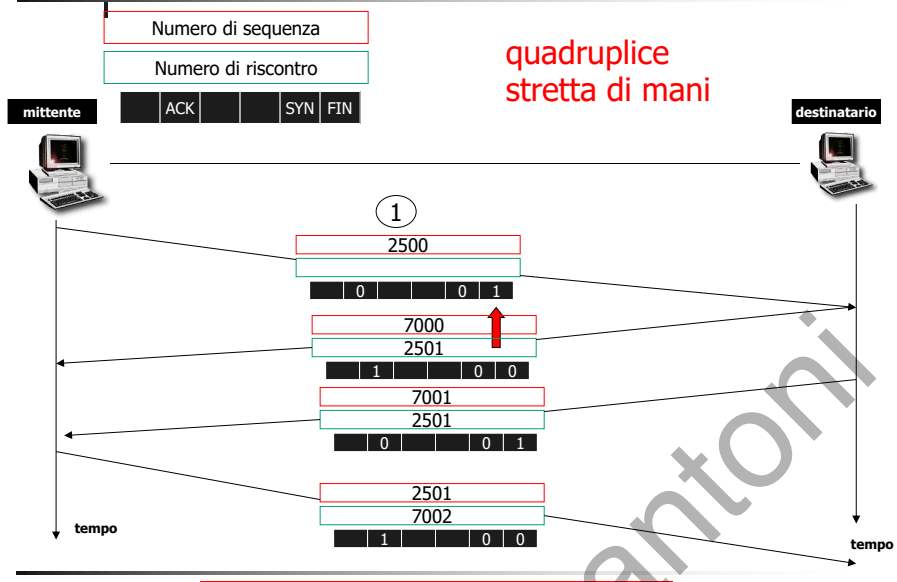
159



160

Reti di elaboratori

Chiusura della connessione

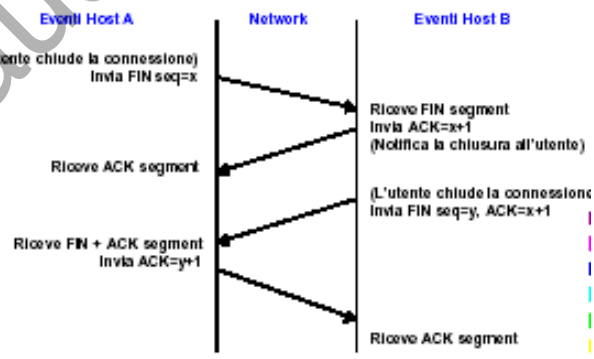


Fausto Marcantoni | Chapter 3 TRANSPORT PROTOCOL | 3.161

161

Reti di elaboratori

Quadruplice stretta di mani



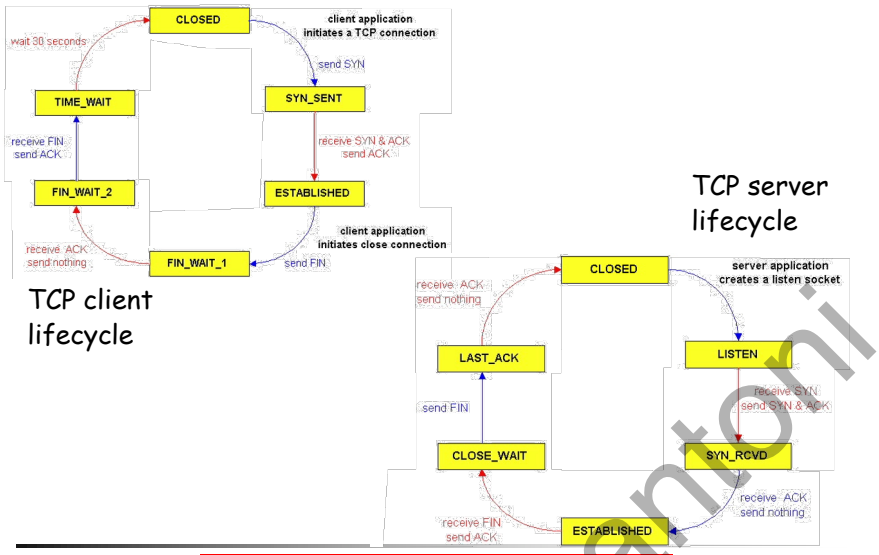
3-way handshake modificato:

l'host B può ancora voler trasmettere dei dati, anche se l'host A ha chiuso la connessione; quindi la chiusura della connessione (lato host B) *può* avvenire in un secondo tempo

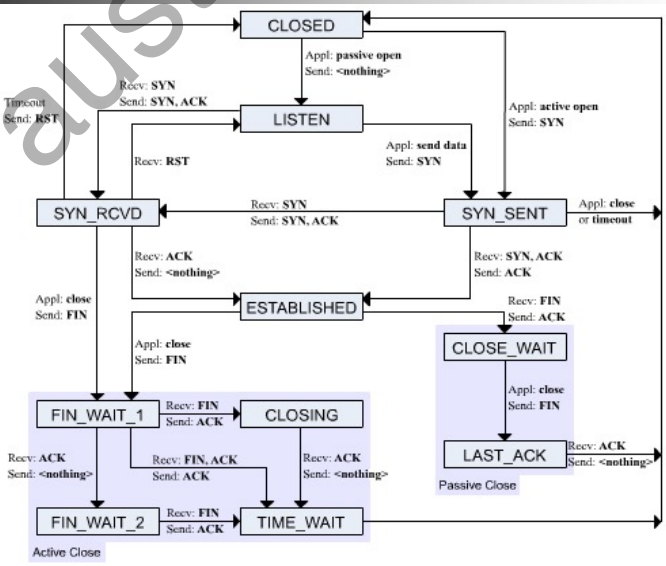
Fausto Marcantoni | Chapter 3 TRANSPORT PROTOCOL | 3.162

162

TCP Connection Management



163



164

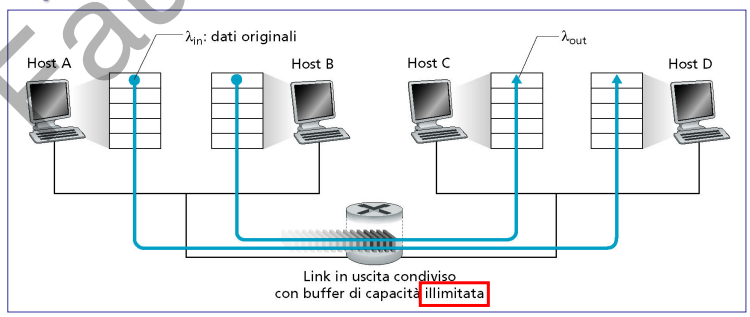
Principi sul controllo di congestione

Congestione:

- troppe sorgenti trasmettono troppi dati, a una velocità talmente elevata che la rete non è in grado di gestirli
- differisce dal controllo di flusso!
- manifestazioni:
  - ✓ pacchetti smarriti (overflow nei buffer dei router)
  - ✓ lunghi ritardi (accodamento nei buffer dei router)
- tra i dieci problemi più importanti del networking!

Principi del controllo di congestione

1° Scenario: due connessioni si dividono un singolo hop con buffer infinito



λ = frequenza media byte/s

λ_{in} → velocità media con cui l'applicazione sta passando i dati alla connessione

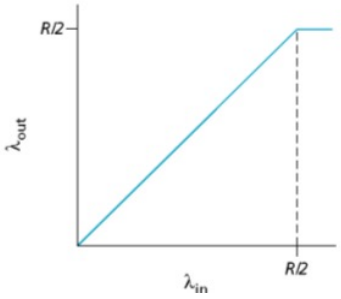
λ_{out} → duale

R → capacità del link

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

1° scenario : **throughput della connessione**



La banda di trasmissione viene condivisa tra A e B.

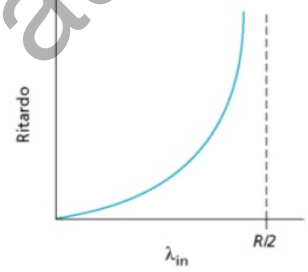
R/2 è il limite di banda tra i due Host

167

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

1° scenario : **ritardo**



Avvicinandosi a R/2 il ritardo medio aumenta sempre di più e il numero di pacchetti in coda diventa illimitato

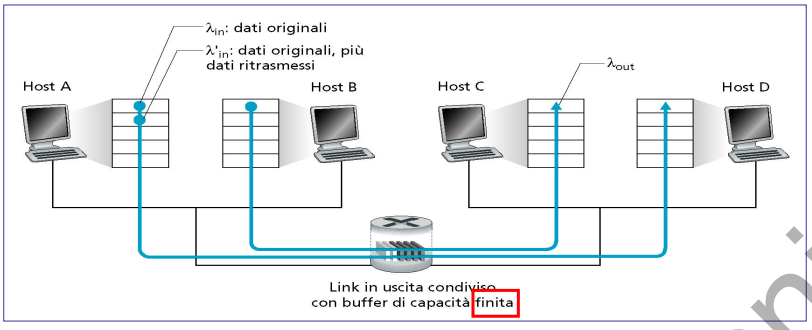
- Ci si devono aspettare grandi ritardi di coda quando la velocità di arrivo dei pacchetti è prossima alla capacità del link

168

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

2° Scenario: due host con ritrasmissioni e un router con buffer finito



λ_{in} → velocità media con cui l'applicazione sta passando i dati alla connessione

λ'_{in} → velocità media con cui l'applicazione sta passando i dati alla connessione **+ ritrasmissioni**

Reti di elaboratori

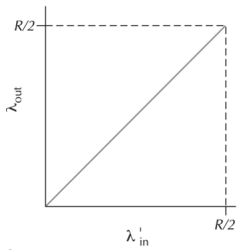
Principi del controllo di congestione

2° scenario : **prestazioni**

Le prestazioni che si riscontrano in questo scenario dipenderanno ora fortemente da come si effettua la ritrasmissione. Innanzitutto, consideriamo il caso **poco probabile** in cui l'Host A sia in grado di determinare se **il buffer nel router abbia spazio a disposizione** e trasmetta pertanto un pacchetto solo quando il buffer è libero.
In questo caso non si verificherebbe smarrimento

$$\lambda_{in} = \lambda'_{in}$$

e il throughput della connessione sarebbe



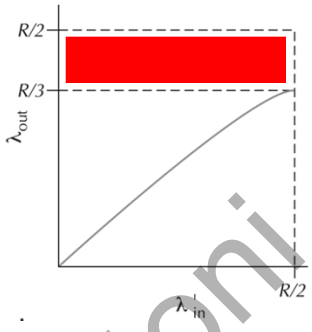
Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

2° scenario : prestazioni

dati ritrasmessi

Consideriamo ora il caso, un po' più realistico, in cui il **mittente ritrasmette solo quando è certo che un pacchetto sia andato perduto**.
L'host mittente potrebbe impostare il proprio **timeout con un valore sufficientemente grande** da essere praticamente certo che il pacchetto di cui non si è ancora ricevuto acknowledgement sia stato perduto.



171

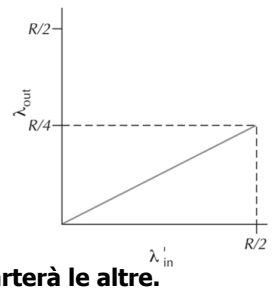
Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

2° scenario : prestazioni

Il mittente possa andare **in timeout prematuramente** e ritrasmettere un pacchetto che abbia subìto ritardi in coda, **ma non sia stato perduto**.

In questo caso, sia il pacchetto originale sia quello ritrasmesso possono raggiungere il destinatario.



Al destinatario è sufficiente una copia di tale pacchetto e **scarterà le altre.**

In questo caso, il lavoro effettuato dal router per instradare la copia ritrasmessa del pacchetto è sprecato **(duplica le spedizioni)**, dato che il destinatario avrà già ricevuto la copia originale.

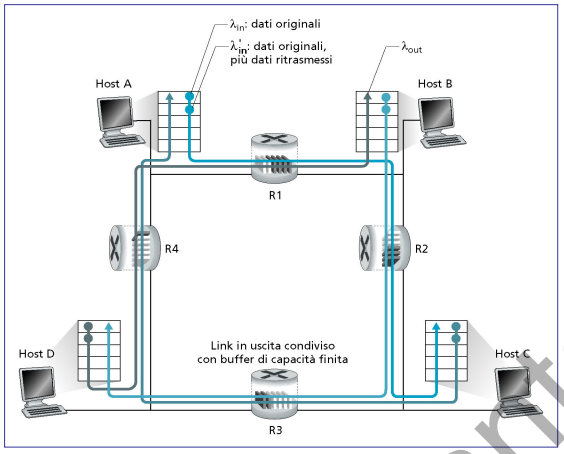
ritrasmissioni non necessarie da parte del mittente come risposta a lunghi ritardi possono costringere un router a utilizzare la larghezza di banda del collegamento per instradare copie non necessarie di un pacchetto

172

Reti di elaboratori

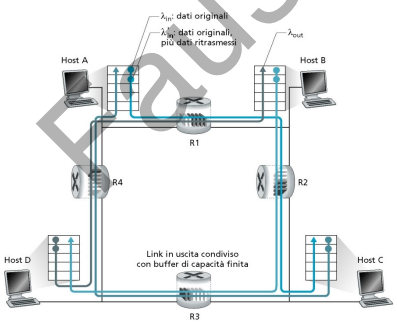
Principi del controllo di congestione

3° scenario : quattro sender e quattro router con buffer finito e percorsi a salti multipli



Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione



Consideriamo la connessione A_C

Divide il router R1 con D-B

Divide il router R2 con B-D

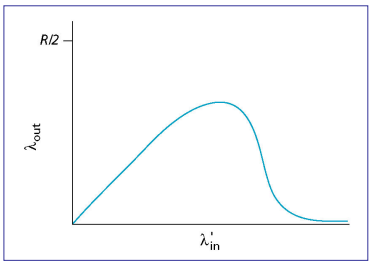
3° scenario: **prestazioni**

- Per valori piccoli di λ_{in} il sovraccarico del buffer è raro ed il throughput è circa uguale al carico offerto
- Per valori di λ_{in} considerevoli :
  - Un grande carico sulla tratta B-D fa diminuire la quantità di traffico di A-C che attraversa R2

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

3° scenario: prestazioni



- Per valori piccoli di λ_{in} il sovraccarico del buffer è raro ed il throughput è circa uguale al carico offerto
- Per valori di λ_{in} considerevoli :
  - Quando questo traffico si avvicina all'infinito può far sì che il traffico A-C su R2 vada a zero

Consideriamo la connessione A_C

Divide il router R1 con D-B

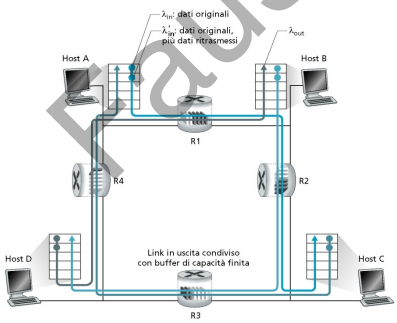
Divide il router R2 con B-D

175

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

3° scenario: prestazioni



- ogni qualvolta un pacchetto viene scartato sul router del secondo hop, il lavoro effettuato dal router del primo hop nell'instradamento del pacchetto verso il secondo router finisce per essere "**sprecato**".
- La capacità trasmissiva utilizzata dal primo router per instradare il pacchetto al secondo potrebbe essere utilizzata in modo più proficuo trasmettendo un altro pacchetto

Consideriamo la connessione A_C

Divide il router R1 con D-B

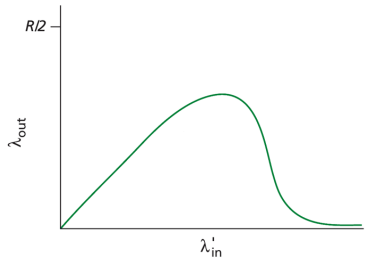
Divide il router R2 con B-D

176

Reti di elaboratori

Principi del controllo di congestione

3° scenario : **costi della congestione**



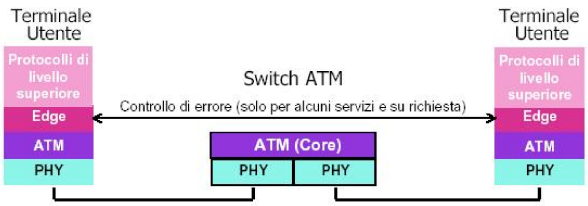
Quando un pacchetto è perso lungo il percorso, la capacità di trasmissione che è stata usata in ciascuno dei router a monte per inoltrare quel pacchetto al punto in cui si è perso è andata sprecata

177

Reti di elaboratori

Approcci al controllo di congestione

- Controllo della congestione assistito dalla rete (Available Bit Rate di ATM)
  - I componenti a livello di rete (ossia i router) forniscono un feedback esplicito al mittente sullo stato di congestione della rete. Questo avviso può essere semplicemente un bit che indica traffico su un collegamento.



Pacchetto di segnalazione di intasamento inviato da un router sulla rete

chokepacket

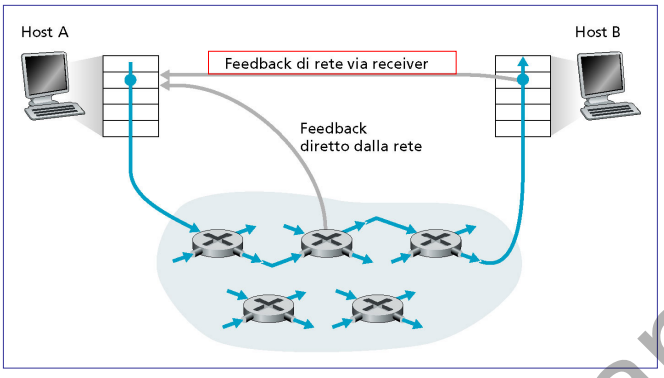
pacchetto di strozzatura

178

Reti di elaboratori

Approcci al controllo di congestione

- Controllo della congestione end-end
  - Lo strato di rete non fornisce alcun supporto esplicito (TCP)
  - I timeout e la perdita di pacchetti indicano una congestione della rete
  - TCP ridimensiona la propria finestra



179

Reti di elaboratori

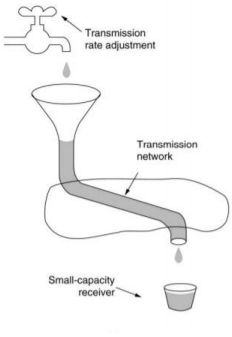
Controllo di congestione del TCP

tre domande

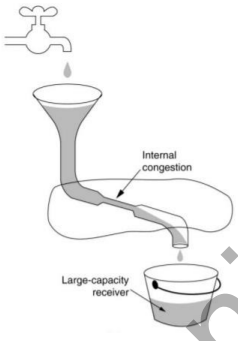
1. come può il **mittente** TCP **limitare la velocità di invio** del traffico sulla propria connessione?
2. come percepisce il **mittente** la **congestione sul percorso** che porta alla destinazione?
3. quale algoritmo dovrebbe essere usato dal **mittente** per **variare la velocità di invio** in funzione della congestione end-to-end?

180

Congestione TCP



una rete **veloce** che alimenta
un ricevitore a **bassa capacità**



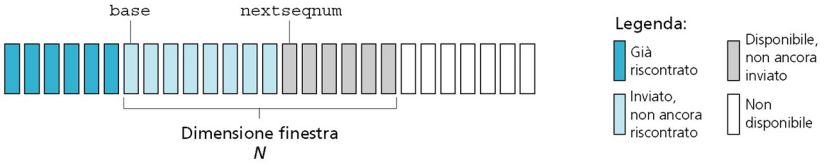
una rete **lenta** che alimenta
un ricevitore ad **alta capacità**

181

Controllo di congestione del TCP

In che modo un sender in TCP limita il ritmo di trasmissione?

- Tenendo traccia di un'altra variabile → **finestra di congestione**
- La quantità di dati non riscontrati che un host può avere all'interno di una connessione non deve superare
- **il minimo tra la finestra di congestione e la finestra di ricezione**
  - **LastByteSent – LastByteAcked ≤ min (CongWin, RcvWindow)**

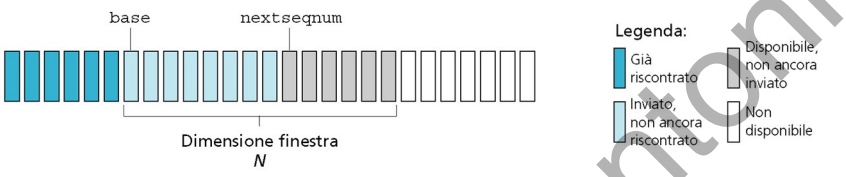


182

Reti di elaboratori

Controllo di congestione del TCP

- Il vincolo limita la quantità di dati non riscontrati al mittente e quindi il ritmo della trasmissione
- In effetti (supponendo il buffer di ricezione infinito) ad ogni RTT il mittente riceve i riscontri per i dati e quindi lavora ad un ritmo pari a CongWin/RTT byte/sec



183

Reti di elaboratori

Controllo di congestione del TCP

In che modo un sender percepisce la congestione ?

- "evento di perdita" = timeout o ACK Duplicati (3ACK)
- Quando c'è congestione eccessiva uno o più buffer dei router durante il percorso traboccano → **perdita datagramma**

- TCP utilizza i riscontri per scatenare (temporizzare) gli incrementi della finestra di congestione
- TCP è auto-temporizzante (self-clocking)

184

Reti di elaboratori

Controllo di congestione del TCP

Quale algoritmo usare per cambiare il ritmo di invio in funzione della congestione percepita ?

ALGORITMI DI CONTROLLO DELLA CONGESTIONE

1. Congestion Avoidance (**AIMD** additive-increase/multiplicative-decrease)

   Incremento additivo, decremento moltiplicativo
   Per ogni calcolo di RTT, la finestra di congestione aumenta di 1.

2. Partenza lenta (**SLOW START**)

   Incremento moltiplicativo
   Per ogni ACK ricevuto, la finestra di congestione raddoppia fino ad arrivare alla soglia.

3. Fast recovery (**SLOW START**)

   facoltativa

Reti di elaboratori

Slow Start e Congestion Avoidance

Due variabili importanti:

Congwin = la finestra di congestione corrente;

Threshold = limite tra incremento moltiplicativo e incremento additivo.

- "La finestra di congestione (cwnd) è un limite lato mittente sulla quantità di dati che il mittente può trasmettere alla rete prima di ricevere un riscontro (ACK)»
- è un parametro all'interno dello stack di rete TCP - il suo valore non viene trasmesso in pacchetti di rete, quindi non lo vedrai come un campo nella dissezione di un pacchetto TCP.

Reti di elaboratori

Slow Start e Congestion Avoidance

- Due variabili importanti:
  - `Congwin` = la finestra di congestione corrente;
  - `Threshold` = limite tra incremento moltiplicativo e incremento additivo.
- al di **sotto** della threshold si adotta la **slow start**
- al di **sopra** della threshold si adotta la **congestion avoidance**

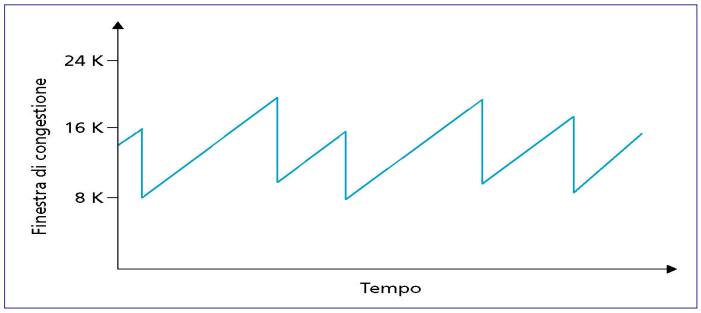
- **slow start**, `Congwin` cresce **geometricamente**;
- **congestion avoidance** `Congwin` cresce **additivamente**.

- N.B: `Congwin` e `Threshold` varieranno nel corso del tempo di vita di una connessione TCP!

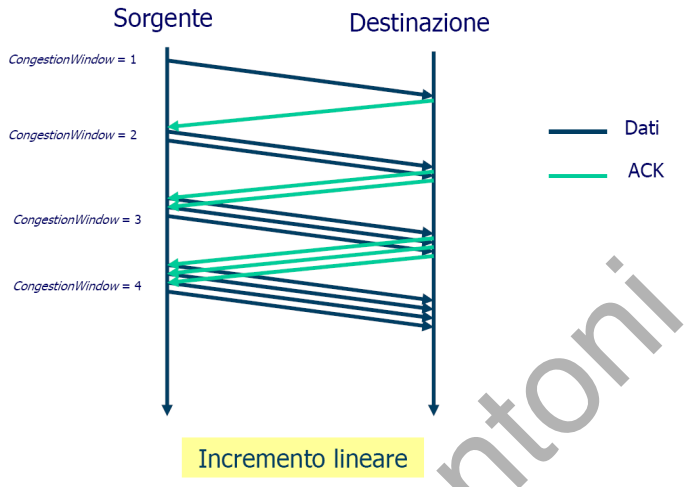
Reti di elaboratori

Incremento additivo, decremento moltiplicativo (AIMD)

1. TCP **dimezza il valore** attuale della finestra di congestione dopo un riscontro di perdita
2. La finestra non può scendere sotto a un MSS
3. "Riaumento" lento del ritmo di un MSS per ogni tempo di round-trip fino a quando non si verificano ulteriori perdite (PREVENZIONE DELLA CONGESTIONE)



Incremento additivo, decremento moltiplicativo (AIMD)



189

Incremento additivo, decremento moltiplicativo (AIMD)

Se il traffico di rete fosse uniforme, l'algoritmo dovrebbe convergere ad un valore che mantiene il traffico pressoché costante, eventualmente al limite della congestione

L'approccio del decremento moltiplicativo stabilisce che:

il mittente dimezza la dimensione della finestra di perdita fino ad un minimo di un MSS

evento di perdita:

```
CongWin = CongWin / 2;
if (CongWin < MSS)
        CongWin = MSS;
```


190

Incremento additivo, decremento moltiplicativo (AIMD)

Quando un mittente non rileva eventi di perdita, allora può immaginare che esista della banda disponibile che potrebbe essere sfruttata

Per questo **aumenta il valore della finestra di congestione**

La rilevazione di una assenza di eventi di perdita viene effettuata alla ricezione di un ACK

Se ricevo gli ACK significa che tutto OK

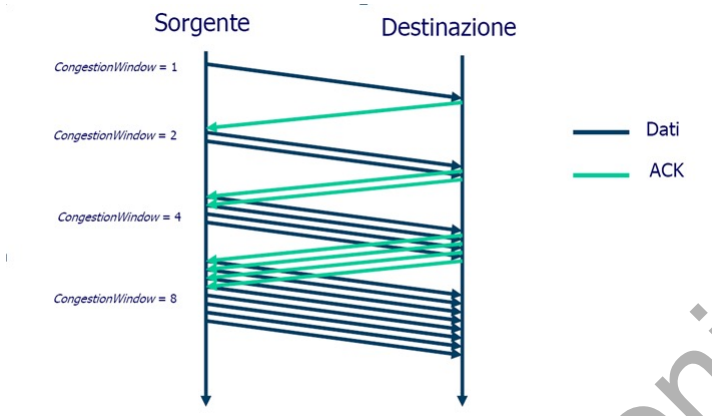
L'aumento della finestra di congestione è pari ad un MSS
in realtà l'algoritmo è un poco più complesso

ricezione di un ACK: // ovviamente non duplicato!
CongWin = MSS•(MSS/CongWin);

Partenza lenta

- **Quando si inizia una connessione TCP, il valore della finestra di congestione è posto, prudenzialmente, a 1 MSS**
  - Se la rete è libera, il normale incremento lineare renderebbe lenta la connessione iniziale, con un ritmo che piano piano (linearmente) cresce fino a raggiungere il massimo prima di congestionare la rete
- Invece, nella fase iniziale,
  ogni incremento è un raddoppio (incremento esponenziale)
  - la fase iniziale termina quando si rileva il primo evento di perdita
- Questa fase iniziale, caratterizzata dal raddoppio del valore ad ogni incremento della finestra di congestione, è detta **partenza lenta** (slow start – SS)

Partenza lenta



CongestionWindow = CongestionWindow * 2
All'arrivo di ogni ACK

193

Reazioni ad eventi di timeout

- Dopo un timeout si entra in una fase di partenza lenta
  - Finestra di congestione ad 1 MSS
  - Aumento esponenziale
- Viene fissata una variabile chiamata soglia (threshold) che determina la dimensione della finestra alla quale deve terminare la partenza lenta ed iniziare la prevenzione della congestione
- Questa variabile è posta inizialmente ad un valore grande in modo che non abbia alcun effetto iniziale
- Ad ogni perdita il valore di soglia è posto uguale alla metà del valore dell'attuale finestra di congestione

194

Reti di elaboratori

FUNZIONAMENTO DI SINTESI DELL'ALGORITMO

Finestra di congestione **sotto la soglia** → **partenza lenta ed incremento esponenziale**

Finestra di congestione **sopra la soglia** → **prevenzione congestione ed aumento lineare**

Evento di perdita riscontrato con **ACK consecutivi** → **dimezzata la finestra di congestione ed il valore di soglia**

Evento di perdita di tipo **timeout** → **finestra di congestione pari a 1 MSS e valore di soglia pari a metà finestra di congestione**

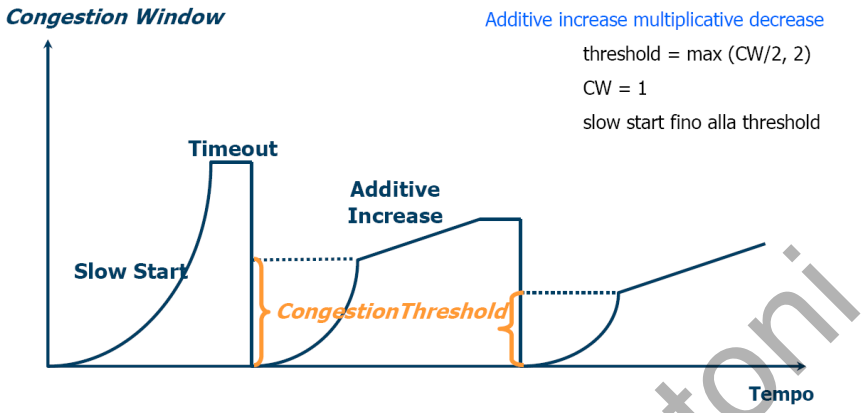
Reti di elaboratori

FUNZIONAMENTO DI SINTESI DELL'ALGORITMO (TCP TAHOE & TCP RENO)

- PERCHE' COMPORTAMENTI DIVERSI PER LO STESSO FENOMENO DI PERDITA ?
- TCP TAHOE
  - taglia incondizionatamente la finestra di congestione ad 1 MSS ed entra nella fase di partenza lenta sempre
- TCP RENO
  - elimina la fase di partenza lenta ed effettua un ripristino rapido (fast recovery)

Reti di elaboratori

Congestion control - timeout



Additive increase multiplicative decrease

threshold = max (CW/2, 2)

CW = 1

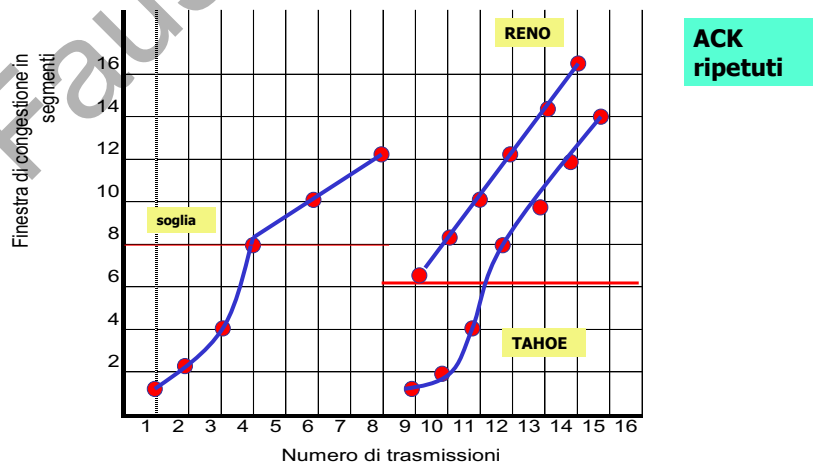
slow start fino alla threshold

CongestionThreshold = Max(*CongestionWindow*/2,2)

197

Reti di elaboratori

Evoluzione della finestra di congestione



198

Ricapitolando…

- Finestra di congestione sotto la soglia:
  - Slow start
  - Crescita esponenziale della finestra
- Finestra di congestione sopra la soglia:
  - Prevenzione della congestione
  - Crescita lineare della finestra
- Evento di perdita dedotto da ACK duplicato 3 volte:
  - Soglia posta alla metà del valore attuale della finestra
  - TCP Reno:
    - Finestra posta pari alla soglia
  - TCP Tahoe:
    - Finestra posta pari ad un segmento (MSS -- Maximum Segment Size)
- Evento di perdita dedotto da timeout:
  - Soglia posta alla metà del valore attuale della finestra
  - Finestra posta pari ad un segmento (MSS -- Maximum Segment Size)

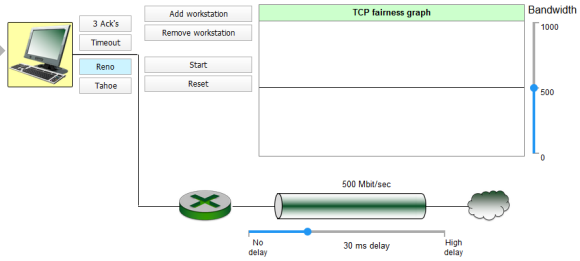
199

TCP Congestion Control

TCP Congestion Control

TCP congestion control is described in Chapter 3 of the text. In this interactive animation, you can view how TCP behaves when multiple clients are sending data over the same link. You may add stations either before or during the simulation. (The default is one station.) When the maximum amount of bandwidth is consumed, all of the sending clients reduce their transmissions rates, depending on the recovery method (Reno or Tahoe).

The green background in the graph shows the total amount of consumed bandwidth. The "3 ack's" button and the "timeout" button trigger the corresponding event for that particular workstation. The "Reno" and "Tahoe" buttons set the recovery method for that particular workstation. The sliders can be used to adjust the speed and the maximum bandwidth.



https://media.pearsoncmg.com/curriculum/intl/it/lab/9788891902559_KUROSE_ROSS/studente/interactive%20animations/tcp-congestion/index.html

200

Attuali implementazioni

Due algoritmi per evitare la congestione sono ampiamente utilizzati nei sistemi operativi comuni:

- CUBIC (Linux)
- CTCP (Microsoft Windows)

L'obiettivo di questi algoritmi è mantenere un throughput il più vicino possibile alla larghezza di banda disponibile.

https://companyprideplatform.org/it/tcp-congestion-control-italiano/

Algoritmi storici
TCP tahoe
Reno
Nuovo Reno
Vegas
Westwood (+)
TCP SACK

Attuali implementazioni

BIC
CUBIC
TCP composto

Osservazioni

Entrambi i sistemi operativi utilizzano CUBIC di default.

Windows 10 Client / Server
Nella versione di windows 10 "Client" non e 'possibile cambiare l'algoritmo assegnato in quanto la variabile di ambiente è settata su "read only".
Nella versione server è possibile modificare il profilo utilizzato .

Da Powershell : ***Get-NetTcpSetting*** (il Profilo di Default usato è quello INTERNET che utilizza appunto cubic.)

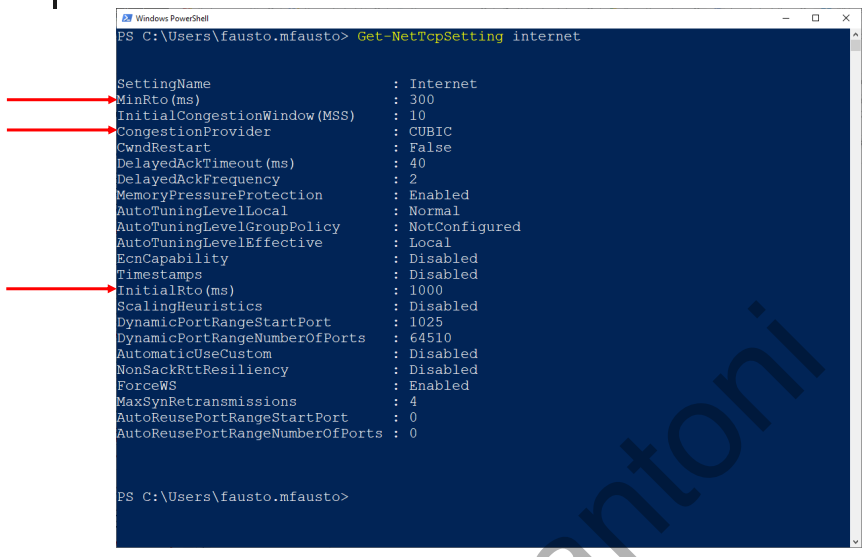
LINUX
In linux è possibile visualizzare l´algoritmo in uso con il comando

```
cat /proc/sys/net/ipv4/tcp_congestion_control
```

mentre è possibile modificarlo usando il comando come amministratore es:

```
sysctl net.ipv4.tcp_congestion_control=reno
```

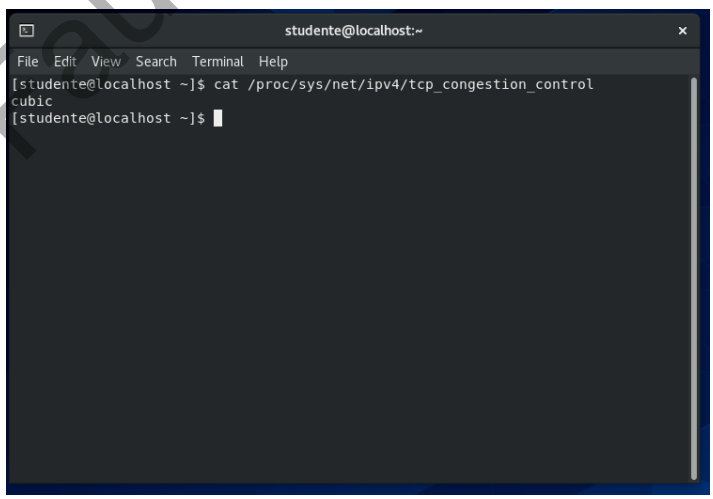
Get-NetTcpSetting internet



203

tcp_congestion_control

cat /proc/sys/net/ipv4/tcp_congestion_control



204

CUBIC è un derivato meno aggressivo e più sistematico di BIC TCP

la dimensione della finestra è una funzione cubica del tempo dall'ultimo evento di congestione, con il punto di flesso impostato sulla dimensione della finestra prima dell'evento.

E' una funzione cubica, ci sono due componenti per la crescita della finestra.

1. La prima è una porzione concava in cui le dimensioni della finestra aumentano rapidamente fino a raggiungere le dimensioni prima dell'ultimo evento di congestione.
2. La prossima è la crescita convessa in cui CUBIC cerca una maggiore larghezza di banda, prima lentamente e poi molto rapidamente

205

CUBIC - approfondimenti

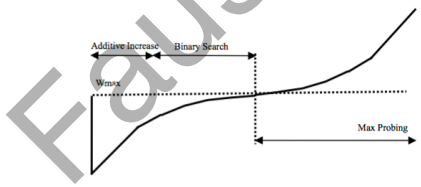


Fig. 1: The Window Growth Function of BIC

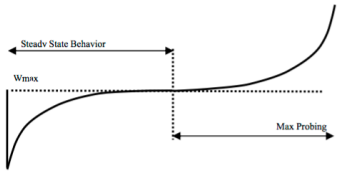


Fig. 2: The Window Growth Function of CUBIC

Cubic functions can have both convex and concave portions, meaning that they can grow more slowly in some portions(concave) and more quickly in others(convex). In addition to that CUBIC also has a TCP friendly region that operates when window is small to ensure that CUBIC is not penalized relative to regular TCP. More specifically, the window size of standard TCP in terms of time elapsed.

https://tools.ietf.org/html/rfc8312

https://en.wikipedia.org/wiki/CUBIC_TCP

https://qastack.it/superuser/355143/on-the-performance-of-tcp-implementations-of-linux-and-windows

206

Esercitazione/Laboratorio

An Analysis of TCP Congestion Control Mechanisms using Wireshark.
https://www.scribd.com/doc/55589000/An-Analysis-of-TCP-Congestion-Control-Mechanisms-using-Wireshark

Wireshark V2 IO Graph - TCP Performance rwin cwnd
https://www.ibm.com/developerworks/community/blogs/f0c70e7a-14af-46c2-91b8-4d90b35f19da/entry/Wireshark_V2_IO_Graph_TCP_Performance_rwin_cwnd?lang=en