



ALMA MATER STUDIORUM  
UNIVERSITÀ DI BOLOGNA

# Prestazioni ed efficienza dei protocolli di strato 2

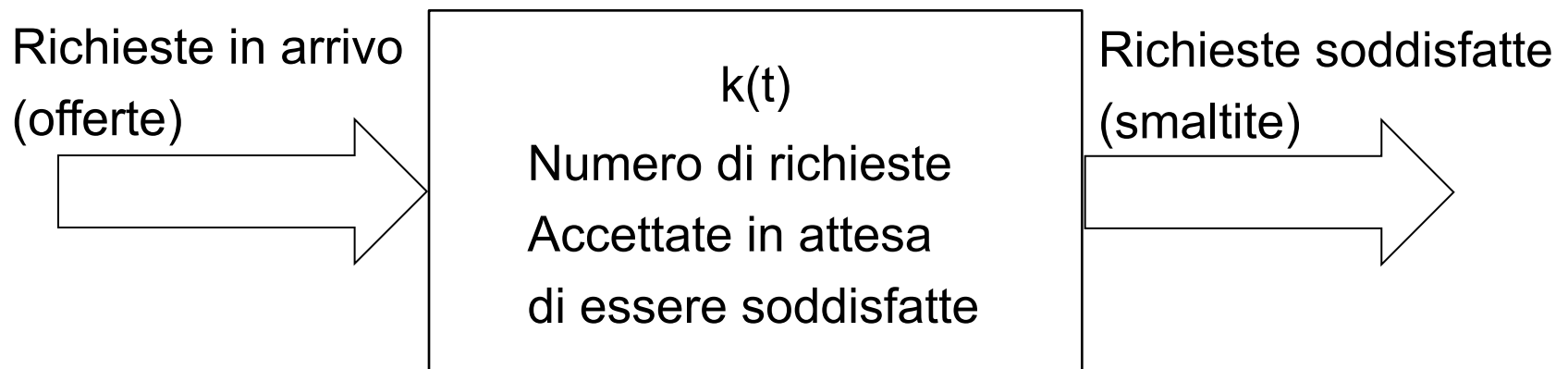
Franco CALLEGATI

Dipartimento di Informatica: Scienza e Ingegneria

A.A. 2021-2022

# Di cosa parliamo?

- Un *sistema* deve *smaltire* del *lavoro* che gli viene *offerto* dall'esterno
- Esempio nel caso specifico delle reti di tlc
  - Livello N+1 invia PDU al livello N tramite la relativa interfaccia (e un opportuno SAP)
  - Livello N impiega un certo tempo per soddisfare la richiesta

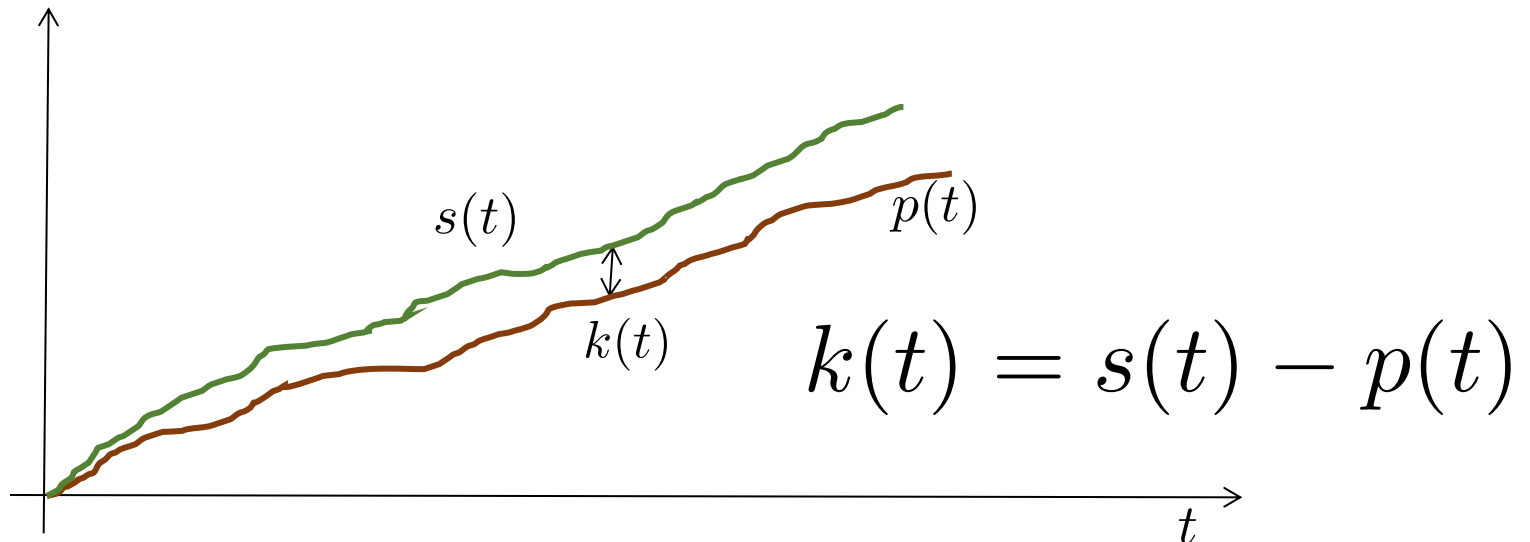


# Arrivi e partenze

$a(t)$  • Numero di richieste di servizio giunte al tempo  $t$

$s(t)$  • Numero di richieste accettate al tempo  $t$

$p(t)$  • Numero di partenze dal sistema al tempo  $t$



# Richieste offerte e smaltite

- Frequenza media delle richieste offerte

$$\lambda = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{a(t)}{t}$$

- Frequenza media delle richieste smaltite

$$\lambda_s = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{p(t)}{t}$$

- Se il sistema in oggetto non produce lavoro ma lo riceve solamente dall'esterno

$$\lambda_s \leq \lambda$$

# Richieste perdute

$$\lambda_s = \lambda \quad \text{Implica} \quad s(t) = a(t)$$

- Tutte le richieste vengono accettate dal sistema e prima o poi soddisfatte

$$\lambda_s < \lambda \quad \text{implica} \quad r(t) = a(t) - s(t)$$

- Dove  $r(t)$  rappresenta le richieste che non vengono accettate e sono *rifiutate o perdute* dal sistema

# Analogamente

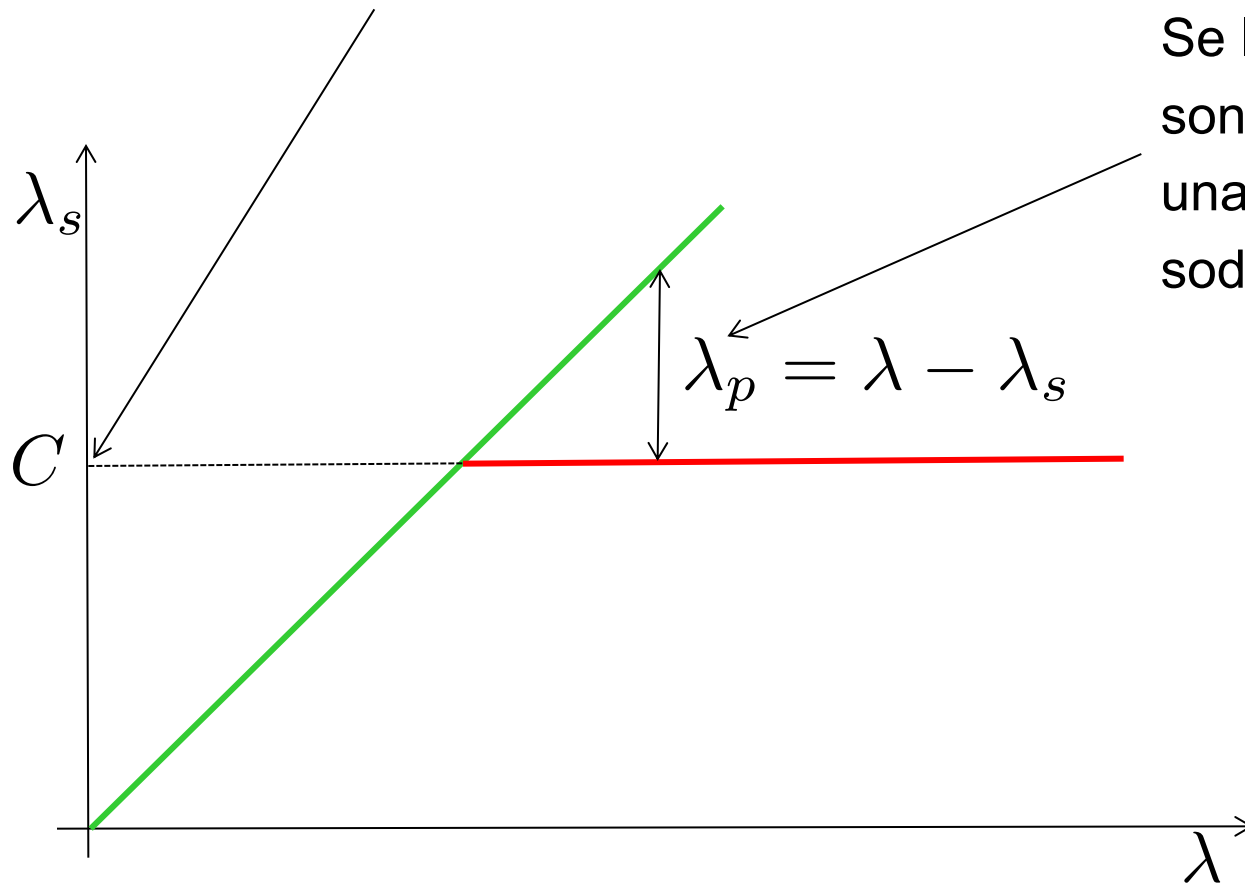
- Posso definire

$$\lambda_p = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{r(t)}{t}$$

$$\lambda = \lambda_s + \lambda_p$$

# In un sistema ideale

Il sistema ha una capacità massima finita  
(dipende dalle condizioni in cui opera)



Se le richieste offerte  
sono eccessive  
una parte non può essere  
soddisfatta

# Capacità massima ed efficienza

- In un protocollo di strato due, qual è la capacità massima?
  - Poiché il protocollo invia i bit sul canale la sua capacità massima teorica è la velocità del canale  $C$
- Ma il protocollo di strato 2 utilizza parte della capacità del canale per suoi scopi
  - PCI necessarie per la segnalazione
  - Tempi morti legati alle sue dinamiche
- La capacità effettivamente disponibile all'utente

$$C_e \leq C$$

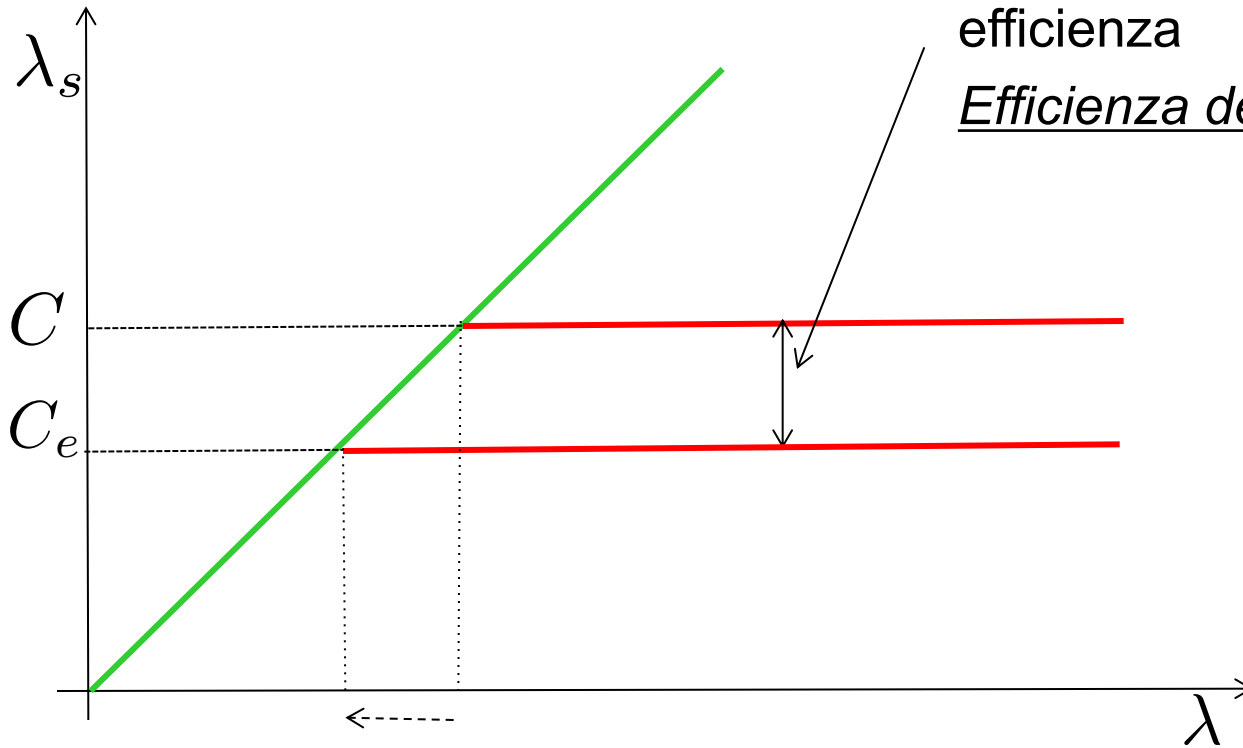


# In un sistema ideale

La riduzione di capacità si interpreta come perdita di efficienza

Efficienza del protocollo

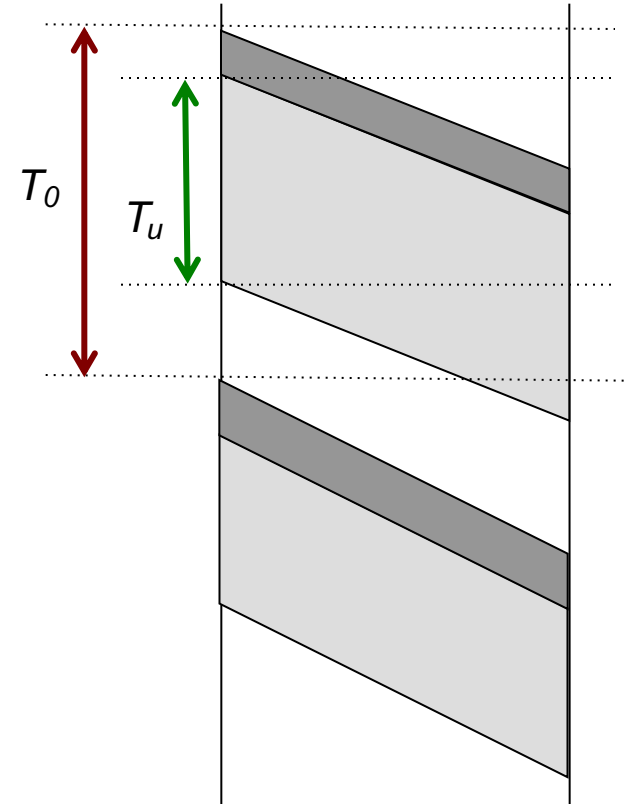
$$\eta = \frac{C_e}{C} \leq 1$$



La riduzione di capacità obbliga il livello superiore a limitare le proprie richieste pena la perdita dei dati

# Valutazione efficienza

- Per valutare l'efficienza di solito si fa riferimento alla PDU
- Si confronta:
  - La quantità di tempo strettamente utilizzato per inviare i soli dati d'utente (SDU)
  - La quantità di tempo utilizzato complessivamente per completare correttamente l'invio della PDU
    - In funzione delle regole del protocollo
- L'efficienza è data dal rapporto fra queste due quantità



$$\eta = \frac{T_u}{T_0}$$



ALMA MATER STUDIORUM  
UNIVERSITÀ DI BOLOGNA

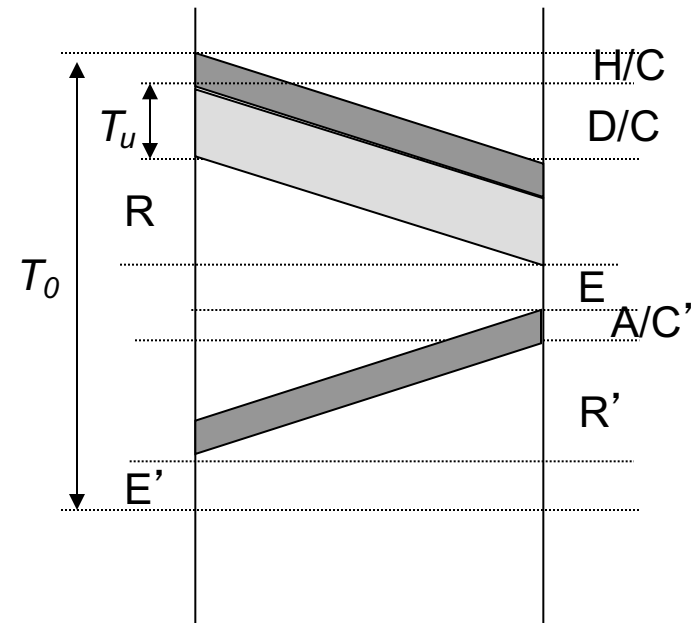
# Prestazioni dei protocolli ARQ

Prof. Franco Callegati

<http://deisnet.deis.unibo.it>

# Prestazioni Stop-and-Wait

- Qual è l'efficienza del protocollo ARQ stop and wait
  - Stop and wait equivale ad un protocollo a finestra scorrevole con finestra unitaria
- D : dimensione campo dati in bit
- H : dimensione dell' header (PCI) in bit,
- $F=D+H$  : lunghezza totale del frame,
- A : lunghezza dell'ACK,
- E, E' : tempi di elaborazione per il controllo del frame in arrivo e per la preparazione del frame in partenza
- R : tempo di propagazione del segnale da un capo all'altro del collegamento,
- $I = E+R$  ;  $I' = E' + R'$
- C, C' : velocità dei canali di trasmissione
- In generale il canale di andata e di ritorno possono essere diversi



# Efficienza

- Tempo intercorso fra l'invio di due frame successivi:

$$T_0 = F/C + I + A/C' + I'$$

- Il tempo strettamente necessario per la trasmissione dei dati di utente è

$$T_d = D/C$$

- **Efficienza:**

$$\eta = T_d / T_0 = D / (C T_0) = D / (D + H + IC + I' C + AC / C')$$

- Per semplicità poniamo  $I = I'$ ,  $C = C'$ , inoltre l'ACK è praticamente composto dalla sola PCI, e quindi  $A \simeq H$

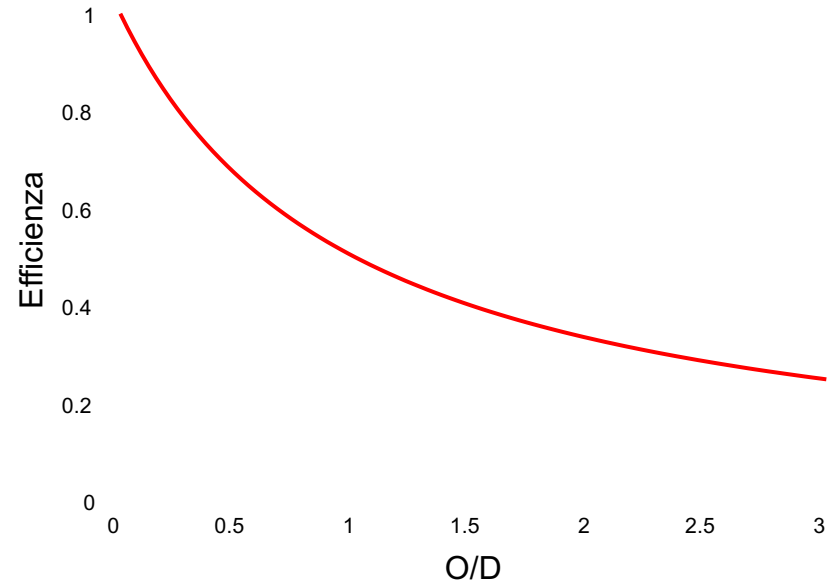
$$\eta = D / (D + H + A + 2IC) = D / (D + 2H + 2IC) = D / (D + O)$$

- **Overhead**

$$O = 2H + 2IC$$

# Overhead

- Rappresenta la quantità di dati aggiuntivi introdotti dal protocollo
  - $O$  è una grandezza in bit
  - L'efficienza diminuisce al crescere di  $O$
- $O$  tiene conto di
  - bit aggiuntivi di controllo (PCI)
  - tempo non utilizzato dalla trasmissione a causa del protocollo ARQ



- L'efficienza **diminuisce**
  - Al **crescere di  $H$** 
    - Molti bit per PCI
  - All' **aumentare di  $C$** 
    - Linea molto veloce
  - All' **aumentare di  $I$** 
    - Grandi distanze

# Caso con errore

- Prima di trasmettere correttamente una trama possono avvenire  $k$  errori

$$k \geq 0$$

- Il tempo necessario a trasmettere la trama, dati  $k$  errori, vale

$$T_k = k T_e + T_o$$

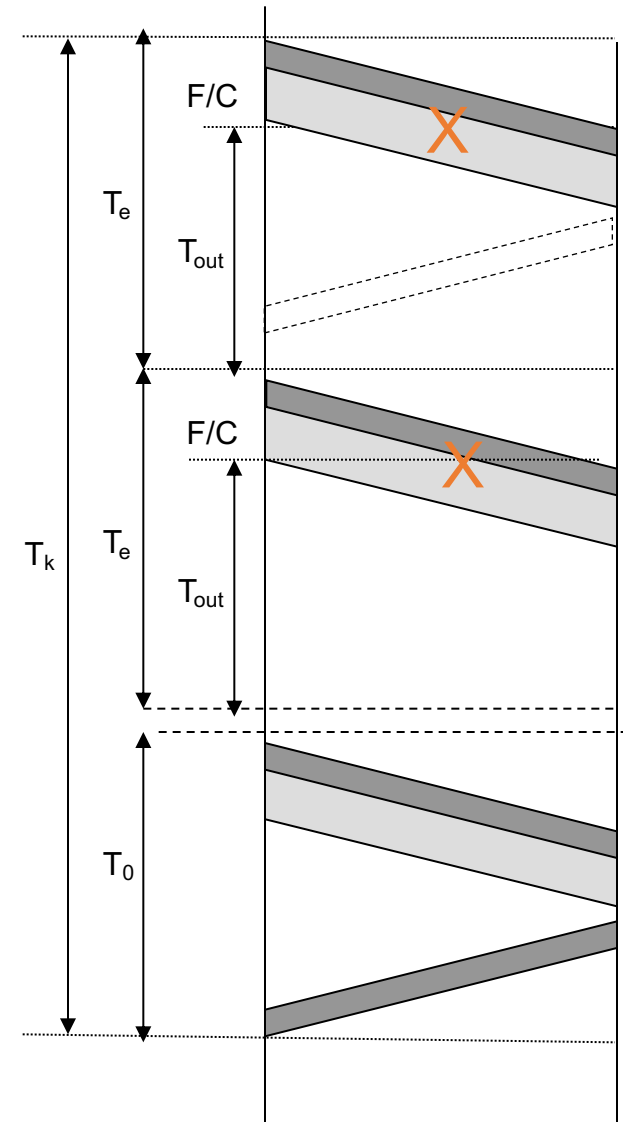
- Dove

$$T_o = (D + O)/C$$

$$T_e = D/C + H/C + T_{out}$$

- Se  $P_k$  è la probabilità di avere  $k$  errori, il tempo medio per trasmettere una trama vale

$$E[T_k] = \sum_{k=0 \dots \infty} T_k P_k = \sum_{k=0 \dots \infty} (k T_e + T_o) P_k$$



# Determinare $P_k$

- Ipotesi

- Errore sulle trame i.i.d. (indipendenti ed identicamente distribuite, ossia di uguale probabilità)  $P_F$  : *prob. di ricevere una trama errata*

$$P_k = \text{prob}\{k \text{ trame errate seguita da 1 corretta}\} = P_F^k (1 - P_F)$$

- Il numero medio di errori consecutivi risulta

$$E[k] = P_F / (1 - P_F)$$



$P_k$ 

- Ipotesi
  - Trame errate i.i.d. (indipendenti e di uguale probabilità)
    - $P_F$  = probabilità di errore per trama
- Una trama per essere ricevuta deve essere trasmessa senza errori
  - $K$  trasmissioni errate consecutive con probabilità  $P_F$ 
    - seguite da
  - 1 trasmissione corretta con probabilità  $(1 - P_F)$

$$P_k = \text{prob}\{k \text{ trame errate seguita da 1 corretta}\} = P_F^k (1 - P_F)$$

- Il numero medio di errori consecutivi risulta

$$E[k] = P_F / (1 - P_F)$$

# Determinare $P_F$

- Ipotesi
  - Errore sui bit i.i.d.
    - $P_e$ : *probabilità di errore per bit*
- È possibile calcolare  $P_k$ 
  - Ipotesi: errori sui bit *indipendenti*
    - $P_F = 1 - \text{prob}\{\text{trama corretta}\} = 1 - (1 - P_e)^F \simeq F P_e \simeq D P_e$
  - Nelle reti telefoniche gli errori sono a *burst* e vale la formula approssimata
    - $P_F = \alpha F^\beta$ , con  $\beta > 1$
    - Se però  $\beta \simeq 1$  si può usare la formula dei bit indipendenti

# Il valor medio di $T_k$

- In teoria possono essere errate le trame ma anche le conferme
- Se vale la formula  $P_F = F P_e$ 
  - Se  $P_e$  è circa costante
  - $P_F$  dipende solamente da  $F$
  - La probabilità di sbagliare trame corte è trascurabile rispetto a quella di sbagliare trame lunghe

$$\begin{aligned} E[T_k] &= \sum_{k=0}^{\infty} (kT_e + T_0) P_F^k (1 - P_F) = (1 - P_F) \sum_{k=0}^{\infty} (kT_e P_F^k + T_0 P_F^k) \\ &= (1 - P_F) \left( T_e \sum_{k=0}^{\infty} k P_F^k + T_0 \sum_{k=0}^{\infty} P_F^k \right) = (1 - P_F) \left( T_e \frac{P_F}{(1 - P_F)^2} + T_0 \frac{1}{1 - P_F} \right) \end{aligned}$$

$$E[T_k] = T_0 + T_e \frac{P_F}{1 - P_F}$$

# In conclusione

- Efficienza:  $\eta = (D/C) / E[T_k]$
- $T_o = (D + O)/C$
- $T_{out} = I + H/C + I = 2I + H/C$
- $T_e = D/C + T_{out} + H/C = D/C + 2I + 2H/C = D/C + O/C$
- L'efficienza massima si ha con  $T_{out}$  minimo e  $T_e$  minimo :

$$\eta_{Max} = \frac{D}{\left( (D + O) + (D + O) \frac{FP_e}{(1 - FP_e)} \right)}$$

- Assumendo che:

$$- FP_e \ll 1$$

$$- O \ll D$$

Risulta: 
$$\eta_{Max} \cong \frac{D}{D + O + D^2 P_e}$$

# Efficienza ottima

- Derivando ed uguagliando a zero l'espressione dell'efficienza *massima*, si ottiene il valore ottimo per  $D$ :

$$D_{ott} = \sqrt{\frac{O}{P_e}}$$

- Sostituendo il valore  $D_{ott}$  nell'espressione di  $\eta_{max}$  si ottiene:

$$\eta_{ott} = \frac{D_{ott}}{D_{ott} + 2O}$$

# Finestra $W > 1$ : in assenza di errori

- È necessario distinguere due casi
  - $(W-1) F/C < H + 2IC$ , cioè  $W F < C T_0$ 
    - Si trasmettono  $W$  trame in un tempo pari a  $T_0$  per cui

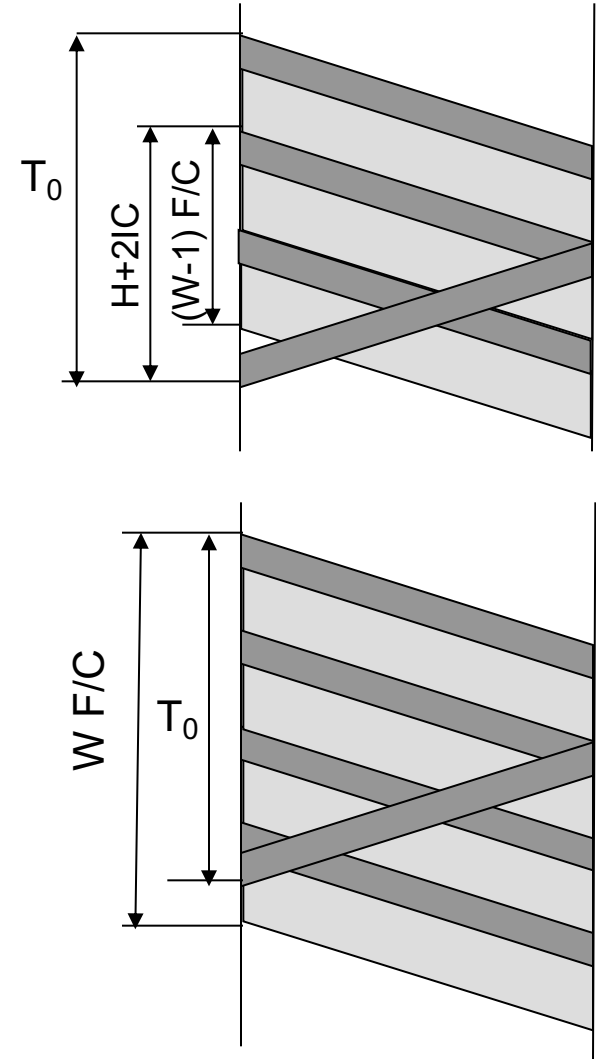
$$\eta = (W D)/(D+2H+2IC)$$

- $W F \geq C T_0$ 
  - il trasmettitore non interrompe mai la trasmissione delle trame per cui risulta:

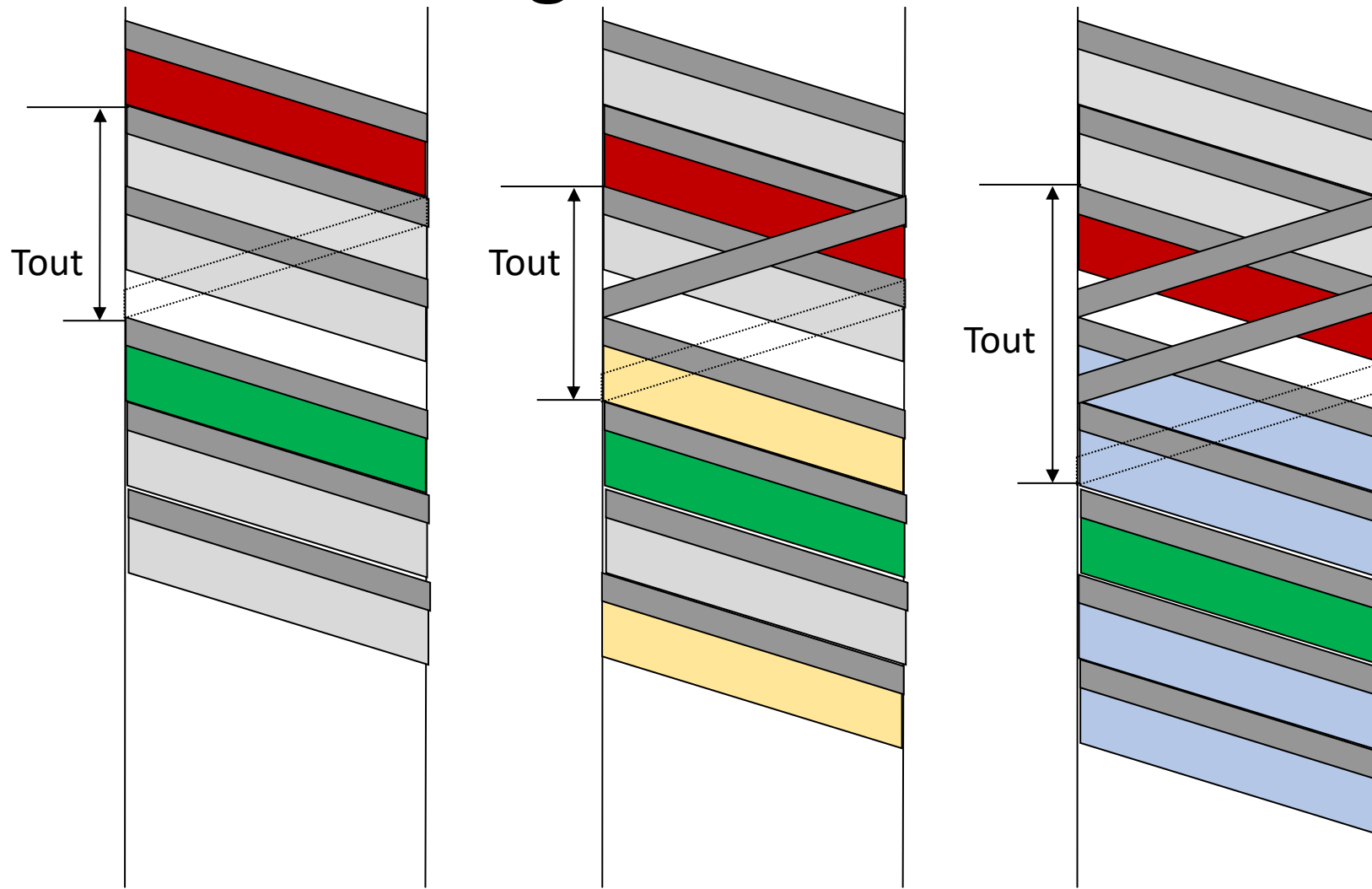
$$\eta = D/(D+H) \text{ oppure}$$

$$\eta = D/(D+O) , \text{ con } O = H$$

- Il secondo caso è il migliore per l'efficienza : in trasmissione non ci sono tempi morti



# Finestra e go back N



- In pratica se utilizzo go-back-N ARQ la trama di ritrasmettere è sempre la prima di una finestra

# Finestra $W > 1$ : caso con errore

- Supponiamo di metterci nel caso  $W F > C T_0$ 
  - Assenza di tempi morti
- Distinguiamo due casi:
  - Caso Selective Repeat ARQ
    - L'errore sulla trama comporta la sola ritrasmissione della trama stessa
    - $C T_{medio} = F + F [P_F / (1 - P_F)] \simeq F + F P_F \simeq D + H + D^2 P_e$

$$\eta = \frac{D}{D + H + D^2 P_e} \quad D_{ott} = \sqrt{\frac{H}{P_e}} \quad \eta_{ott} = \frac{D_{ott}}{D_{ott} + 2H}$$

- Caso Go-back-n
  - L'errore comporta la ritrasmissione di  $M$  trame
  - $C T_{medio} = F + W F [P_F / (1 - P_F)] \simeq D + H + (W - 1) D^2 P_e = D + H + w D^2 P_e$

$$\eta = \frac{D}{D + H + w D^2 P_e} \quad D_{ott} = \sqrt{\frac{H}{w P_e}} \quad \eta_{ott} = \frac{D_{ott}}{D_{ott} + 2H}$$





ALMA MATER STUDIORUM  
UNIVERSITÀ DI BOLOGNA

# Alcuni Esercizi

# Esercizio – 1 (a)

- Protocollo Stop and Wait
  - Velocità della linea:  **$C = 4 \text{ Kbit/s}$**
  - Ritardo di elaborazione e propagazione:  **$I = 20 \text{ ms}$**
  - **$H \simeq A \simeq 0$**
- **Determinare la dimensione della trama tale che l'efficienza  $\eta > 50\%$**
- **Formula dell'efficienza:**

$$\eta = \frac{D}{T_0 C};$$

$$T_0 = \frac{F}{C} + I + \frac{A}{C} + I;$$

# Esercizio – 1 (b)

- Sviluppando i termini:

$$\eta = \frac{D}{F + 2IC + A} = \frac{D}{D + H + 2IC + A};$$

- Nell'ipotesi che  $A \simeq H$ :

$$\eta = \frac{D}{D + \underbrace{2H + 2IC}_O};$$

- Con  $O$  si indica l'overhead, cioè la quantità di dati aggiuntivi introdotti dal protocollo

# Esercizio – 1 (c)

- Sostituendo i dati di progetto forniti dal testo:

$$\eta = \frac{D}{D + 2H + 2IC} \cong \frac{D}{D + 2IC} \geq 0.5$$

$$\Rightarrow D \geq 0.5D + IC \Rightarrow 0.5D \geq IC$$

$$\Rightarrow D \geq 2IC = 2 \cdot 4 \cdot 10^3 \cdot 20 \cdot 10^{-3} = 8 \cdot 20 = 160$$

- Affinché sia soddisfatto il vincolo richiesto sull'efficienza ( $\eta > 50\%$ ), la trama deve essere lunga almeno 160 Bit

# Con errori di trasmissione

- $2IC = 160 \text{ bit}$
- $P_e = 10^{-3}$
- $O/Pe = 160000$
- $D_{ott} = \text{Sqrt}(O/Pe) = 400$
- $\eta = 400/(400+320) = 0,56$
- $P_e = 10^{-2}$
- $O/Pe = 16000$
- $D_{ott} = \text{Sqrt}(O/Pe) = 126$
- $\eta = 126/(126+320) = 0,28$

# Esercizio – 2 (a)

- Protocollo a Finestra
- Si supponga di dover trasferire dei dati fra 2 siti con una linea con tali requisiti:
  - $d = 100 \text{ Km}$  (distanza tra i 2 siti)
  - $C = 64 \text{ Kbit/s}$  (velocità della linea)
  - ritardo di propagazione  $t = 6 \text{ usec/km}$
  - Ritardo di Elaborazione pressoché;
  - $D = 200 \text{ bit}$ ;  $H \simeq A = 20 \text{ bit}$
  - $I = 6 \cdot 10^{-6} * 100 = 600 \text{ usec}$ .
- Determinare la dimensione della finestra  $W$  in grado di garantire efficienza massima

## Esercizio – 2 (b)

- Calcolo del tempo totale di trasmissione:

$$T_0 = \frac{F}{C} + I + \frac{A}{C} + I;$$

$$\begin{aligned} T_0 &= \frac{D+H}{C} + \frac{A}{C} + 2I = \frac{220+20}{C} + 2I = \frac{240}{64 \cdot 10^3} + 1200 \cdot 10^{-6} = \\ &= 3.75 \cdot 10^{-3} + 1.2 \cdot 10^{-3} = 4.95 \cdot 10^{-3} \text{ sec} \cong 5 \cdot 10^{-3} \text{ sec} \end{aligned}$$

- Ricordando la condizione sulla dimensione della finestra:

$$\frac{WF}{C} > T_0$$

$$W \geq \frac{C \cdot T_0}{F} \geq \frac{64 \cdot 10^3 \cdot 5 \cdot 10^{-3}}{220} \geq \frac{320}{220} \geq 1.45 \Rightarrow W = 2;$$

## Esercizio – 2 (c)

- L'efficienza che si ottiene con una finestra di dimensione  $W=2$  è dunque pari a:

$$\eta = \frac{D}{D + H} = \frac{200}{220} = 0.91 = 91\%;$$

- Si ricorda che deve essere:

$$\frac{WF}{C} > T_0$$



# Esercizio – 3 (a)

- Protocollo a Finestra Scorrevole
- Caratteristiche:
  - $D = 1000$  bit
  - $H = 100$  bit
  - $C = 128$  Kbit/s
  - $I = 10$  ms
- Calcolo del tempo totale di trasmissione:

$$T_0 = \frac{F}{C} + I + \frac{A}{C} + I;$$

$$T_0 = \frac{D + H + A}{C} + 2I = \frac{1200}{128 \cdot 10^3} + 20 \cdot 10^{-3} = 29.375 \cdot 10^{-3} \text{ sec}$$

# Esercizio – 3 (b)

- Confrontare l'efficienza massima del protocollo con quella del protocollo Stop and Wait.

$$\eta_{sw} = \frac{D}{T_0 C} = \frac{1000}{29.4 \cdot 10^{-3} \cdot 128 \cdot 10^3} = \frac{1000}{3763} = 0.26 = 26\%;$$

- Calcoliamo ora l'efficienza massima per il protocollo a finestre scorrevoli:
  - Se  $W=2$   $\eta = 2 * 0.26 = 0.52$
  - Se  $W=3$   $\eta = 3 * 0.26 = 0.78$
  - Se  $W=4$   $\eta = 4 * 0.26 = 1.04$
- $\eta = 1.04$  è un risultato impossibile indica solo che 4 è la dimensione di  $W$  che produce maggiore efficienza

## Esercizio – 3 (c)

- Calcoliamo ora l'efficienza per  $W=4$ :

$$\eta = \frac{D}{D + H} = \frac{1000}{1100} = 0.91 = 91\%;$$

- Si poteva calcolare  $W$  anche utilizzando la formula nota:

$$\frac{WF}{C} > T_0$$

$$W \geq \frac{C \cdot T_0}{F} \geq \frac{3763}{1100} \geq 3.42 \Rightarrow W = 4$$

# Esercizio 4 - (a)

- Un protocollo ARQ a finestra scorrevole utilizzato per il controllo di un collegamento satellitare opera nelle seguenti condizioni:
  - $F \approx D = 1 \text{ Kbyte} = 1024 * 8 \text{ bit} = 8192 \text{ bit}$
  - $I = 125 \text{ ms}$
  - $C = 2,048 \text{ Mbit/s}$
  - $H = A$  trascurabili
- Valutare l'efficienza nell'ipotesi di una numerazione della finestra a 3 e a 7 bit

# Esercizio 4 - (b)

- $F/C = 4 \text{ ms}$
- $T_0 = D/C + 2H/C + 2l \approx D/C + 2l = 254 \text{ ms}$
- Caso finestra 7
  - $W F/C = 28 \text{ ms}$
  - Efficienza =  $28/254 = 0,11$
- Caso finestra 127
  - $W F/C = 0,51 \text{ s}$
  - Efficienza  $\approx 1$



ALMA MATER STUDIORUM  
UNIVERSITÀ DI BOLOGNA

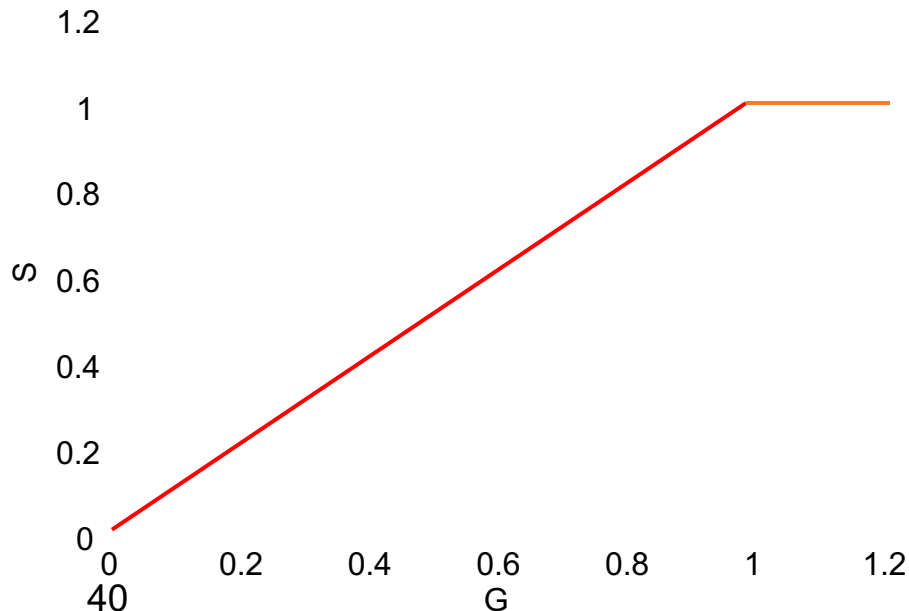
# Protocolli a contesa: prestazioni e funzionalità

# Parametri caratterizzanti la LAN

- $F$  : lunghezza massima della trama
  - Tutte le trame sono della dimensione massima
- $C$  : velocità di trasmissione sul mezzo
- $d$  : massima distanza fra due stazioni della LAN
- $v$  : velocità di propagazione del segnale
  
- $T = F/C$  : tempo di trasmissione di una trama
- $d/v$  : tempo di propagazione di un singolo bit sulla LAN
- $Cd/v$  : massimo numero di bit che possono essere presenti contemporaneamente sulla LAN

# LAN ideale

- Utilizza una CAP ideale
  - Coordina le stazioni per evitare accessi contemporanei al canale di trasmissione
  - Tutte le trame in arrivo vengono trasmesse con successo, quindi  $G = A_0$
- Il tempo di propagazione della trama è nullo
- È possibile trasmettere le trame una di seguito all'altra
  - Il canale di trasmissione della LAN può essere utilizzato al 100%



Se  $A_0 < 1$  allora  $S = G = A_0$

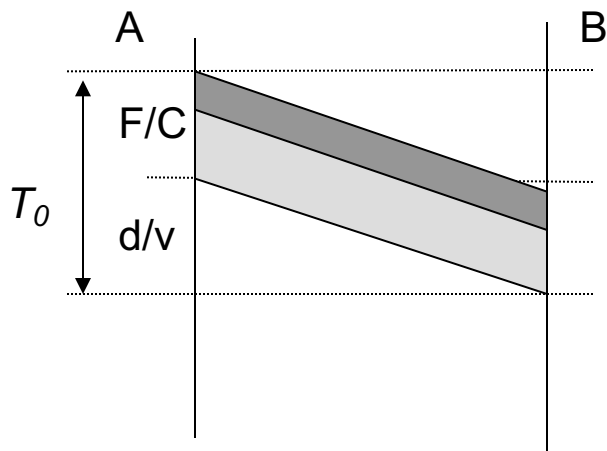
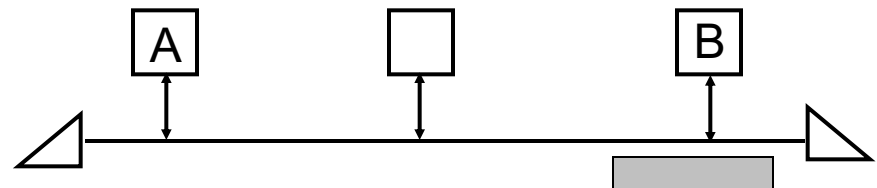
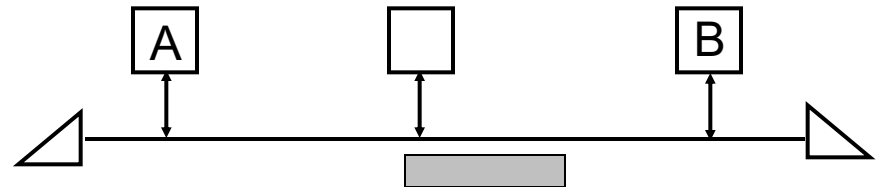
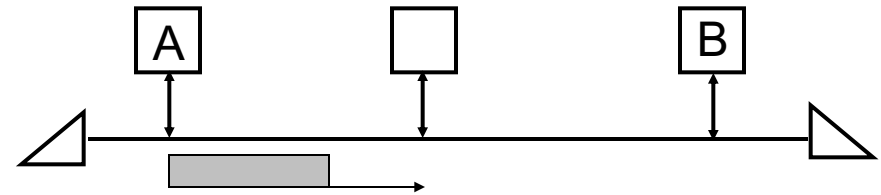
Se  $A_0 \geq 1$  allora  $S = 1$

La LAN ideale permette di smaltire tutto il traffico offerto, fino alla saturazione del canale



# Propagazione reale (topologia bus)

- La trama impiega un tempo non nullo per attraversare la LAN
  - $t$  : A inizia la trasmissione
  - $t + F/C$  : A termina la trasmissione
  - $t + d/v$  : B riceve il primo bit
  - $t + F/C + d/v$  : B riceve l'ultimo bit



# Efficienza con MAC ideale

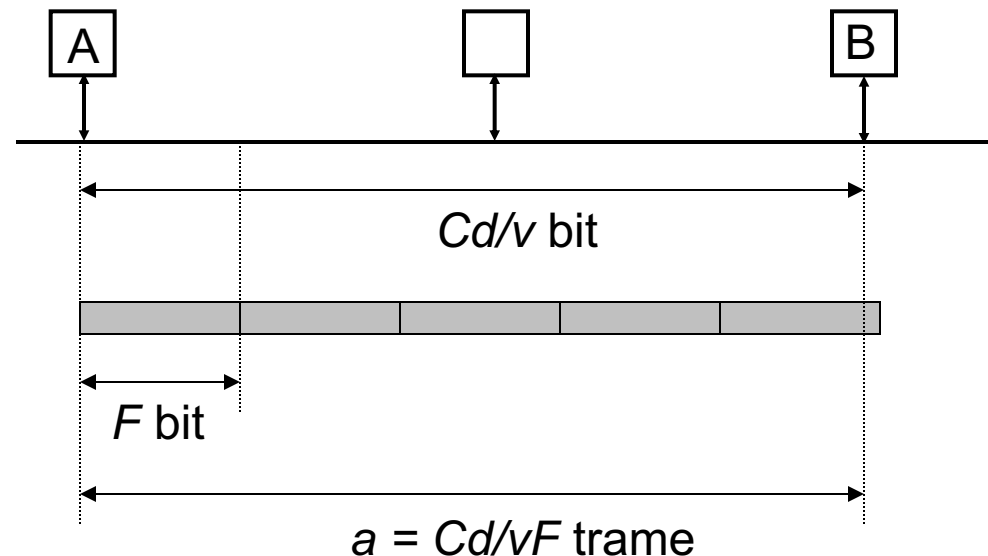
- Una trama tiene impegnata la LAN per  $T_0$
- Il canale di trasmissione non può più essere usato al 100%
- Al massimo viene utilizzato per  $T$  secondi ogni  $T_0$
- **Efficienza** del MAC

$$\eta = T/T_0 = (F/C)/(F/C + d/v) = 1/(1+a)$$

- L'efficienza pone un limite superiore al massimo traffico smaltito  $S$

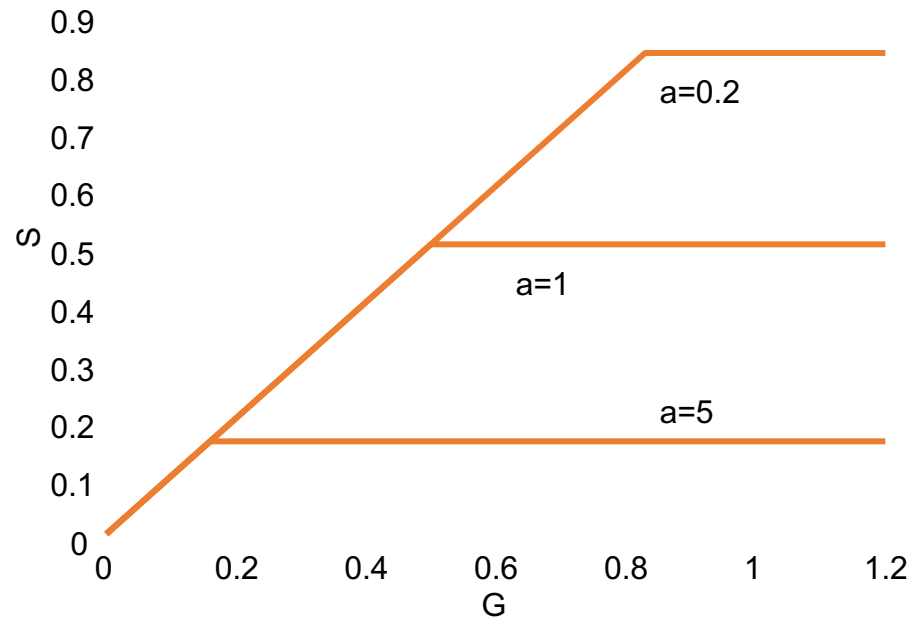
$$a = Cd / vF$$

è interpretabile come la  
lunghezza della LAN  
misurata in trame MAC



# Traffico smaltito dalla LAN

- $G < 1/(1+a)$ 
  - Tutte le trame in arrivo vengono trasmesse
  - $S = G = A_0$
- $G \geq 1/(1+a)$ 
  - Il MAC non permette la trasmissione di tutte le trame
  - Parte delle trame viene accodata all'infinito
  - $S = \eta = 1/(1+a)$

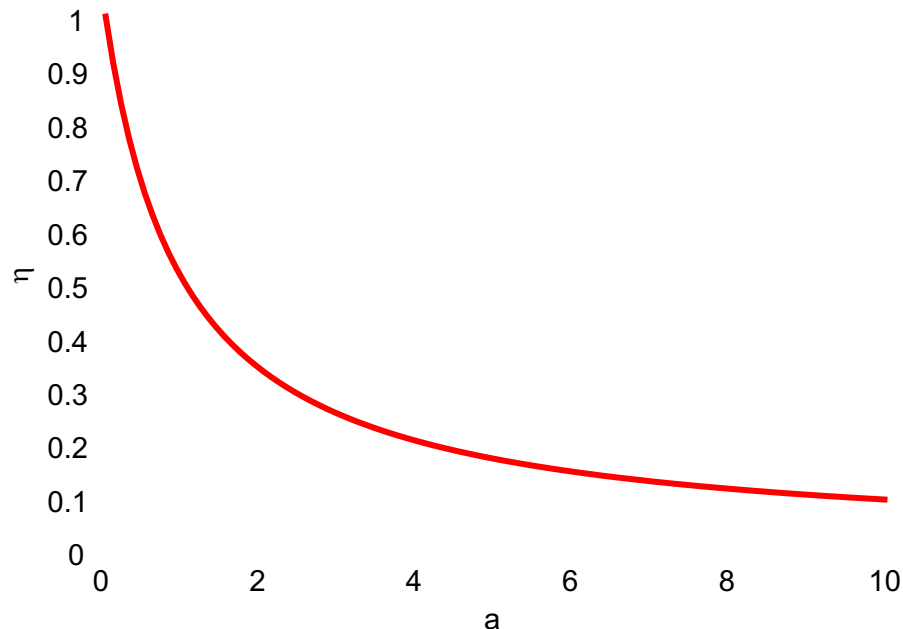


# Esempio numerico

- $C=10 \text{ Mbit/s}$   $d=1 \text{ km}$   $v=200000 \text{ km/s}$   $F=100$
- $d/v=5 \cdot 10^{-6}$
- $C d/v = 10 \cdot 10^6 \cdot 5 \cdot 10^{-6} = 50$
- $a = 50 / 100 = 0,5$   $\eta=1/1,5 = 0,67$
  
- $C=100 \text{ Mbit/s}$
- $C d/v = 500$
- $a=500/100=5$   $\eta=1/6$
  
- $C=1 \text{ Gbit/s}$
- $C d/v = 5000$
- $a=5000/100 = 50$   $\eta=1/51$

# Quale efficienza per le LAN

- $a$  determina le prestazioni della LAN
- Maggiore è la lunghezza del canale in trame, minore risulta il traffico massimo smaltibile (massimo throughput)
  - I protocolli ad accesso multiplo sono efficienti quando le distanze e le velocità di trasmissione sono abbastanza limitati



# Protocollo a contesa: ALOHA

- È nato nel 1970 per collegare tra loro le università delle isole Hawaii.
- Prevede stazioni a terra ed un satellite geostazionario
  - Le stazioni trasmettono tutte sul medesimo canale radio (uplink)
  - Il satellite ritrasmette a terra amplificati i dati su un canale diverso (downlink)
- **CAP**
  - Quando un trasmettitore ha una trama da trasmettere la trasmette senza alcun verifica preventiva
  - La trama viene ritrasmessa dal satellite verso tutte le stazioni
  - La stazione trasmittente riceve la propria trama ed ha quindi conferma della corretta trasmissione
- **CRA**
  - Quando due stazioni trasmettono contemporaneamente i segnali collidono e si interferiscono sull'uplink
  - Il satellite scarta le trame non correttamente ricevute
  - La stazione non riceve la propria trama sul downlink e quindi identifica una collisione
  - Non ritrasmette subito ma fa partire l'algoritmo di **back-off**
    - Sceglie l'istante per la ritrasmissione in modo aleatorio all'interno di un intervallo di lunghezza prefissata  $T_b$  (tempo di back-off)

# Aloha: prestazioni

- Assumiamo che i pacchetti generati dalle sorgenti di traffico (applicazioni) determinino gli arrivi di trame alle stazioni secondo un **processo di Poisson** con frequenza media di arrivo  $\lambda$ 
  - Tenendo conto delle ritrasmissioni, il numero medio di pacchetti trasmessi in effetti al satellite nell'unità di tempo è  $\lambda_r > \lambda$
  - Le collisioni con successive ritrasmissioni generano delle **correlazioni** fra gli arrivi, ma se l'intervallo di back off è abbastanza lungo rispetto a T ( $T_b \gg T$ ), anche il traffico verso il satellite è **approssimativamente di Poisson**

# Traffico offerto e smaltito

- Ipotesi:
  - Trame tutte uguali di lunghezza pari a  $T$

- Traffico offerto dalle applicazioni

$$A_0 = \lambda T$$

- Traffico offerto al MAC

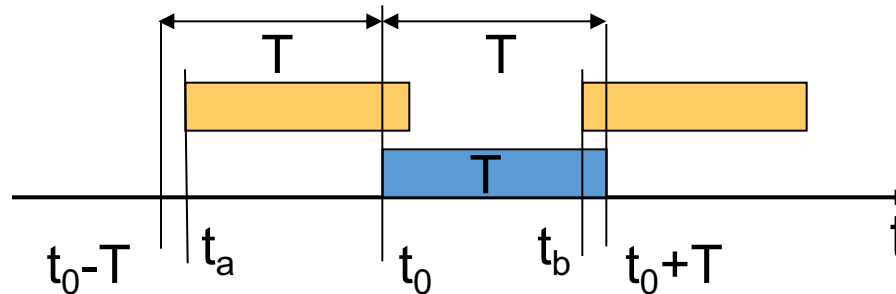
$$G = \lambda_r T$$

- A causa delle collisioni  $\lambda_r \geq \lambda$
- Il traffico smaltito è pari al traffico offerto che viene trasmesso senza collidere
  - Una trama viene trasmessa senza collidere con probabilità  $P_0$

$$S = G P_0$$



# Intervallo di vulnerabilità



- Si definisce **intervallo di vulnerabilità**  $T_v$  l'intervallo all'interno del quale una trasmissione può dar luogo a collisione
- Nel caso di ALOHA vale  **$T_v = 2 T$** 
  - La trama considerata inizia in  $t_0$  e finisce in  $t_0 + T$
  - Si ha collisione se
    - il primo bit della trama considerata si sovrapponga all'ultimo bit di una trama precedente
    - Il primo bit di una nuova trama si sovrapponga all'ultimo bit della trama considerata
  - Nessuna trama deve essere trasmessa per un tempo  $T$  prima di  $t_0$  e per un tempo  $T$  successivo a  $t_0$

# Calcolo del Throughput

- La probabilità di non avere una trasmissione in  $2T$  (probabilità di non collisione) è

$$P_0 = e^{-2\lambda_r T} = e^{-2G}$$

- Quindi il numero medio di trasmissioni aventi successo (traffico smaltito  $S$ ) è pari a

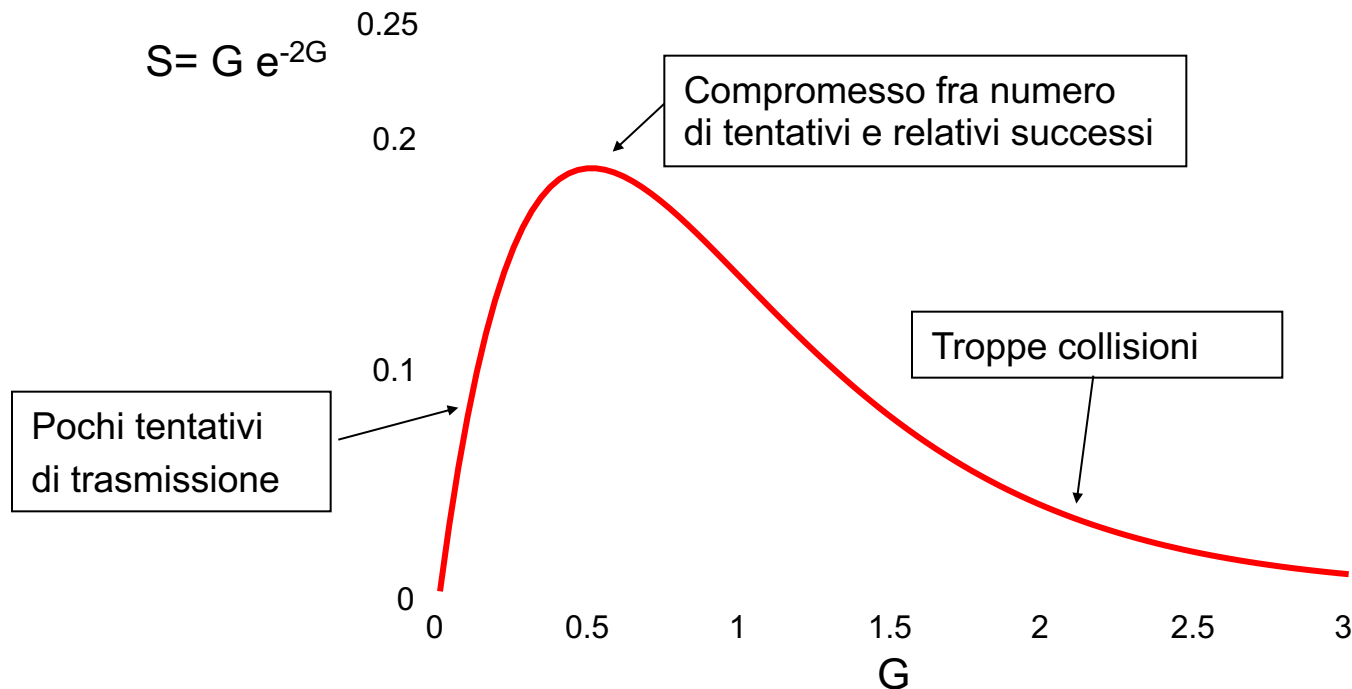
$$S = G e^{-2G}$$

- Valore massimo di  $S$

$$S_{\max} = 1/(2e) \approx 0.18 \text{ per } G_{\max} = 0.5$$

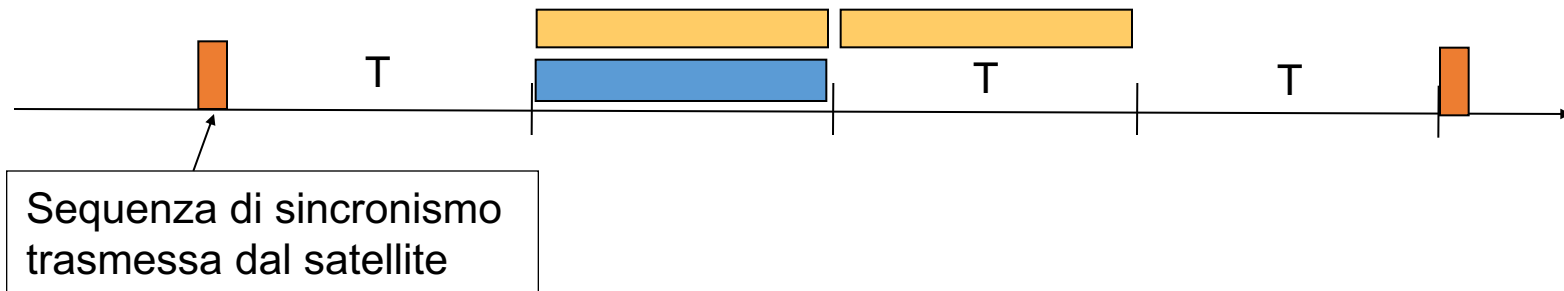
# Aloha: throughput

- $S \approx G$  per piccoli valori di  $G$
- $S \rightarrow 0$  per grandi valori di  $G$



# Slotted Aloha

- Un possibile miglioramento: **SLOTTED ALOHA**.
  - Il sistema lavora in modo **sincrono**: l'asse dei tempi viene diviso in intervalli (slot) di lunghezza  $T$
  - Le trame vengono trasmesse in corrispondenza di istanti predefiniti

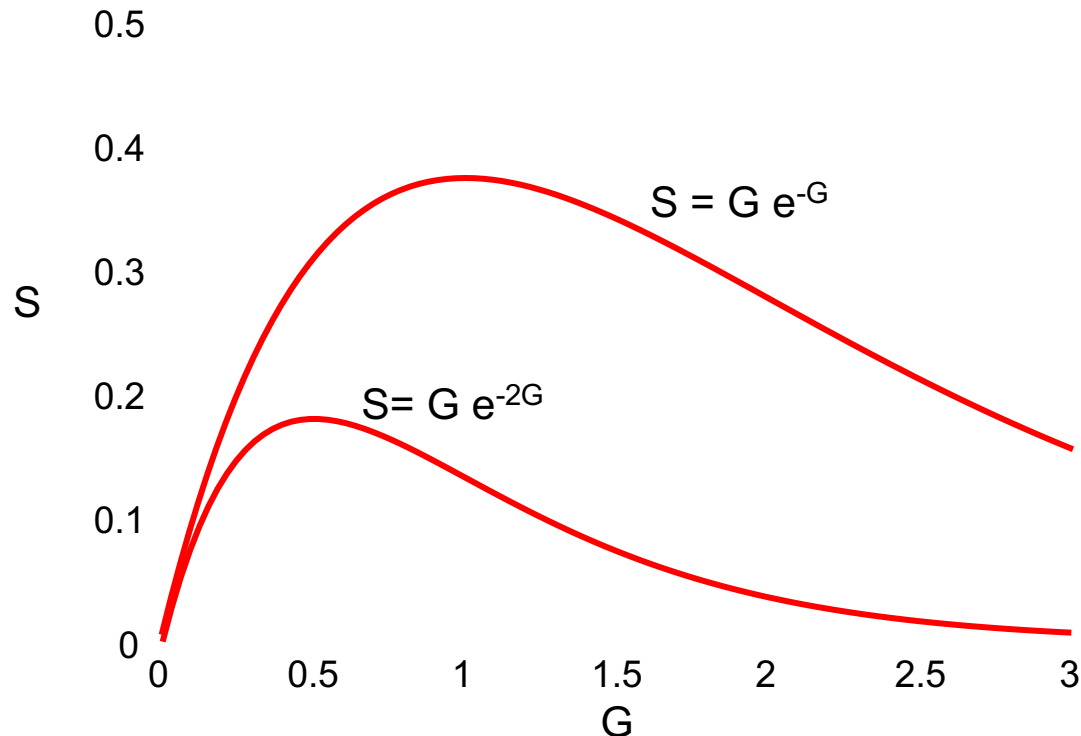


Prima di iniziare le trasmissioni la stazione deve acquisire il sincronismo, inviando trame di tentativo e rivelando come si posizionano rispetto agli slot

Due trame o si sovrappongono completamente o non si sovrappongono per nulla

# Slotted Aloha

- L'intervallo di vulnerabilità si riduce a T
  - $P_0 = e^{-G}$
  - $S = G e^{-G}$
  - il massimo di S vale  $S_{\max} = 1/e \cong 0.36$  per  $G_{\max} = 1$



# Algoritmi di back-off

- Aloha classico
  - Sceglie a caso (con probabilità uniforme) il nuovo istante di trasmissione nell'intervallo 0 e  $T_b$ 
    - Deve essere  $T_b \gg T$  per rendere piccola la probabilità di una nuova collisione
- Aloha slotted
  - Si ritrasmette negli istanti di sincronismo, ci sono due alternative:
    - Si prende  $T_b = n_b T$  e si sceglie un numero a caso fra 0 ed  $n_b - 1$
    - Si ritrasmette nel primo slot utile con probabilità  $p_b$  e si passa allo slot successivo con probabilità  $(1 - p_b)$ ; ripetendo l'algoritmo ad ogni slot fino a che non si trasmette
- A parità di valore medio del tempo di ritrasmissione, queste due alternative danno prestazioni simili

# Traffico offerto e smaltito

- In condizioni di equilibrio il traffico offerto al sistema deve essere eguale al traffico smaltito

$$A_0 = S$$

- Per effetto delle fluttuazioni statistiche del traffico, su brevi intervalli di tempo risulterà

$$A_0 \neq S$$

- Se  $A_0 < S_{\max}$  la dinamica naturale del sistema tende a portarsi in equilibrio
- Se  $A_0 > S_{\max}$  è impossibile raggiungere una situazione di equilibrio
  - I dati si accumulano nello strato superiore al MAC, in quanto una buona parte di essi non riesce mai ad essere trasmessa

# Numero di stazioni finito e stabilità

- Il traffico offerto dipende dal numero di stazioni backlogged  $k$ 
  - Sia  $\lambda_i$  la frequenza media di arrivo delle trame da ciascuna stazione
    - Se la stazione non è backlogged:  $\lambda_i = \lambda$
    - Se la stazione è backlogged non invia nuove trame:  $\lambda_i = 0$

- Con  $k$  stazioni backlogged il traffico offerto vale

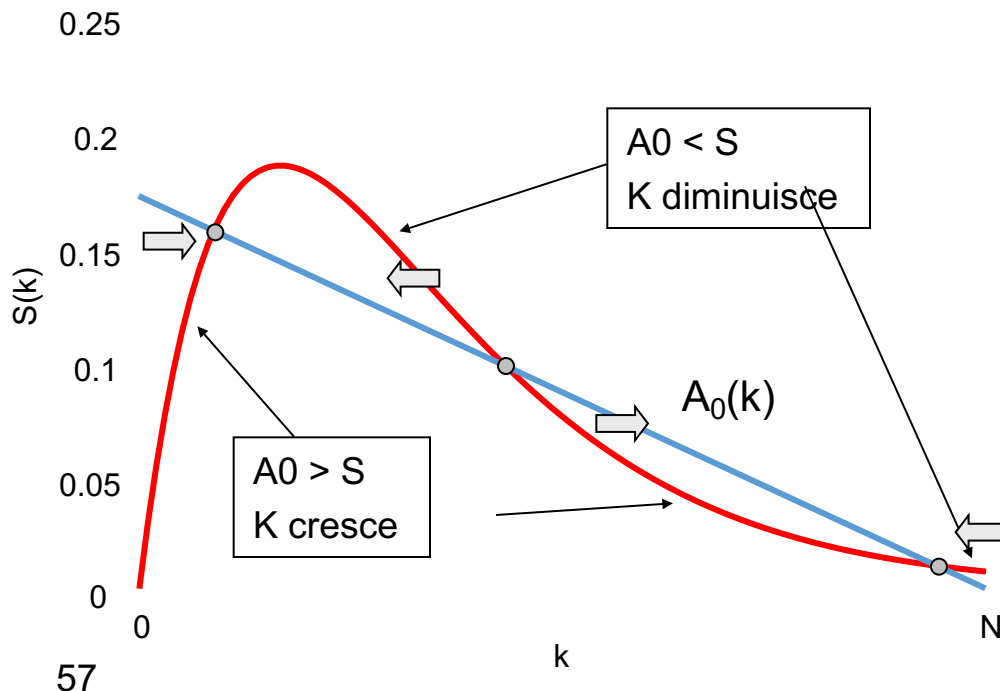
$$A_0 = \lambda T(N-k)$$

- Inoltre
  - $G(k)$  è una funzione monotona di  $k$
  - $S(G(k))$  ha una forma simile a quella già evidenziata
- I valori di  $k$  che garantisco condizioni di stabilità si trovano determinando  $k$  tale che  $A_0(k) = S(k)$



# Stabilità

- Se  $A_0 > S$  si accumula traffico  $\Rightarrow$  si hanno collisioni  $\Rightarrow$  le stazioni backlogged aumentano  $\Rightarrow A_0$  cala e  $k$  cresce
- Se  $A_0 < S$  si smaltisce più traffico di quello nuovo in arrivo  $\Rightarrow$  si trasmettono trame che hanno colliso in precedenza  $\Rightarrow$  le stazioni backlogged calano  $\Rightarrow A_0$  cresce e  $k$  cala



- 3 punti di stabilità
  - 2 sono stabili
  - 1 instabile
- Un aumento eccessivo di  $A_0$  può portare ad una situazione di troppe collisioni

# Controlled Aloha

- Per ovviare al problema dell'instabilità si possono usare varie tecniche
- Una delle più semplici è fare crescere il tempo di back-off
  - Alla prima collisione si pone  $T_b = T_0$
  - Se la trama ritrasmessa collide di nuovo si pone  $T_b = 2T_0$  e si continua a raddoppiare  $T_b$  ad ogni nuova collisione
  - Quando la trasmissione ha successo si ritorna a  $T_b = T_0$
  - Nel caso slotted si può dimezzare  $p_b$  ad ogni collisione
- Questo algoritmo si dice **back-off esponenziale** e si può dimostrare che elimina l'instabilità
  - Può fare sorgere problemi di fairness: una stazione che ha subito molte collisioni viene tagliata fuori dalle trasmissioni

# Derivati del protocollo Aloha

- Il protocollo Aloha può essere implementato su qualunque mezzo trasmissivo e qualunque topologia
- Ha una efficienza piuttosto bassa ma è circa quanto di meglio si può fare quando i ritardi di propagazione sono grandi come nel caso del satellite
- Se lo si vuole applicare ad una rete locale conviene sfruttare la conoscenza che ogni stazione può acquisire sull'attività delle altre
- Nasce così il protocollo **CSMA Carrier Sensing Multiple Access**
  - Viene proposto su una topologia a Bus bidirezionale
  - È ancora un protocollo ad accesso casuale a contesa

# CSMA: Carrier Sensing Multiple Access

- **Carrier sensing**

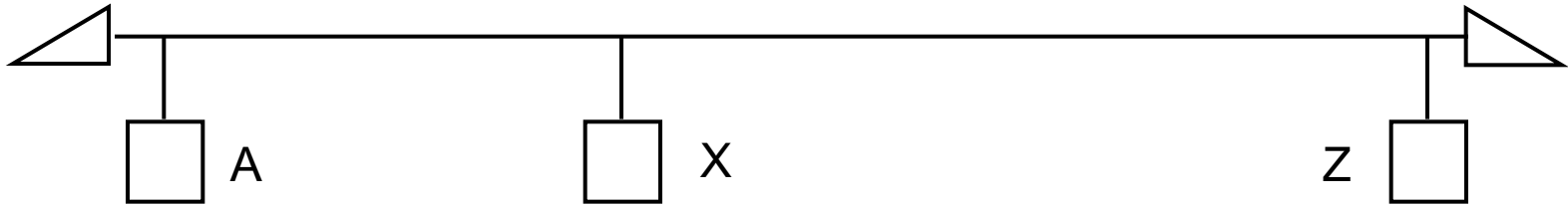
- Ogni stazione che debba trasmettere **rivela** presenza di segnale sul bus e trasmette solo se è libero
- Se il bus è occupato si aspetta la fine della trama e poi
  - Si trasmette (caso 1 persistent)
  - Si fa partire l'algoritmo di back off (caso non persistent o 0 persistent)
  - Si trasmette con probabilità  $p$  e si fa partire l'algoritmo di back off con probabilità  $(1-p)$  (caso  $p$  persistent)

- Una volta iniziata la trasmissione, i dati inviati da una stazione **possono collidere** con quelli di un'altra

- Questo avviene a causa del ritardo di propagazione non nullo
- Sul bus non c'è un meccanismo immediato di rivelazione delle collisioni: occorre affidarsi a un sistema di Acknowledgement

- L'algoritmo di back-off può essere come quello dell'Aloha con  $T_b \gg 2\tau$

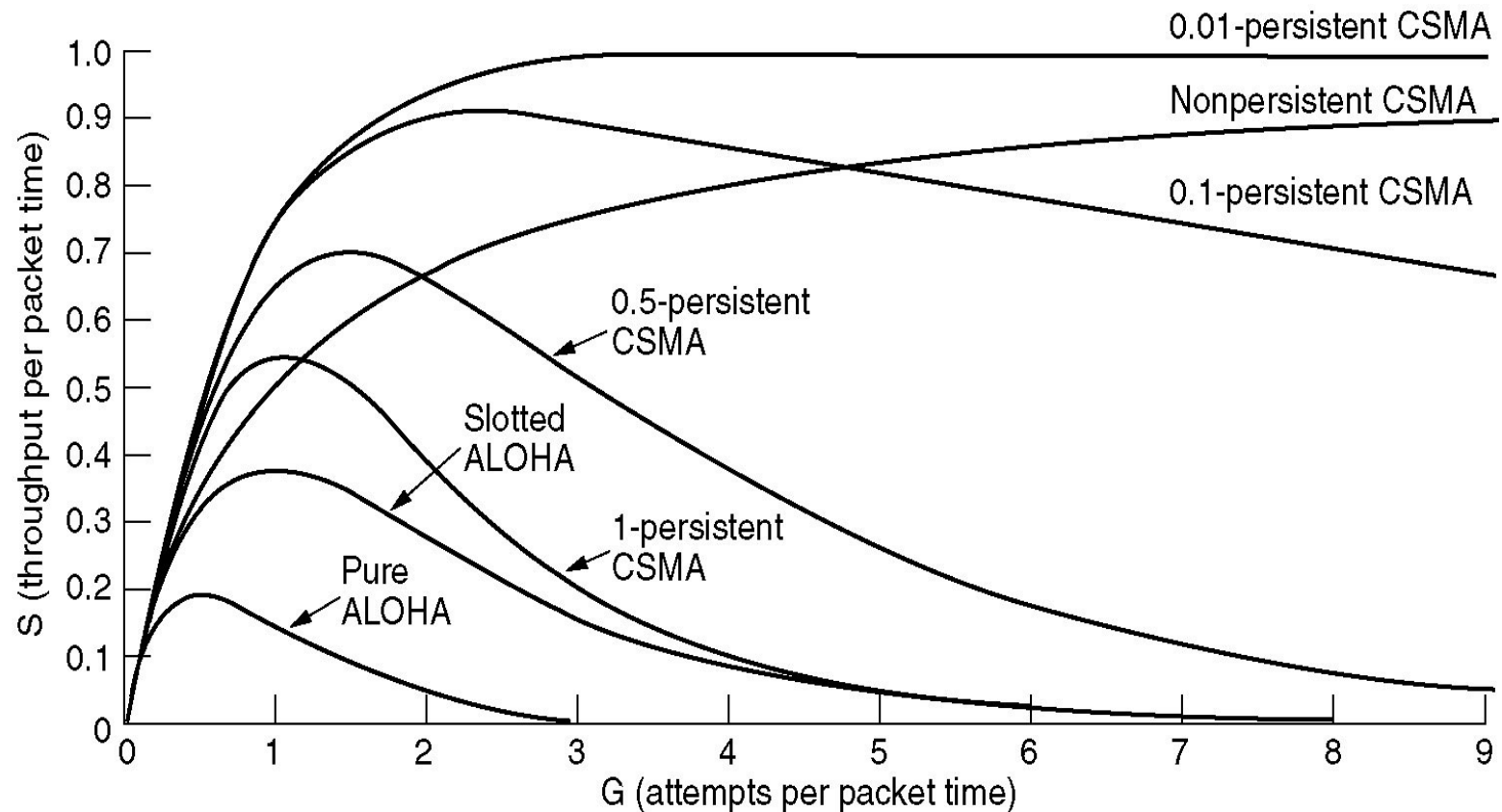
# CSMA: intervallo di vulnerabilità



- Chiamiamo A e Z le due stazioni più distanti sul Bus e  $\tau$  il **tempo di propagazione** fra di loro + il tempo necessario per rivelare il segnale
- A esegue il carrier sensing nell'istante  $t_A$ 
  - Se Z fa carrier sensing fra  $t_A$  e  $t_A + \tau$  non rileva attività e può quindi anch'essa iniziare a trasmettere: *si ha collisione*
  - Analogamente se Z ha trasmesso fra  $t_A$  e  $t_A - \tau$  A non rileva il segnale di Z e trasmette in  $t_A$ : *si ha collisione*
- **L'intervallo di vulnerabilità vale  $2\tau$**
- Le prestazioni sono tanto migliori dell'Aloha quanto più
$$\tau/T < 1$$
  - In generale le prestazioni dipendono anche dal valore di  $p$

# Persistent e Nonpersistent CSMA

## Utilizzazione del canale per Aloha e CSMA



# Versione slotted e problemi di stabilità

- Anche per il CSMA esiste la **versione slotted**
- In questo caso la misura più opportuna del **tempo di slot** è  $\tau$
- L'intervallo di vulnerabilità vale  $\tau$  invece che  $2\tau$
- Anche per il CSMA come per tutti i protocolli a contesa ci sono problemi di stabilità
- Si può usare un algoritmo di back-off esponenziale

# CSMA/CD: CSMA con Collision Detect

- Un miglioramento del CSMA è stato proposto da **Metcalfe** nel 1976
- **Collision Detection**:
  - Una stazione è in grado di rilevare l'avvenuta collisione *rimanendo in ascolto* sul mezzo mentre trasmette
  - E' un **processo analogico** basato sulla **rilevazione di potenza** sul canale (facilitato anche dalla codifica di Manchester adottata)
- In caso di collisione:
  - si ferma subito la trasmissione
  - si invia una particolare sequenza di bits (**jamming**) per informare tutte le altre stazioni dell'avvenuta collisione



# Codifica di Manchester

- Rappresentazione dei bit
  - “0” logico: segnale basso (-0.85 Volt) per mezzo tempo di simbolo e segnale alto (+0.85 Volt) per l’altro mezzo
  - “1” logico: segnale alto per mezzo tempo di simbolo e poi segnale basso
- Vantaggi
  - Una transizione al centro di ogni bit, che può essere rivelata mediante un derivatore, facilita
    - L’acquisizione del sincronismo
    - Il carrier sensing
    - Il collision detection
  - Sono disponibili simboli (alto alto e basso basso) per rappresentare *non dati*
- Svantaggi
  - Per trasmettere a 10 Mbit/s occorre un clock a 20 MHz
- Il protocollo CSMA/CD con codifica di Manchester è stato adottato nella rete Ethernet, standard di mercato per le LAN

# Cosa migliora nel CSMA-CD

- Nei casi in cui avviene collisione
  - Nel CSMA le stazioni continuano la trasmissione dell'intera trama
    - Il canale rimane impegnato inutilmente per un intervallo di tempo all'incirca pari a  $T$
  - Nel CSMA/CD
    - Al più il canale rimane impegnato inutilmente al più per la somma di
      - Un intervallo di vulnerabilità ()
      - Il tempo necessario a rilevare la collisione più il tempo della sequenza di Jamming ( $T_{CD}$ )

