



Accesso multiplo con allocazione dinamica casuale

Il protocollo ALOHA

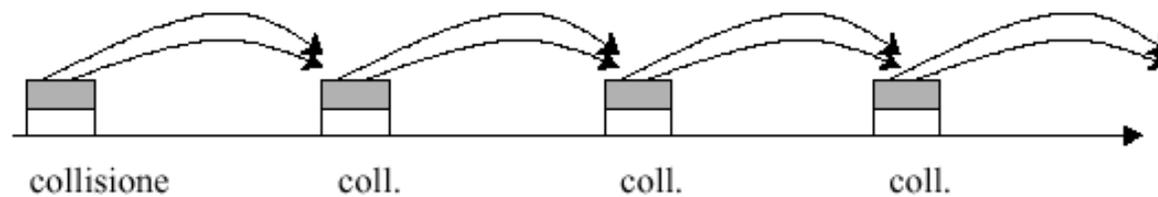
ALOHA

- ❑ E' il protocollo più semplice e fa a meno di ogni forma di coordinamento fra le stazioni
- ❑ Informazioni di servizio necessarie: solo il riscontro dell'avvenuta corretta trasmissione, solitamente ottenuta dalla stazione ricevente (protocollo "senza feedback di canale")
- ❑ Regole del protocollo:
 - i pacchetti nuovi vengono trasmessi appena generati
 - i pacchetti collisi vengono ritrasmessi dopo un tempo X , variabile casuale di opportune caratteristiche (leggi deterministiche di ritrasmissione (subito, dopo un tempo fisso, ecc.), portano inevitabilmente al ripetersi della situazione di collisione

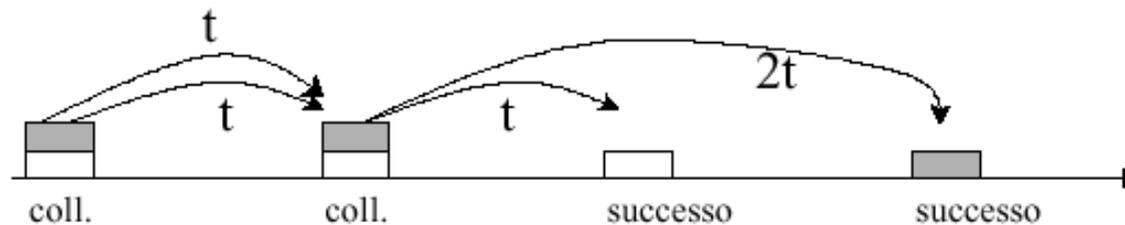


ALOHA: ritrasmissioni

ritrasmissione dopo un tempo fisso t :



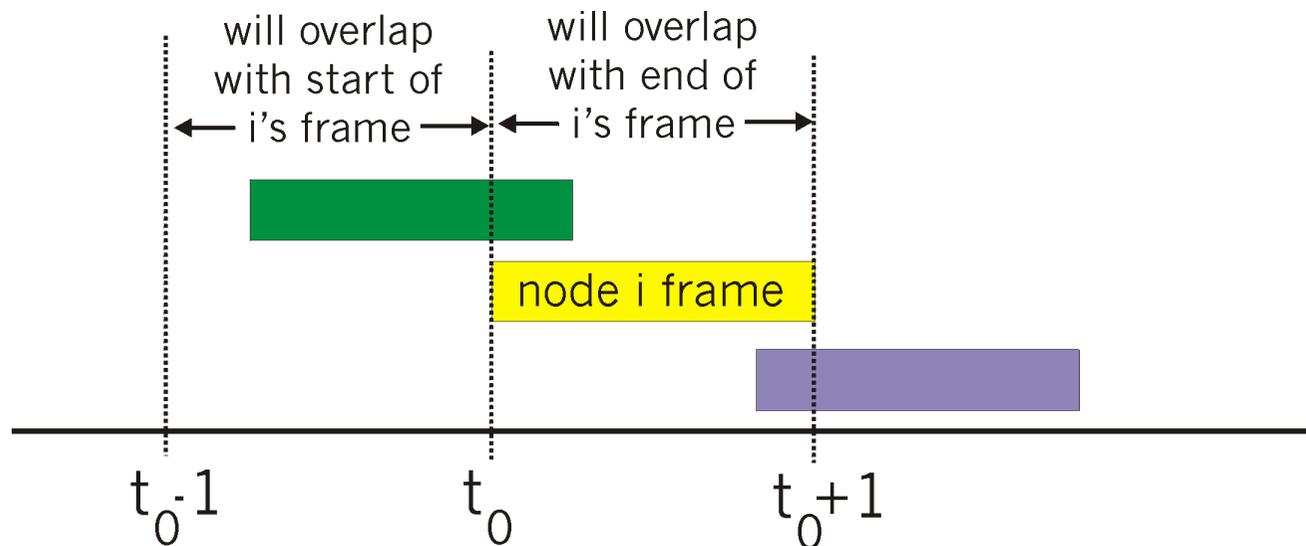
ritrasmissione dopo un tempo casuale $T [t, 2t]$:





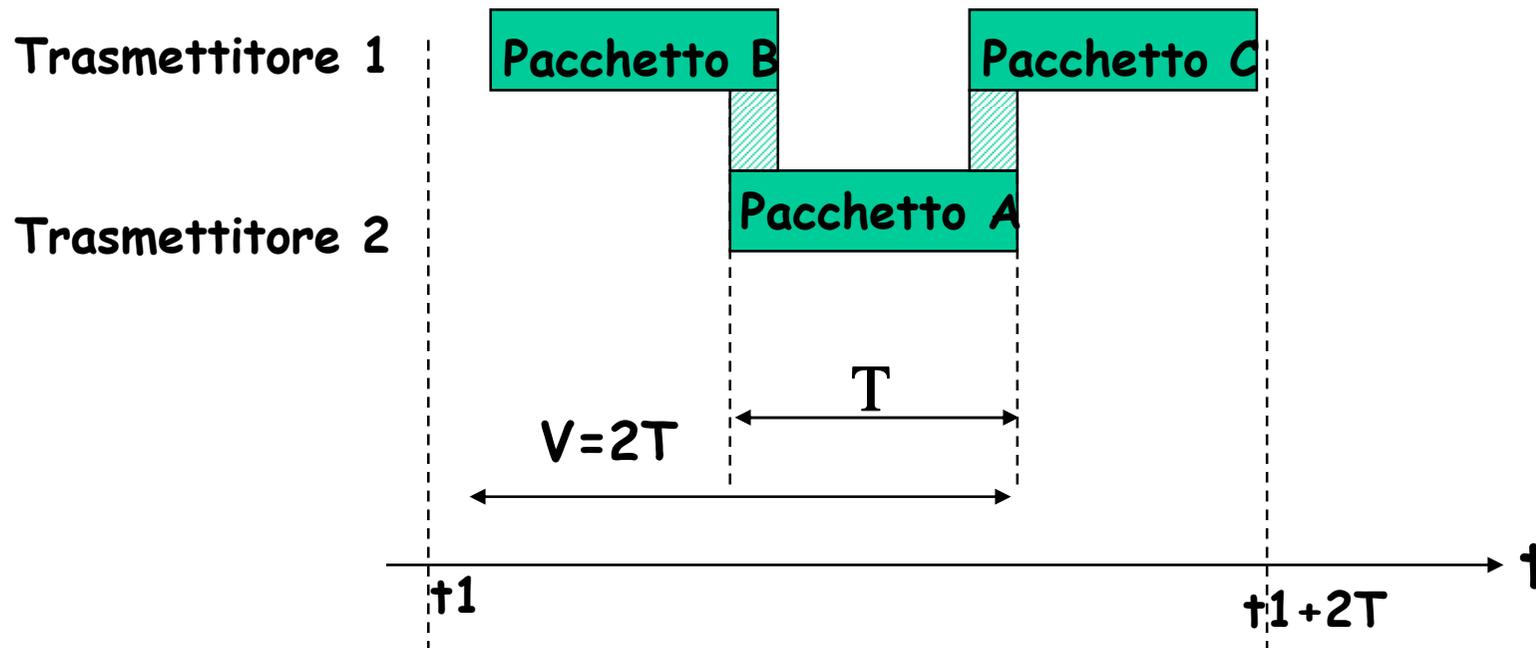
ALOHA

- ❑ no sincronizzazione
- ❑ se un pacchetto deve essere trasmesso:
 - inviato senza aspettare l'inizio dello slot
- ❑ probabilità di collisione:
 - il pkt inviato a t_0 collide con altri pkts inviati in $[t_0-1, t_0+1]$
 - tempo di trasmissione del pkt = 1



Aloha: prestazioni

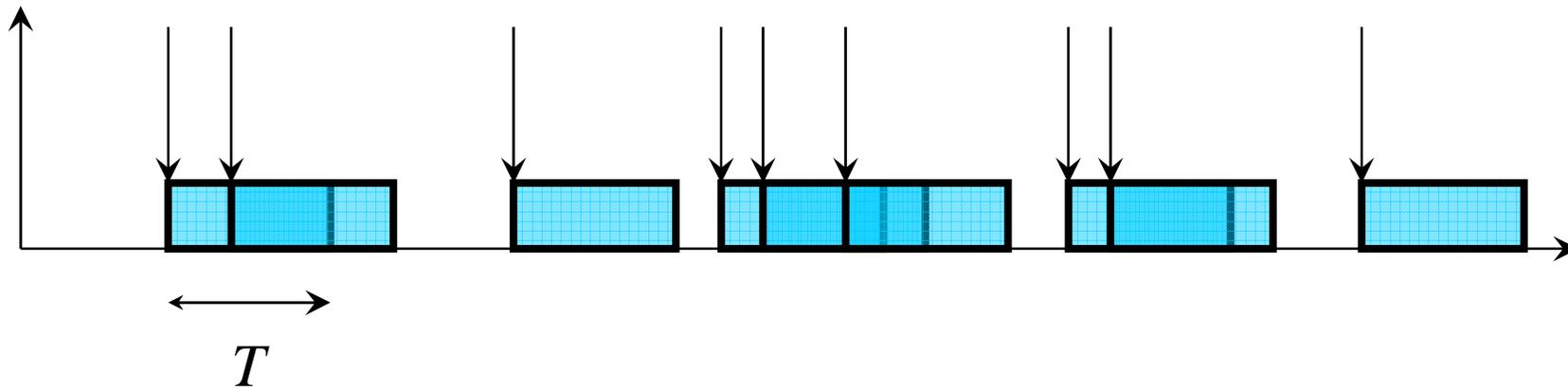
- Si definisce periodo di vulnerabilità V l'intervallo di tempo durante il quale i pacchetti possono subire collisioni con i pacchetti di altri utenti
- Il periodo V è pari a $2T$, dove T è la durata del pacchetto



Aloha: prestazioni

Assunzioni:

- i pacchetti hanno lunghezza costante (durata T)
- il data rate del canale è fissato
- gli utenti generano nuovi pacchetti a istanti casuali
- la trasmissione dei pacchetti ha una distribuzione di Poisson con tasso medio di arrivo di λ pkt/s





Aloha: prestazioni

- La frequenza di trasmissioni nell'unità di tempo T pari al tempo di trasmissione dei pacchetti è indicata con G ed è pari a:

$$G = \lambda T$$

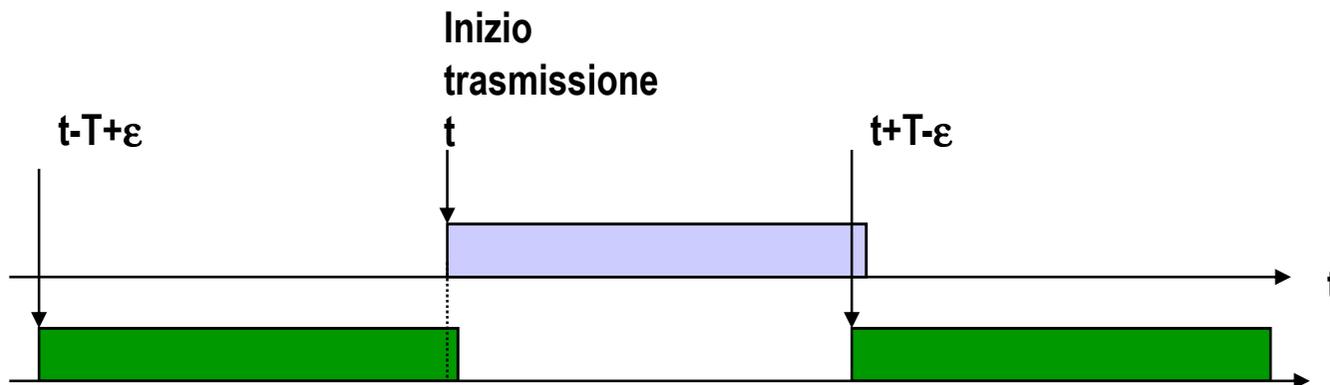
- G è il traffico normalizzato sul canale (in Erlang) dovuto ai pacchetti arrivati e bufferizzati
- G è una misura relativa dell'utilizzazione del canale; se $G > 1$ i pacchetti generati superano il max rate di trasmissione del canale, quindi deve essere $0 < G < 1$
- La probabilità che vengano generati n pacchetti dalla popolazione utente, durante il tempo di durata di un pacchetto T è distribuita secondo Poisson:

$$\Pr(n, T) = ((\lambda T)^n e^{-\lambda T}) / n! = (G^n e^{-G}) / n!$$



ALOHA: prestazioni

- La probabilità che un pacchetto venga trasmesso senza essere disturbato da altri è pari alla probabilità che nessun altro pacchetto venga trasmesso T secondi prima e T secondi dopo l'inizio della trasmissione del pacchetto in oggetto
- in caso contrario le trasmissioni si sovrapporrebbero





Aloha: prestazioni

- La probabilità di non avere collisioni per un tempo pari al periodo di vulnerabilità è:

$$\Pr(n, 2T) = \frac{((\lambda 2T)^n e^{-\lambda 2T})}{n!} = \frac{((2G)^n e^{-2G})}{n!}$$

$$\text{per } n=0 \quad \Pr(0) = P_s = e^{-2G}$$

si ricordi che: $P[n(t, t + \tau) = k] = \frac{(\lambda \tau)^k}{k!} e^{-\lambda \tau}$



Aloha: prestazioni

- Quindi, per l'assunzione sul processo di Poisson sul traffico, la probabilità che una trasmissione non venga interferita da altre (probabilità di successo P_s) è data dalla probabilità che nell'intervallo di vulnerabilità $2T$ non vi siano altre trasmissioni, cioè:

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



ALOHA: prestazioni

- Il numero medio di pacchetti trasmessi con successo nell'intervallo di tempo T risulta allora essere:

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

- Tale valore definisce quello che viene indicato come *throughput* del sistema, espresso appunto in pacchetti trasmessi nell'unità di tempo T (varia quindi tra 0 e 1).

Aloha: prestazioni

- Il throughput normalizzato S è quindi pari al prodotto del carico offerto totale per la probabilità di successo della trasmissione

$$S = G * \text{Pr}[\text{no collision}] = \lambda T * P_s = G e^{-2G}$$

- dove $\text{Pr}[\text{no collision}]$ è la probabilità di successo della trasmissione P_s
- S può essere visto come la frazione di tempo (frazione di Erlang) in cui il canale è utilizzato



Aloha

- Calcolo del max throughput
- Derivando ed eguagliano a zero l'espressione:

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

- si ottiene il valore di G che corrisponde al max S

$$dS/dG = e^{-2G} - 2Ge^{-2G} = 0$$

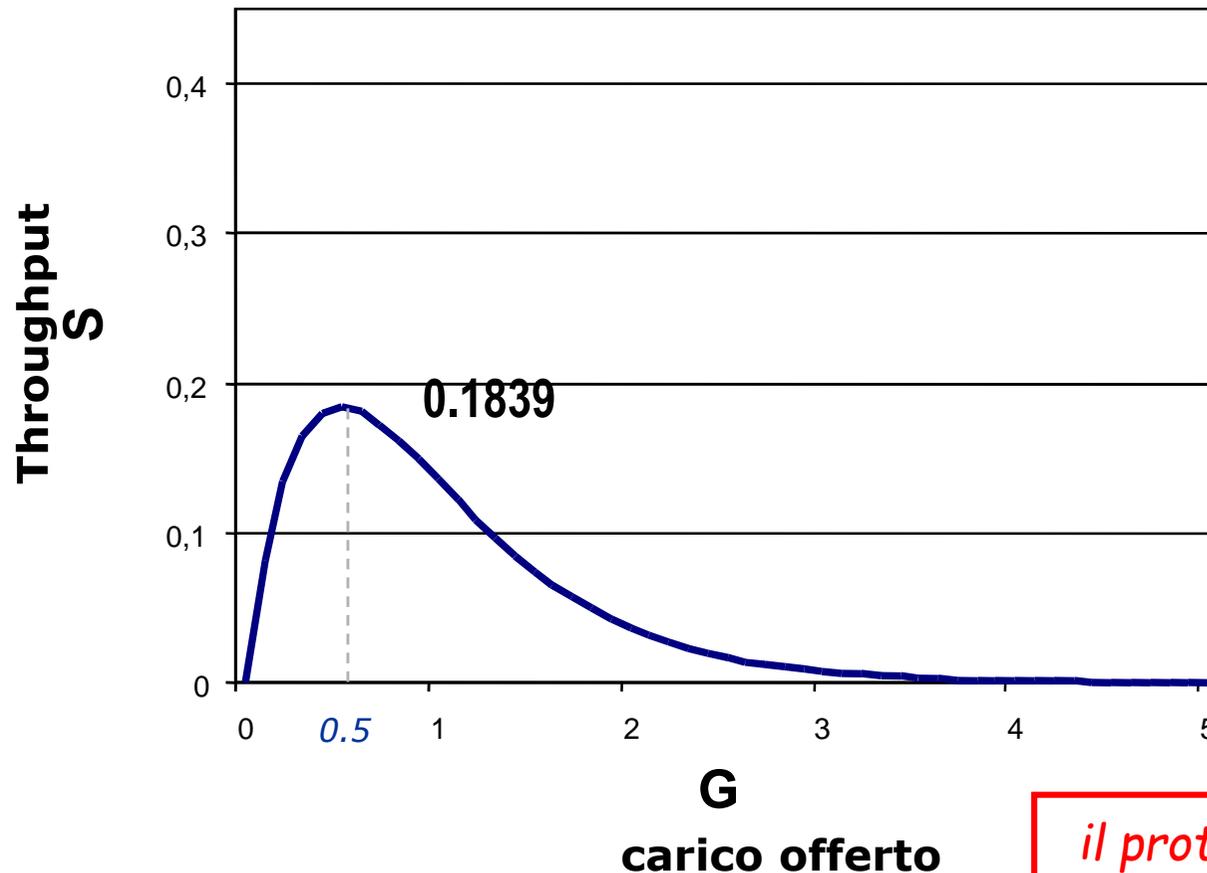
$$G_{\max} = 1/2$$

- Quindi S_{\max} è pari a:

$$S_{\max} = 1/2e = 0,1839 \text{ [Erlang]}$$



ALOHA: prestazioni



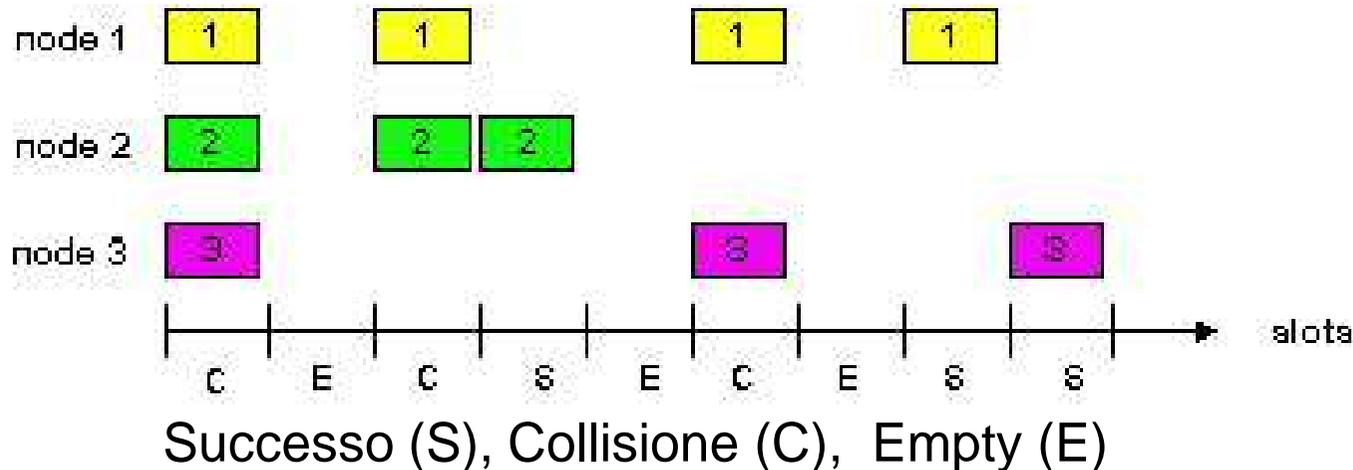
□ Sarà stabile?

il protocollo limita il throughput sul canale!

Slotted Aloha

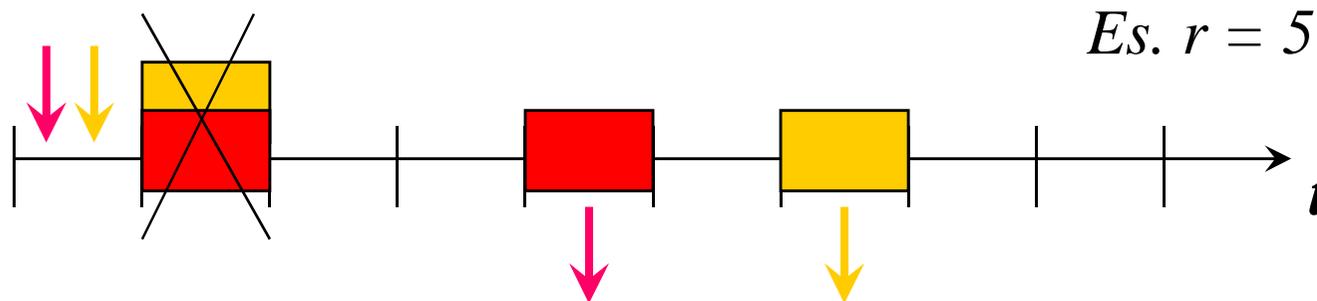


- L'**Aloha a slot** divide il tempo in time slot uguali di lunghezza pari alla durata T di un pacchetto
- un nodo che ha un nuovo pacchetto in arrivo: trasmette all'inizio dello slot successivo
- se c'è collisione: ritrasmette il pacchetto negli slot seguenti con probabilità p , finché ha successo



Slotted Aloha

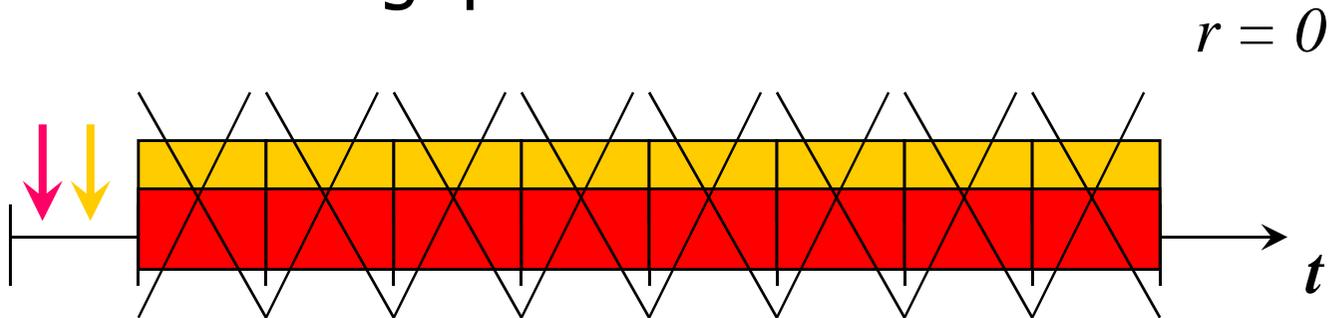
- ❑ Quando arriva un pacchetto la stazione prova a trasmetterlo nel primo slot disponibile
- ❑ Se si verifica una collisione la stazione prova a ritrasmetterlo dopo un numero di slot scelto uniformemente in un intervallo $0 - r$





Slotted Aloha: risoluzione delle collisioni

- $r = 0 \rightarrow$ la collisione si ripete all'infinito
 \rightarrow throughput = 0



- Se il traffico è elevato occorre un r elevato per evitare instabilità

Vorremmo r piccolo in situazione di rete scarica, r grande in situazioni di congestione !!!



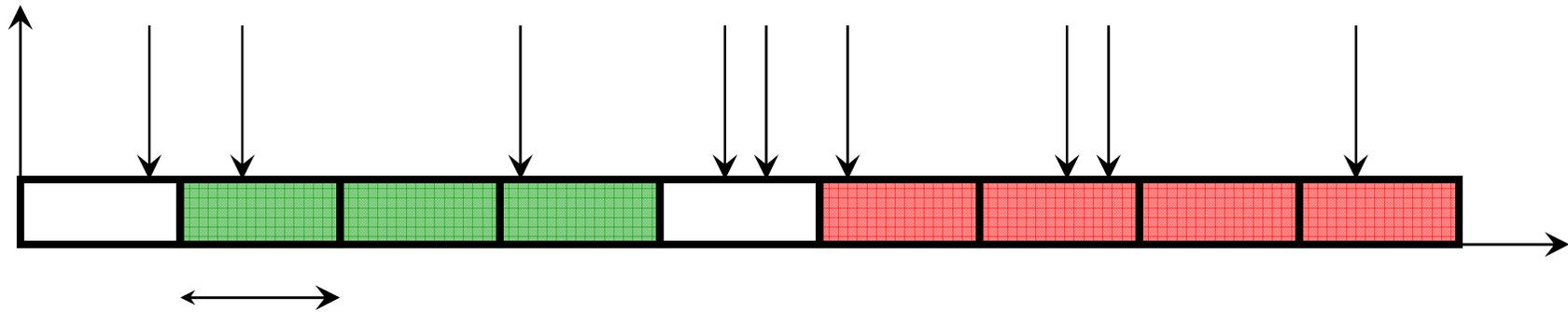
Culture

Slotted Aloha: Backoff Esponenziale

- ❑ Come si sceglie r ?
- ❑ Riconosciuta la collisione la stazione opera quindi nel seguente modo:
 - sceglie un intero X a caso ed in modo uniforme nell'intervallo $0, 2^{\text{Min}(k, \text{max})}$
 - K numero di collisioni già subite dal pacchetto
 - max settato per limitare la dimensione massima dell'intervallo di ritrasmissione
 - aspetta X slot prima di tentare la ritrasmissione

Slotted-ALOHA: prestazioni

- si assume un parziale coordinamento fra le stazioni, consistente nel sincronismo dei possibili istanti di trasmissione, che distano T (slotting del tempo)
- le stazioni dunque hanno in comune un riferimento temporale e possono trasmettere solo iniziando al tempo $0, T, 2T, \dots$
- il sincronismo evita il caso di sovrapposizioni parziali delle trasmissioni e quindi la collisione si ha solo se altri pacchetti partono nello stesso istante del pacchetto scelto



Aloha a Slot: prestazioni

- Il periodo di vulnerabilità è pari alla durata di un pacchetto, T
- La probabilità di non avere collisioni per un tempo pari al periodo di vulnerabilità (cioè la probabilità di successo P_s) è:

$$\Pr(n, T) = (G^n e^{-G}) / n!$$

$$\text{per } n=0 \quad \Pr(0) = e^{-G}$$

$$P_s = e^{-G}$$

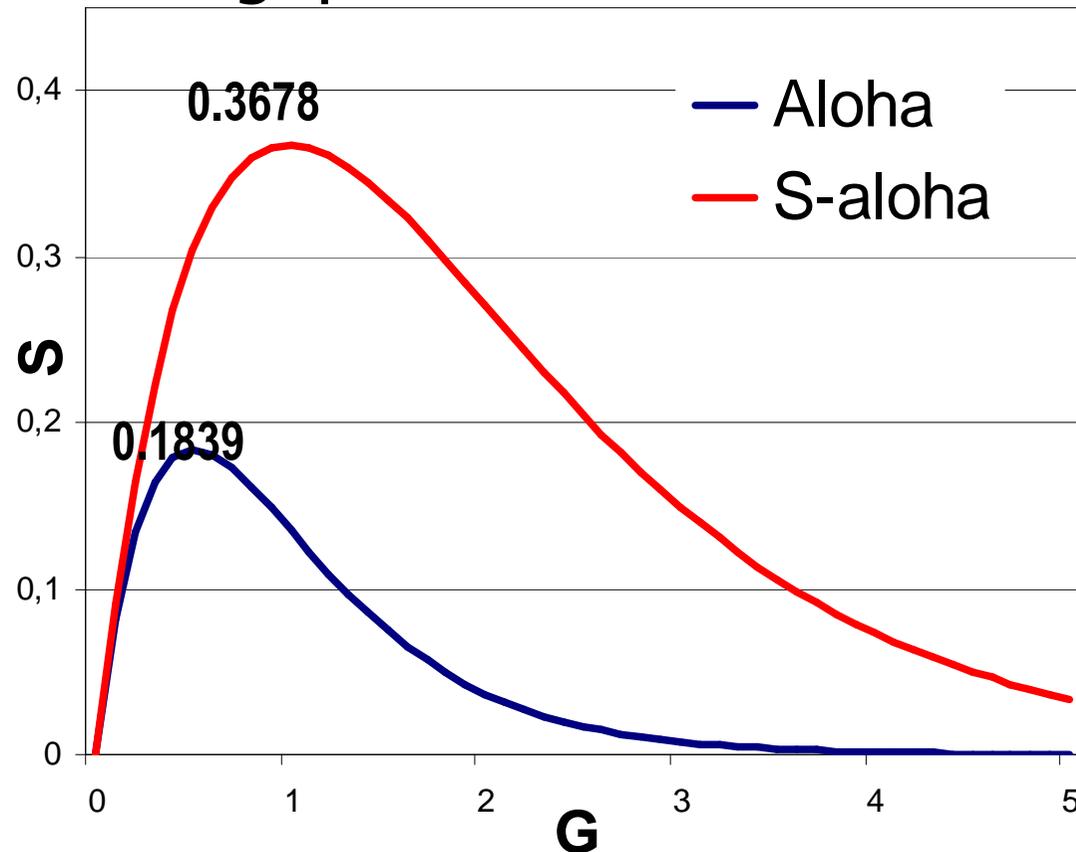


Slotted-ALOHA: prestazioni

□ E quindi il throughput: $S = Ge^{-G}$

Al meglio: il canale è usato per trasmissioni utili per il 37% del tempo!

- ◆ Trasmissione in slot sincroni
- ◆ La collisione è totale o non c'è





Aloha a Slot: prestazioni

- Calcolo del max throughput
- Derivando ed eguagliando a zero l'espressione:

$$S = Ge^{-G}$$

- si ottiene il valore di G che corrisponde al max S

$$dS/dG = e^{-G} - Ge^{-G} = 0$$

$$G_{\max} = 1$$

- Quindi S_{\max} è pari a:

$$S_{\max} = 1/e = 0,3679 \text{ [Erlang]}$$



Accesso multiplo con allocazione dinamica casuale

Il protocollo CSMA



CSMA: Carrier Sensing Multiple Access

- ❑ Il Carrier Sensing Multiple Access (CSMA) è il protocollo che direttamente deriva dall'ALOHA puro, con l'aggiunta del feedback che riguarda l'occupazione del canale stesso
- ❑ Lo strumento che rivela l'occupazione del canale viene chiamato *Carrier Sensing (rilevazione di portante)* e dà il nome al protocollo
- ❑ E' usato nella topologia a bus bidirezionale

CSMA: ascolta prima di trasmettere!

- ❑ Una stazione prima di tentare la trasmissione verifica lo stato del mezzo (*Carrier Sensing*)
- ❑ Procedura:
 - 1) Una stazione che desidera emettere ascolta se il canale è occupato da una emissione precedente
 - 2) Se il canale è libero (idle), la stazione emette
 - 3) Se il canale è occupato (busy), la stazione ritarda l'emissione ad un istante successivo



CSMA

- **CSMA Persistente:** riprova immediatamente con probabilità p quando il canale diventa idle (può causare instabilità)
- **CSMA Non-persistente:** riprova dopo un intervallo random

CSMA: collisioni

- A causa dei ritardi di propagazione il protocollo CSMA NON evita le COLLISIONI

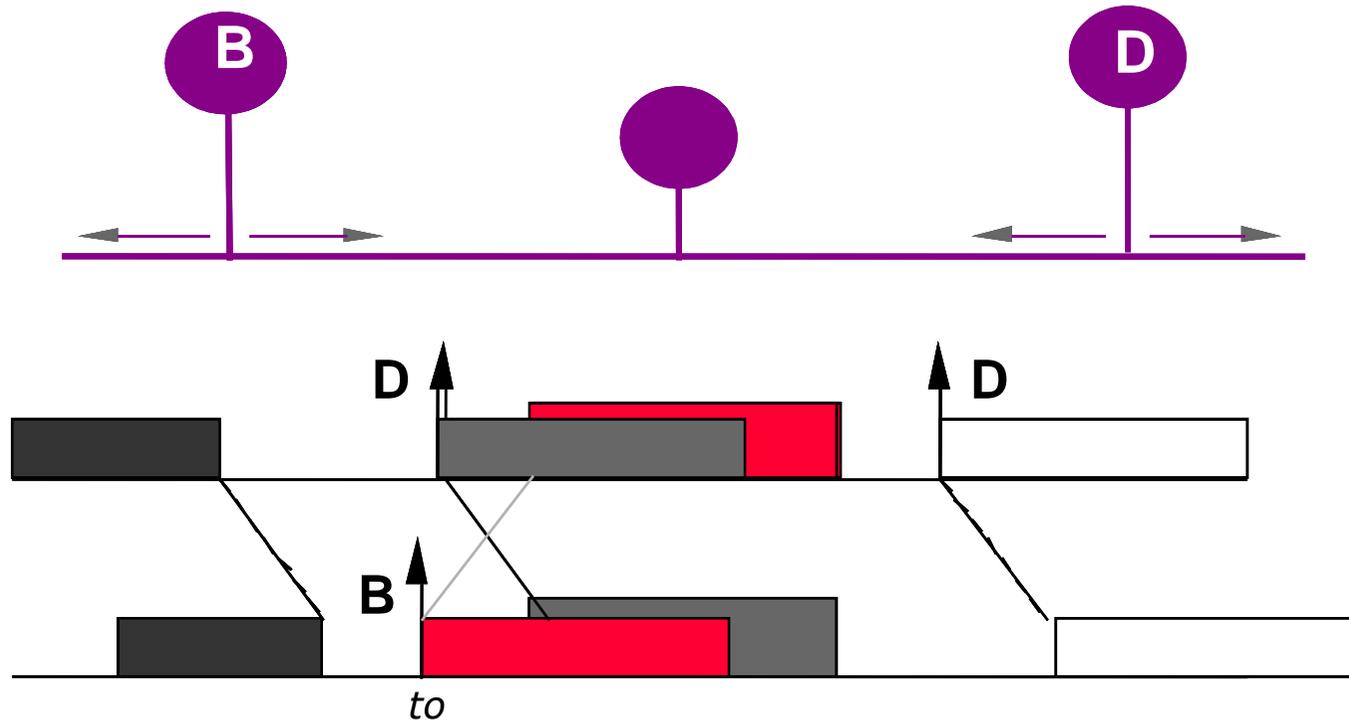


il ritardo di propagazione implica che due nodi non possano sentirsi reciprocamente all'inizio della trasmissione



CSMA: collisioni

- Tra due stazioni avviene una collisione se esse accedono al canale in istanti che distano tra loro un tempo inferiore a quello di propagazione tra le due stazioni



CSMA: collisioni



collisione:

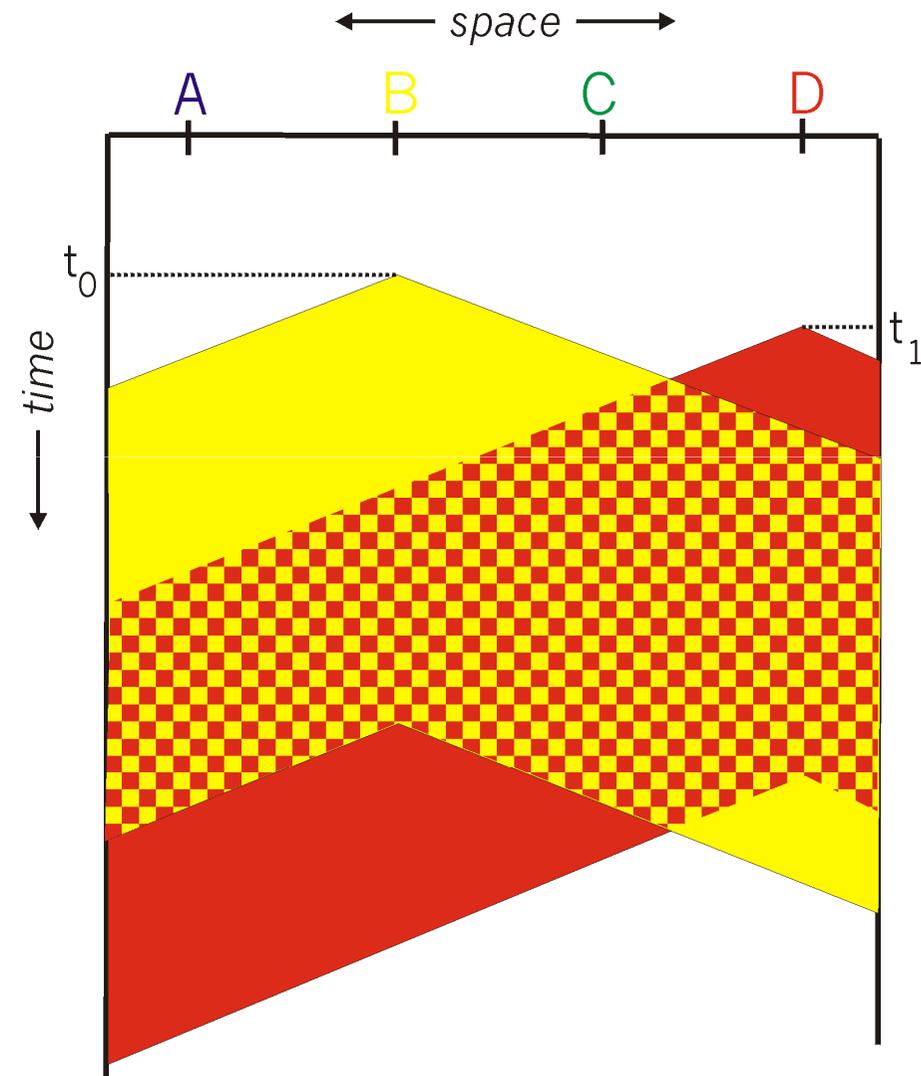
il tempo speso per trasmettere l'intero pacchetto è sprecato

B e D continuano a trasmettere le loro trame interamente anche se c'è stata collisione

nota:

ruolo della distanza e del ritardo di propagazione nel determinare la probabilità di collisione

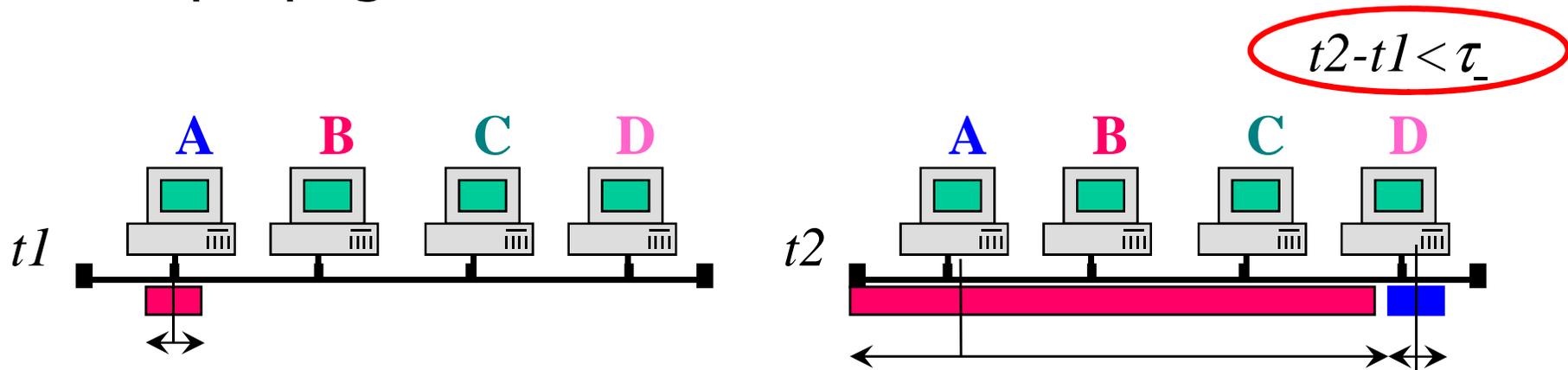
disposizione spaziale dei nodi





Intervallo di vulnerabilità

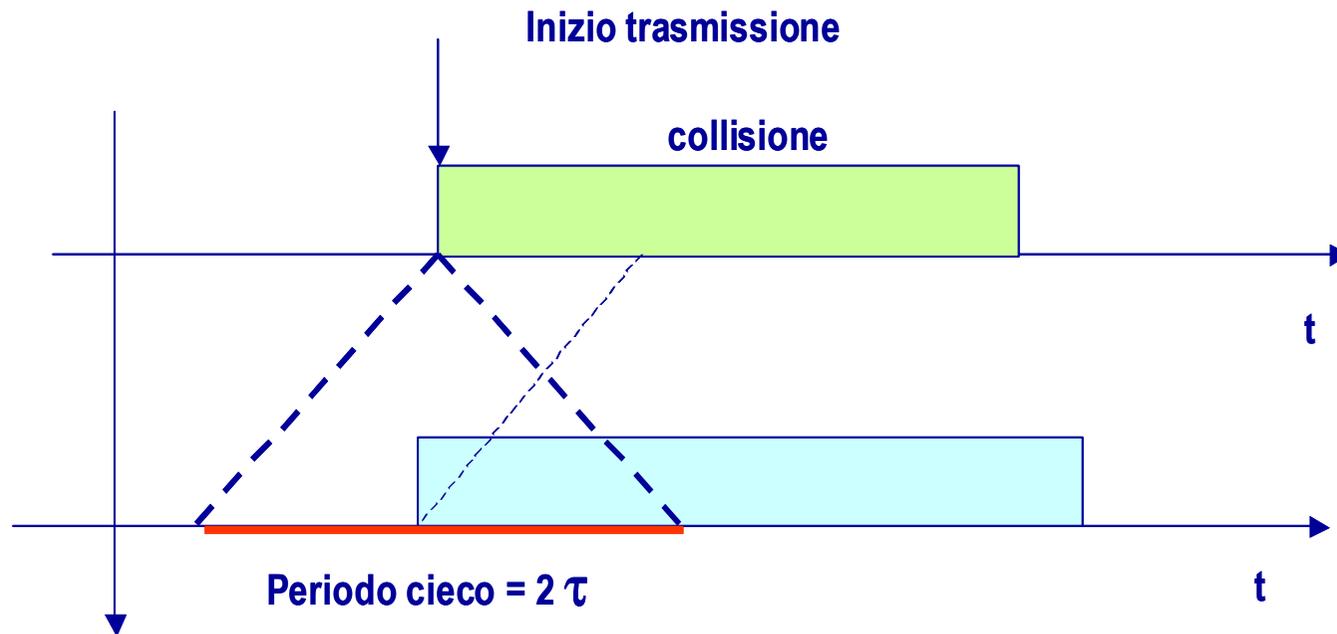
- L'intervallo di vulnerabilità è l'intervallo di tempo in cui una unità informativa emessa può subire collisione
- è uguale a 2τ , dove τ è il ritardo di propagazione da estremo a estremo sul bus



t1, t2 tempi in cui le stazioni A e D avendo verificato che il canale e' libero iniziano la trasmissione di una trama



Intervallo di vulnerabilità



τ : tempo di propagazione con l'utente più lontano

T : durata della trasmissione = B / V

CSMA

Nel caso di canale occupato, l'istante successivo di emissione è determinato in base ad una PROCEDURA DI PERSISTENZA:

- 1-persistente
- 0-persistente o non-persistente
- p-persistente



CSMA

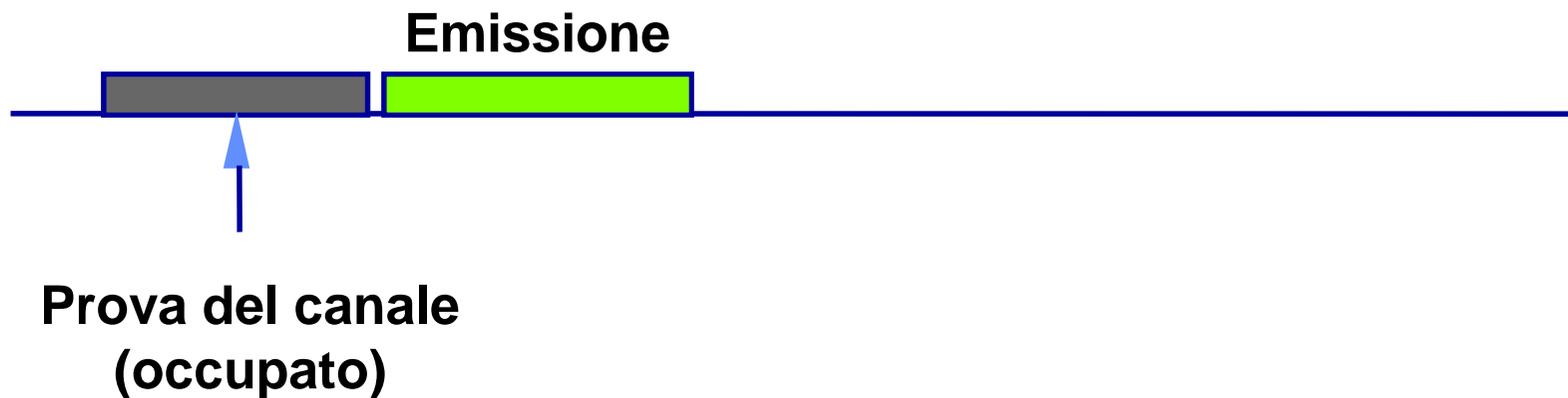
- **1-persistente**: il terminale ascolta finché il canale è libero e poi trasmette con probabilità 1
- **non-persistente**: il terminale aspetta un tempo random prima di ritrasmettere (wireless-LAN) (come se avesse colliso)
- **p-persistente**: il terminale aspetta finché il canale è libero e quindi trasmette con probabilità p , oppure con probabilità $1-p$ ritarda la trasmissione di un tempo casuale
- **CSMA/CD (with collision detection)**: interrompe la trasmissione appena si accorge di una collisione



Procedure di persistenza

1-persistente

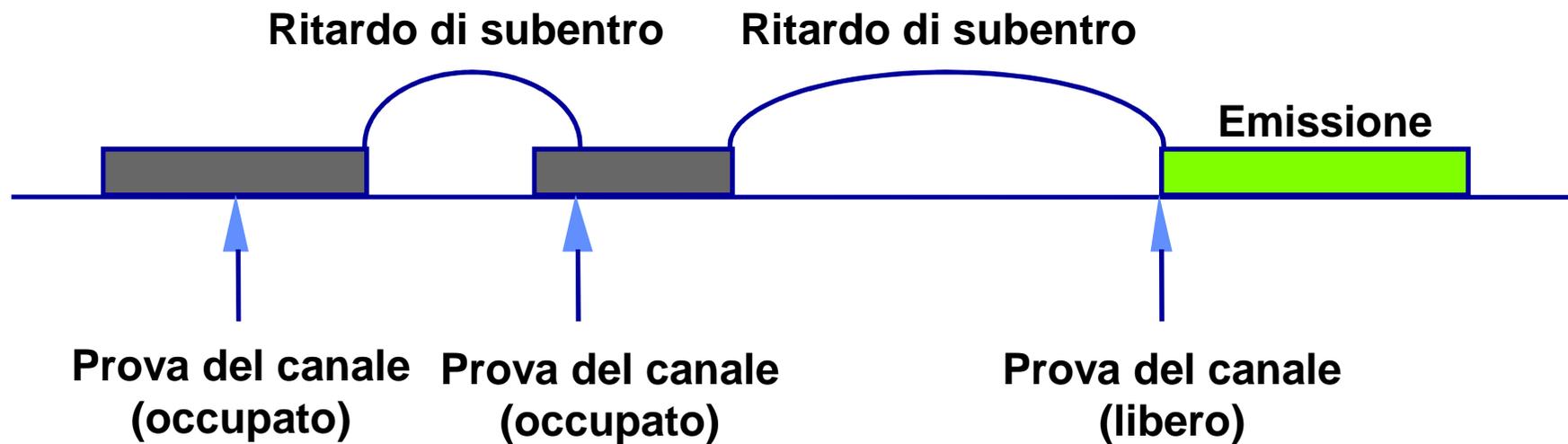
- ❑ la stazione aspetta che il canale torni libero, quindi trasmette



Procedure di persistenza

0-persistente:

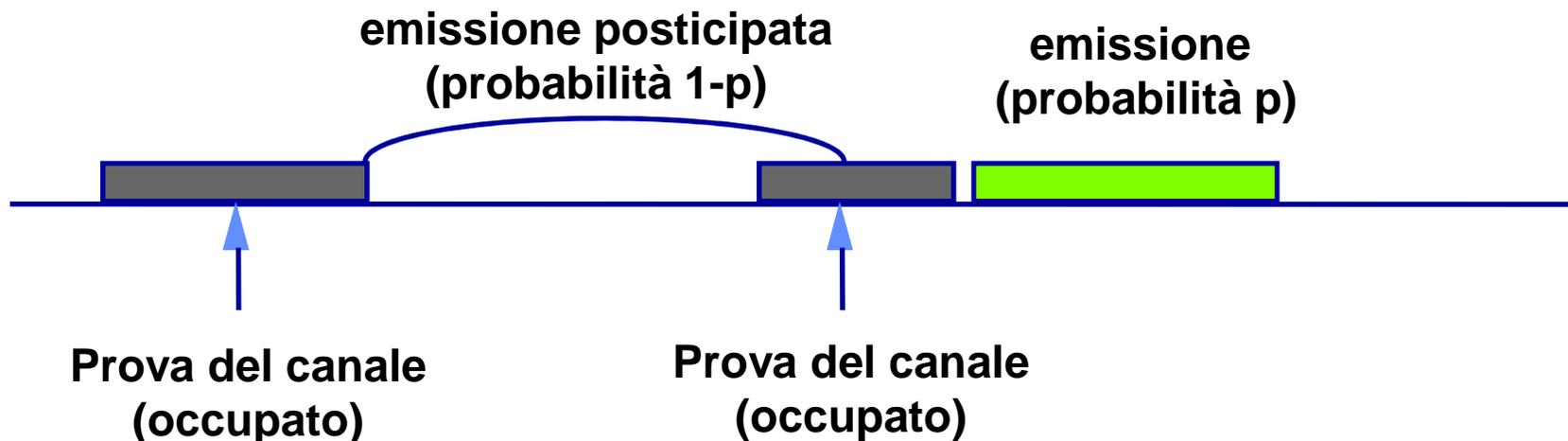
- ❑ la stazione ritarda l'emissione di un intervallo di tempo calcolato in base ad un algoritmo di subentro (backoff)



Procedure di persistenza

p-persistente:

- la stazione attende che il canale torni libero, quindi effettua l'emissione con probabilità p , altrimenti la trasmissione è ritardata di un intervallo di tempo calcolato in base ad un algoritmo di subentro





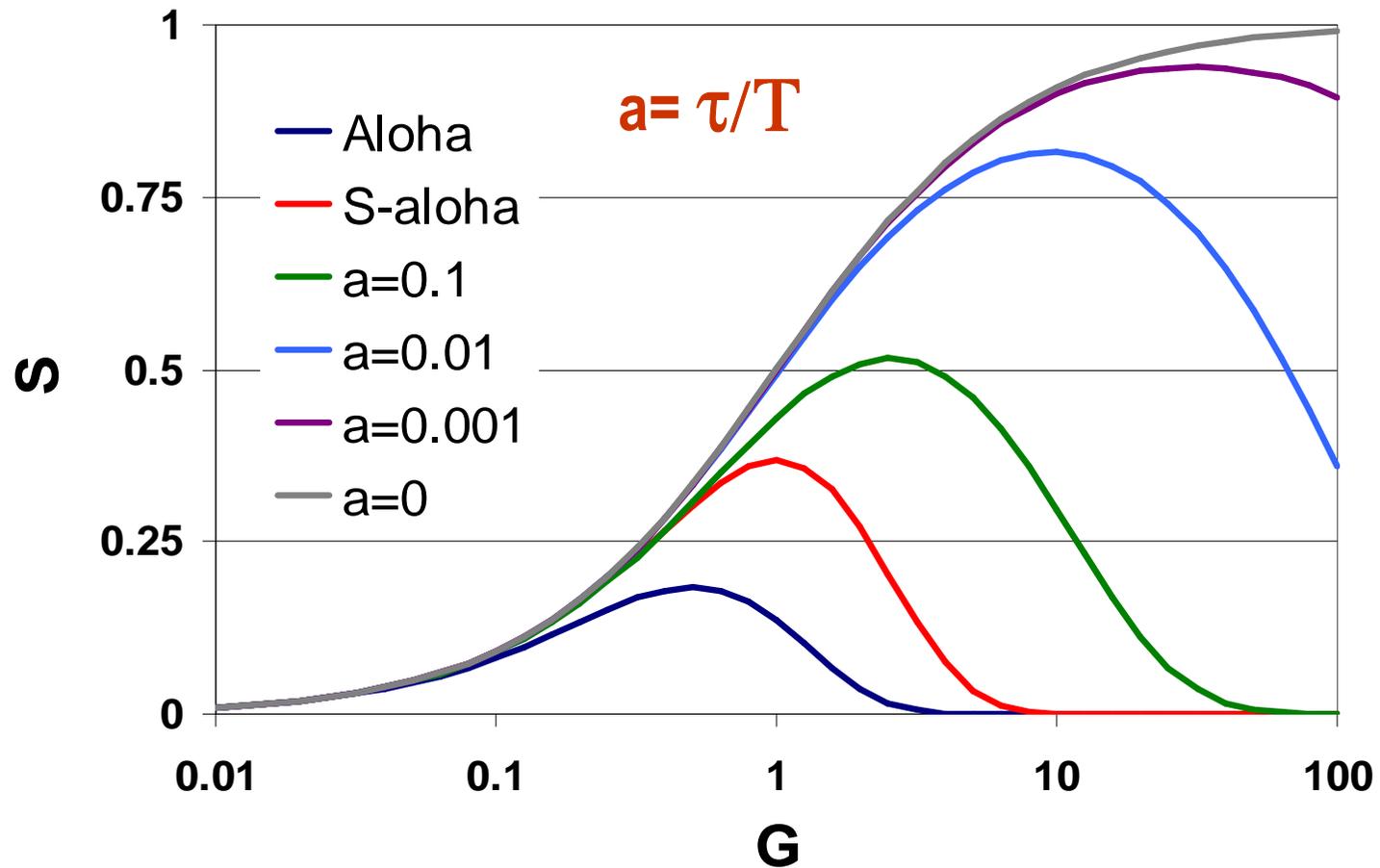
Procedure di persistenza

- ❑ L'algoritmo di subentro serve a casualizzare l'accesso al canale
- ❑ La procedura 1-persistente tende ad aumentare la portata media di rete, ma ad alto traffico aumenta le collisioni
- ❑ La procedura 0-persistente riduce lo svantaggio delle collisioni ad alto traffico
- ❑ La procedura p -persistente consente di regolare la probabilità p in base al traffico di rete



Culture

CSMA: prestazioni del caso non persistente





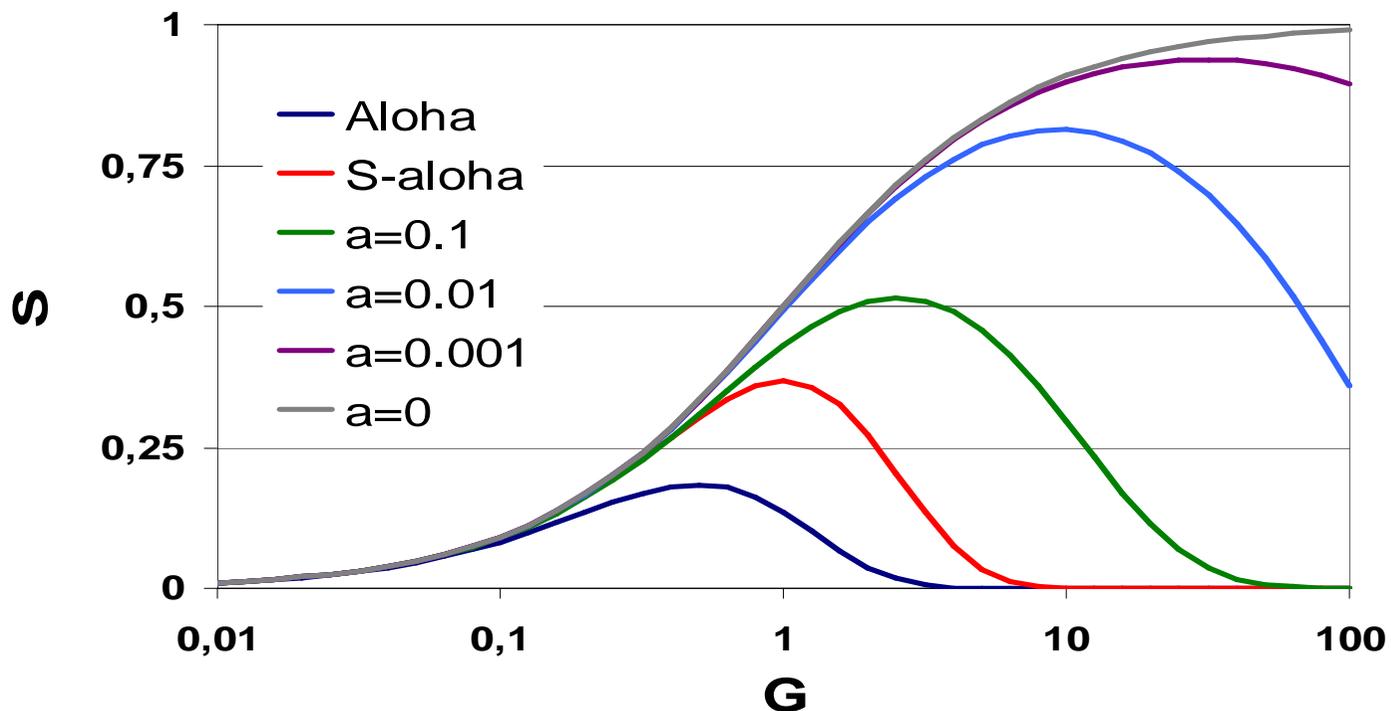
Prestazioni del CSMA

- ❑ Per le prestazioni si assuma lo stesso modello dell'ALOHA con
 - T tempo di trasmissione del pacchetto
 - τ tempo di propagazione
 - $a = \tau/T$
- ❑ si assume inoltre la modalità non-persistente (l'unica che consente di trattare facilmente il traffico sul canale)



Prestazioni del CSMA

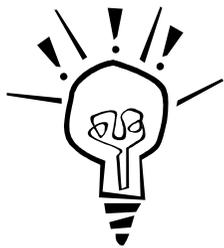
□ Si può mostrare che:
$$S = \frac{Ge^{-aG}}{G(1+2a) + e^{-aG}}$$





CSMA/CD

Il tempo necessario perché tutte le stazioni coinvolte in una collisione se ne accorgano dipende dal tempo di propagazione (piccolo rispetto al tempo di trasmissione nelle LAN)



- **Perché continuare a trasmettere trame che hanno colliso?**
- **Non appena una stazione si accorge della collisione smette di trasmettere la trama**



CSMA/CD

- ❑ Adotta la tecnica: "Ascolta prima di parlare e mentre parli"
- ❑ Collision Detection (rilevazione delle collisioni)
- ❑ Rispetto al protocollo CSMA, migliora le prestazioni riducendo la durata delle collisioni



CSMA/CD (Collision Detection)

CSMA/CD: carrier sensing, come in CSMA

- collisioni *rilevate* in breve tempo
- trasmissioni che hanno colliso sono abortite, riducendo lo spreco sul canale
- collision detection:
 - facile nelle wired-LAN: misura le intensità dei segnali, confronta segnali trasmessi e ricevuti
 - difficile nelle wireless LANs: il ricevitore si disattiva mentre trasmette

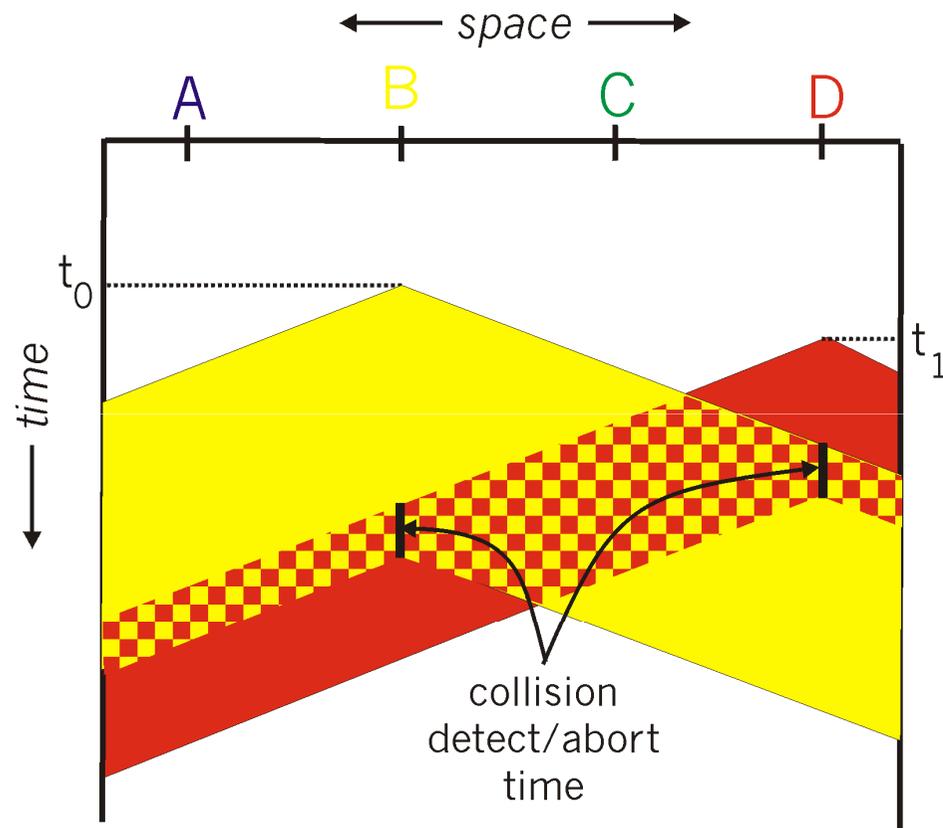


CSMA/CD

- Nel caso di collisione:
 - La collisione viene riconosciuta (***Collision Detection***)
 - La collisione viene 'rinforzata' (***sequenza di jamming***).
 - Viene tentato nuovamente l'accesso dopo un intervallo di tempo casuale ΔT .
 - Per ridurre l'aumento di traffico per ritrasmissioni il valore di ΔT aumenta ***esponenzialmente*** all'aumentare del numero di collisioni consecutive verificatesi.



CSMA/CD collision detection





CSMA/CD: vantaggi rispetto al CSMA

- **Riduce lo spreco delle risorse di rete durante la collisione, limitandone estremamente la durata**

→ **Throughput più elevato rispetto al CSMA**

Il vantaggio rispetto al CSMA è tanto più elevato quanto più il tempo necessario perché le varie stazioni coinvolte nella collisione se ne accorgano è piccolo rispetto al tempo di trasmissione della trama.



CSMA/CD: ritardo di propagazione

- Il CSMA/CD è utilizzabile in sistemi in cui il ritardo di propagazione τ sia piccolo e inoltre sia breve rispetto alla durata T_t della trasmissione di una PDU
 - ascolto del canale prima di trasmettere: se il **ritardo di propagazione è piccolo** allora (i) l'informazione raccolta dalla stazione è significativa; (ii) è bassa la probabilità che le altre stazioni tentino una trasmissione nell'intervallo $[0, \tau]$ (le altre stazioni si accorgono della collisione nel caso peggiore dopo un tempo τ); (iii) è minore la banda sprecata a causa di una collisione



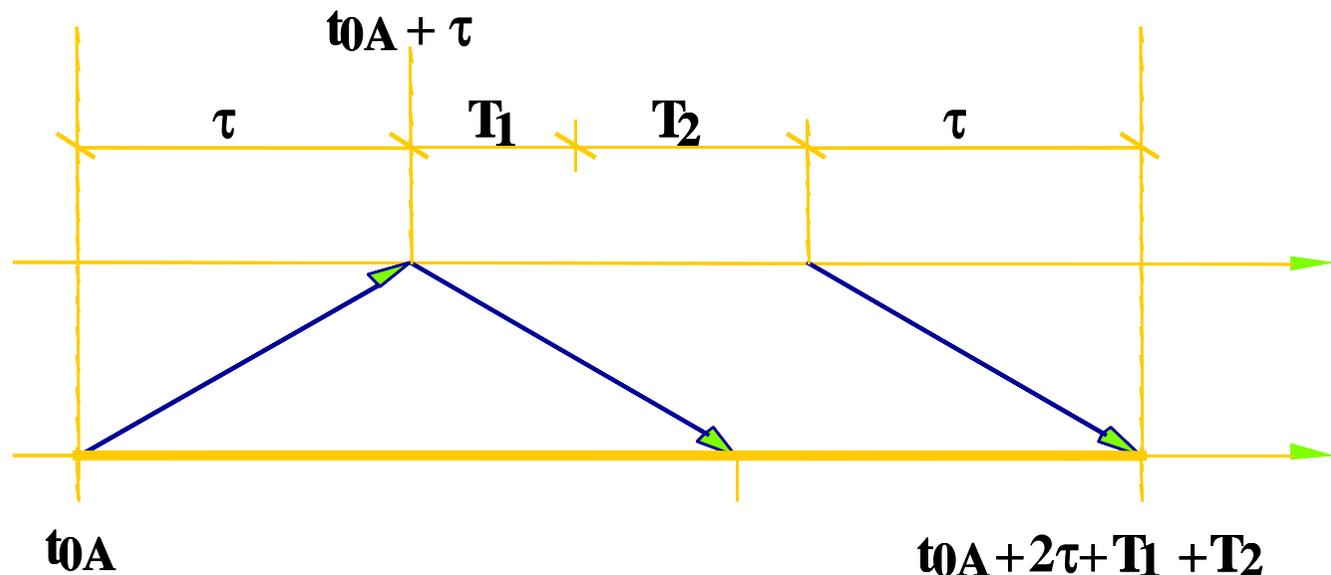
CSMA/CD: ritardo di propagazione

- ascolto del canale durante la trasmissione della PDU: se il **tempo di trasmissione della PDU** è minore del ritardo di propagazione, la stazione finisce di trasmettere la trama, e quindi di ascoltare il canale, prima di potersi accorgere di eventuali collisioni
 - la stazione può smettere di ascoltare il canale dopo un tempo 2τ e continuare a trasmettere la trama
 - la condizione $\tau < Tt$ limita la lunghezza massima del bus!

CSMA/CD

Tempo di rivelazione di una collisione

**Il nodo B inizia
l'emissione**



**Il nodo A inizia
l'emissione**

**$t_{0A} + 2\tau + T_1 + T_2$
Fine dell'intervallo
di collisione**

τ : tempo di propagazione da estremo ad estremo sul bus

T_1 : tempo di rivelazione della collisione (pochi bit)

T_2 : tempo di permanenza nello stato di collisione



CSMA/CD

- Il tempo totale necessario affinché, nel caso di collisione, tutti i terminali interrompano l'emissione è:

$$T = 2\tau + T_1 + T_2$$

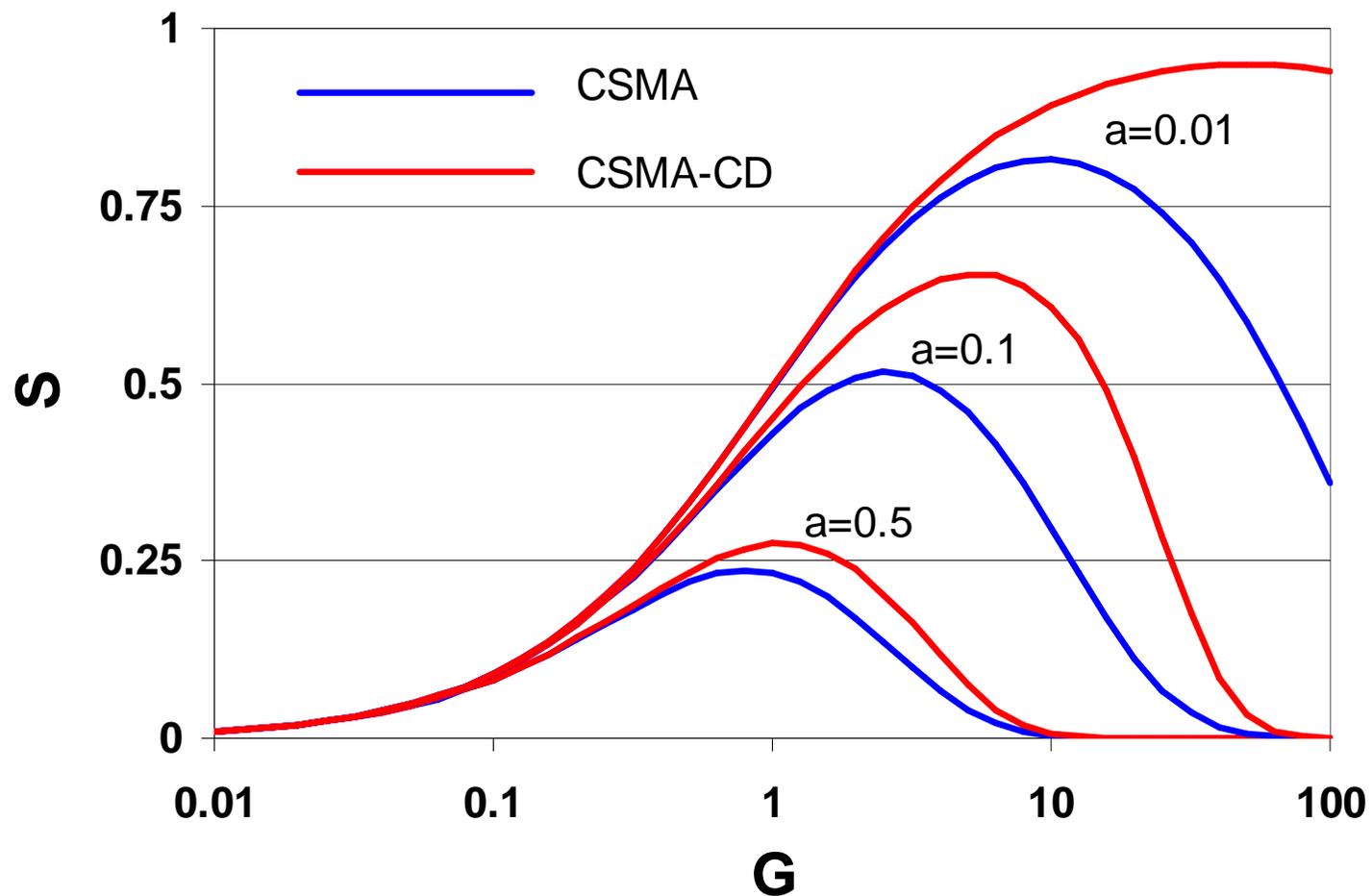
- Se R è il ritmo binario in linea, una PDU di strato MAC non può avere lunghezza inferiore a

$$L_{\min} = (2\tau + T_1) R$$



Culture

CSMA/CD: prestazioni



Prestazioni del CSMA-CD

- Per le prestazioni si assume sempre lo stesso modello
 - T tempo di trasmissione del pacchetto
 - τ tempo di propagazione
 - $a = \tau/T$
 - δ tempo per accorgersi della collisione e interrompere
- si assume sempre la modalità non-persistente
- Il throughput, per effetto delle collisioni non raggiunge il valore max
 - Es. Ethernet a 10 Mb/s: per $G=6\text{Mb/s}$ entra in regime di congestione, e il traffico smaltito satura per effetto delle collisioni, poi diminuisce anche per effetto dell'interazione tra TCP e MAC (dopo $k=16$ ritrasmissioni il MAC rinuncia a trasmettere la trama, allora il TCP rallenta il ritmo di emissione entrando in regime di slow start e congestion avoidance)



Prestazioni del CSMA-CD

□ Si ha:
$$S = \frac{Ge^{-aG}}{G(1+2a) + e^{-aG} - G(1-\delta)(1-e^{-aG})}$$

□ per $\delta=0$:

