Appunti di Fondamenti di Comunicazioni e Internet

Canale 1 · Reti · Prof.ssa Francesca Cuomo

Capitolo 6: Protocolli di accesso multiplo

Autore: Tommaso C.

Appunti tratti dalle lezioni in aula e dal materiale del corso

---

Argomenti: Collegamenti broadcast e collisioni · Protocollo ideale · Classificazione: statici e dinamici · TDMA e FDMA · Token passing · Accesso casuale · ALOHA e slotted ALOHA · Back-off · CSMA e CSMA/CD

Indice

1 Collegamenti condivisi e accesso multiplo **1**

2 Il protocollo ideale **2**

3 Classificazione dei protocolli MAC **2**

4 Suddivisione del canale: TDMA e FDMA **3**

5 Accesso controllato: token passing **5**

6 Accesso casuale **5**

7 ALOHA **6**

7.1 Carico e throughput 7

8 Slotted ALOHA **8**

9 Ritrasmissione: il back-off **10**

10 CSMA **11**

10.1 Propagazione e collisioni 11

10.2 Prodotto banda-ritardo e coefficiente a 11

10.3 Persistenza 12

10.4 Prestazioni del CSMA 13

11 CSMA/CD **13**

12 Confronto fra i protocolli MAC **15**

13 Esercizi **16**

14 Soluzioni **19**

1 Collegamenti condivisi e accesso multiplo

Lo strato di collegamento ha due tipi di collegamento. Il **collegamento punto-punto** unisce due soli dispositivi, come quelli dei capitoli precedenti. Nel **collegamento broadcast** più nodi, in punti diversi dello spazio, usano **contemporaneamente** lo stesso mezzo fisico.

Definizione – Protocollo MAC

Un **protocollo di accesso multiplo** (*Medium Access Control*, **MAC**) fissa le regole con cui i nodi di un collegamento broadcast trasmettono sul canale condiviso. Ogni nodo collegato ha il proprio protocollo MAC, nello strato 2.



Figura 1: Quattro collegamenti broadcast: un unico cavo per più computer, il Wi-Fi, il satellite e le persone che parlano nella stessa stanza.

Il cavo unico era molto usato nelle reti locali cablate (LAN, *local area network*). Oggi è più comune il collegamento condiviso senza fili, come il Wi-Fi: telefoni e computer parlano tutti sulla stessa radio.

Definizione – Collisione

Si ha una **collisione** quando un nodo riceve due o più frame nello stesso tempo: i segnali si sovrappongono e nessuno dei frame arriva corretto.

Per mettersi d'accordo i nodi non hanno un canale separato: anche i messaggi di coordinamento viaggiano sullo stesso canale condiviso (nessun canale *out-of-band*).

2 Il protocollo ideale

Definizione – Protocollo di accesso multiplo ideale

Su un canale broadcast di capacità R bit/s, il protocollo ideale ha quattro proprietà:

- se un solo nodo deve trasmettere, dispone di tutta la banda R;
- se M nodi devono trasmettere, ognuno dispone in media di R/M;
- è **decentralizzato**: nessun nodo master e nessuna sincronizzazione dei clock;
- è **semplice**.

L'esempio è il Wi-Fi: chi lo usa da solo vuole tutta la banda, e quando lo usano in tanti ognuno si aspetta una porzione equa. Ottenere questo è facile se un solo nodo smista il traffico; con l'accesso distribuito serve un protocollo apposito.

3 Classificazione dei protocolli MAC

Definizione – Famiglie di protocolli MAC

- **Suddivisione del canale** (allocazione **statica**): il canale è diviso a priori in parti (slot di tempo, bande di frequenza o codici), e ogni parte è assegnata a un nodo per uso esclusivo.
- **Accesso dinamico controllato**: c'è un coordinamento preventivo, ma ognuno occupa il canale secondo le proprie esigenze.
- **Accesso dinamico casuale** (*random access*): nessun coordinamento; il canale non è diviso, le collisioni sono possibili e i nodi coinvolti ritrasmettono.

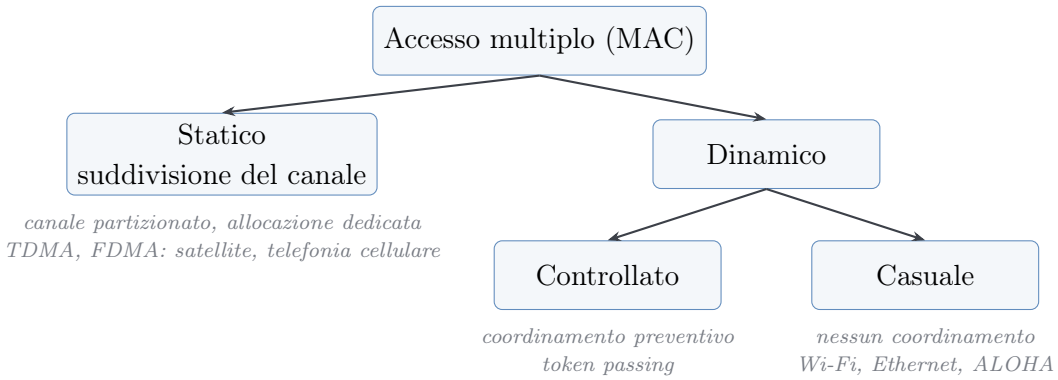


Figura 2: Classificazione dei protocolli di accesso multiplo, con le applicazioni tipiche.

Nella sezione 4 i protocolli statici, nella sezione 5 il token passing, nella sezione 6 l'accesso casuale. Le sezioni dalla 7 alla 11 descrivono i protocolli ad accesso casuale, e la sezione 12 confronta le tre famiglie.

4 Suddivisione del canale: TDMA e FDMA

Le sigle finiscono con MA, *Multiple Access*. Lo schema del canale è quello della multiplazione TDM e FDM (Capitolo 1, commutazione di circuito), ma cambia chi mette l'informazione nella sua parte del canale.

Definizione – TDMA

Nel **TDMA** (*Time Division Multiple Access*, accesso multiplo a divisione di tempo) il canale è diviso nel tempo in **time slot**, raccolti in trame che si ripetono. Ogni nodo trasmette, a turno, solo negli slot che gli sono assegnati; gli slot non usati restano inattivi.

Osservazione – TDM e TDMA

Nel **TDM** un nodo centrale, per esempio un router, riceve le comunicazioni e le mette negli slot della sua unica uscita; i terminali possono essere asincroni. Nel **TDMA** è il **terminale stesso** a mettere i propri dati nello slot giusto. Per farlo deve sapere due cose:

- **quali slot** usare, cioè quelli assegnati da un controllore esterno;
- **quando** comincia ogni slot, cioè essere sincronizzato con il clock del canale.

Definizione – FDMA

Nel **FDMA** (*Frequency Division Multiple Access*, accesso multiplo a divisione di frequenza) il canale è diviso in **bande di frequenza**. A ogni nodo è assegnata una banda prefissata, su cui si sintonizza e trasmette; le bande non usate restano inattive.

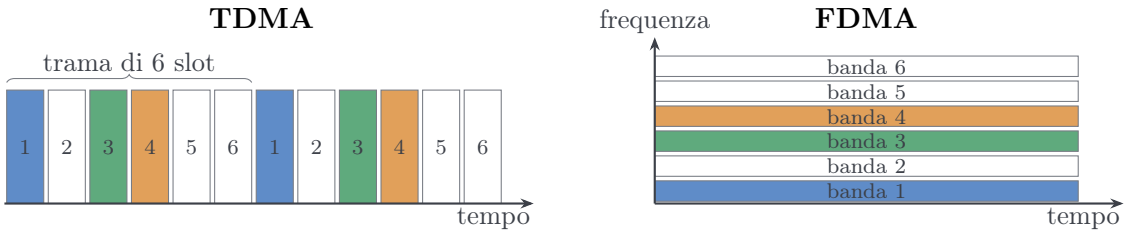


Figura 3: Sei nodi su un canale con TDMA (a sinistra) e con FDMA (a destra). Trasmettono solo i nodi 1, 3 e 4: gli slot e le bande 2, 5 e 6 restano inattivi.

Esempio – Le due bande del Wi-Fi

Il Wi-Fi di casa lavora su due bande, a 2,4 GHz e a 5 GHz. Un dispositivo messo sulla banda a 2,4 GHz, per esempio una stampante, non contende il canale con quelli sulla banda a 5 GHz: è una divisione in frequenza. Telefoni e televisore sulla stessa banda, invece, se la contendono.

Tempo e frequenza si possono anche combinare: il canale diventa una **matrice** di celle, una per coppia (slot, banda). Una comunicazione occupa una cella, più celle separate o un insieme a incastro, come in figura 4. Le reti cellulari di quarta e quinta generazione usano questa combinazione, che rende più flessibile l'assegnazione delle risorse.

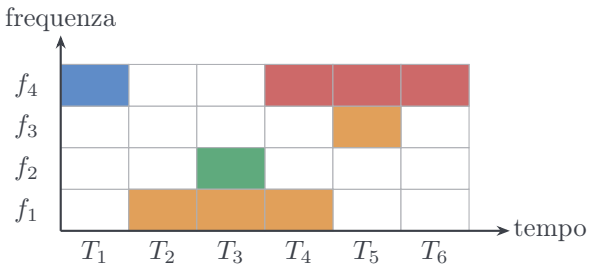


Figura 4: Canale diviso in tempo e frequenza. Ogni colore è una comunicazione: una cella, una cella in un altro slot e un'altra banda, oppure più celle a incastro.

Proposizione – Banda per nodo con la suddivisione del canale

Con TDMA o FDMA e M nodi su un canale di capacità R, ogni nodo dispone di

$$R_{\text{nodo}} = \frac{R}{M},$$

anche quando gli altri nodi non trasmettono.

Quindi la suddivisione del canale soddisfa la seconda proprietà del protocollo ideale, ma non la prima: un nodo da solo non arriva a R. Richiede inoltre un controllore che assegna le parti e, nel TDMA, la sincronizzazione dei nodi.

Osservazione – Statico dentro la comunicazione

Nelle reti cellulari le parti del canale si assegnano quando parte una comunicazione, e cambiano da una comunicazione all'altra: un messaggio che chiede poca banda ne riceve meno di un video in streaming. L'assegnazione è quindi dinamica fra comunicazioni diverse, ma statica **dentro** la singola comunicazione.

5 Accesso controllato: token passing

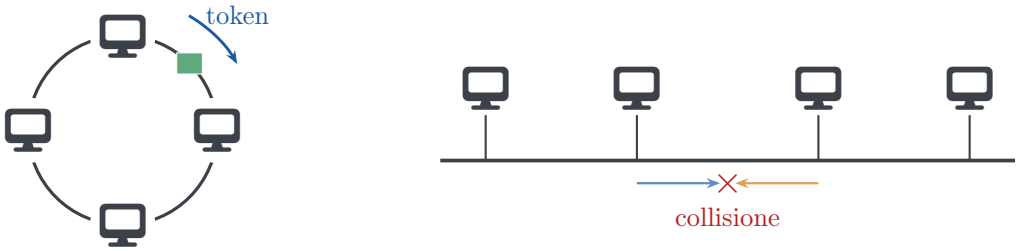
Definizione – Token passing

Nel **token passing** un pacchetto speciale, il **token**, passa da un nodo all'altro, per esempio lungo un anello. Può trasmettere soltanto il nodo che ha il token; quando ha finito, o se non ha nulla da dire, lo passa al successivo. Così non ci sono collisioni.

Il coordinamento è preventivo, perché passa per il token, ma l'accesso è dinamico: chi ha molto da trasmettere tiene il token più a lungo, e chi non ha nulla lo passa subito. Questi protocolli si usavano nelle reti locali; oggi sono poco diffusi.

Esempio – Quattro nodi con il token

Quattro nodi si passano il token per un giro. Il primo ha molto da trasmettere, il secondo un po' meno, il terzo nulla. Un giro possibile divide la capacità R così: $R/2$, $R/3$, 0 e $R/6$. La somma è R, ma le parti non sono $R/4$ ciascuna: dipendono dalle esigenze, non dal numero di nodi.



token passing ad anello: nessuna collisione

accesso casuale su bus: due nodi trasmettono insieme

Figura 5: A sinistra trasmette solo il nodo con il token. A destra ogni nodo trasmette quando è pronto, e due trasmissioni contemporanee collidono.

6 Accesso casuale

Definizione – Accesso casuale

In un protocollo ad **accesso casuale** (*random access*) un nodo che ha un frame trasmette quando è pronto, alla velocità piena del canale, R bit/s, senza coordinarsi con gli altri. Se due o più nodi trasmettono insieme, i frame collidono. Il protocollo stabilisce:

- come rilevare una collisione;
- come e quando ritrasmettere dopo una collisione.

L'accesso casuale non esclude le collisioni: le accetta e le gestisce. Con un solo nodo attivo, infatti, quel nodo usa tutta la banda R, cioè la prima proprietà del protocollo ideale che la suddivisione del canale non ha.

Osservazione – Rete cellulare e Wi-Fi

- La **rete cellulare** usa protocolli statici: è un servizio pagato, e la comunicazione non deve subire collisioni o interferenze da altri utenti.
- Il **Wi-Fi** usa l'accesso casuale: di solito l'accesso non si paga, per esempio in un bar o in aeroporto, ma il servizio è di qualità minore.
- Con molti utenti sullo stesso Wi-Fi le collisioni aumentano e la rete **rallenta**: in un'aula piena va peggio che in un'aula vuota.

7 ALOHA

ALOHA è il primo protocollo ad accesso casuale. È nato alle Hawaii, all'inizio degli anni Settanta, per collegare via radio i dipartimenti dell'Università delle Hawaii.

Definizione – ALOHA

In **ALOHA** un nodo che ha un frame lo trasmette subito, senza ascoltare il canale. Poi aspetta un riscontro (ACK) dal destinatario:

- se l'ACK arriva entro un **timeout**, la trasmissione è riuscita;
- se l'ACK non arriva, il nodo considera il frame perso in una collisione e lo ritrasmette dopo un **ritardo casuale** (*back-off*).

Il ritardo è casuale perché due nodi che hanno colliso, se aspettassero lo stesso tempo, ritrasmetterebbero ancora insieme e collliderebbero di nuovo.

Definizione – Intervallo di vulnerabilità

Sia X il tempo di trasmissione di un frame, uguale per tutti i nodi. L'**intervallo di vulnerabilità** di un frame è l'intervallo di tempo in cui l'inizio di un'altra trasmissione provoca una collisione con quel frame.

Un frame inizia all'istante t_0 e finisce a $t_0 + X$. Collide con ogni frame che inizia dopo $t_0 - X$, perché questo non è ancora finito a t_0, e con ogni frame che inizia prima di $t_0 + X$. In ALOHA l'intervallo di vulnerabilità vale quindi $2X$ (figura 6, a sinistra).

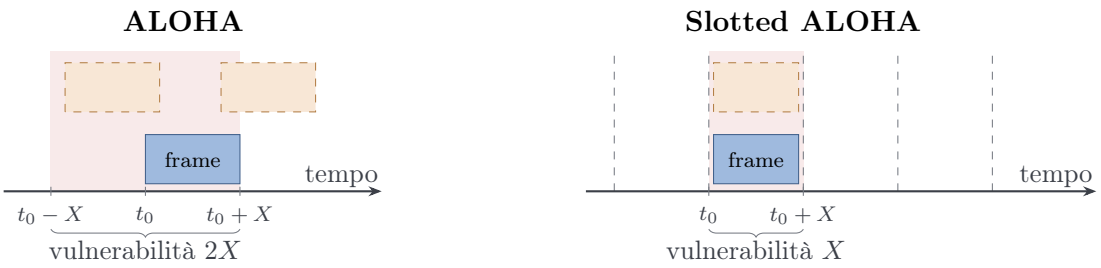


Figura 6: Intervallo di vulnerabilità (in rosso chiaro) di un frame che inizia in t_0. In ALOHA (a sinistra) collide ogni frame che inizia fra $t_0 - X$ e $t_0 + X$; in slotted ALOHA (a destra) solo un frame che inizia nello stesso slot.

7.1 Carico e throughput

Definizione – Carico, throughput e probabilità di successo

Il tempo si misura in unità di X, il tempo di trasmissione di un frame.

- Il **carico offerto** G è il numero medio di frame, nuovi e ritrasmessi, che i nodi provano a trasmettere in un tempo X.
- Il **throughput** S è il numero medio di frame trasmessi con successo in un tempo X: è la frazione del tempo in cui il canale trasporta frame utili, fra 0 e 1.
- P_{succ} è la probabilità che un frame trasmesso non subisca collisioni.

Ogni frame offerto riesce con probabilità P_{succ}, quindi

$$S = G \cdot P_{succ}.$$

Proposizione – Throughput di ALOHA

Con un numero molto grande di nodi, ognuno dei quali trasmette di rado,

$$P_{succ} = e^{-2G}, \qquad S = G\, e^{-2G}.$$

Il throughput è massimo per $G = 1/2$ e vale $S_{max} = 1/(2e) \approx 0{,}184$.

Dimostrazione

1. Si divide il tempo X in n intervalli piccoli, lunghi X/n. In ognuno inizia una trasmissione con probabilità p, indipendentemente dagli altri; il numero medio di inizi in un tempo X è $G = np$.
2. Il frame non collide se nessun'altra trasmissione inizia nei $2n$ intervalli del suo intervallo di vulnerabilità $2X$:
$$P_{succ} = (1-p)^{2n} = \left(1 - \frac{G}{n}\right)^{2n}.$$
3. Per $n \to \infty$, dal limite notevole $(1 - G/n)^n \to e^{-G}$, si ha $P_{succ} \to e^{-2G}$, quindi $S = G\,e^{-2G}$.
4. La derivata $\frac{dS}{dG} = e^{-2G}(1 - 2G)$ si annulla in $G = 1/2$, dove $S = \frac{1}{2}e^{-1} = 1/(2e)$.

□

La curva $S(G)$ ha la forma di una campana (figura 7):

- a **basso carico** quasi ogni frame riesce, e $S \approx G$;
- crescendo il carico aumentano le collisioni e le ritrasmissioni, che a loro volta aumentano il carico;
- oltre $G = 1/2$ il throughput **cala**: il canale è occupato da frame che collidono. Nel caso migliore ALOHA usa il 18 % circa della capacità.

8 Slotted ALOHA

Definizione – Slotted ALOHA

In **slotted ALOHA** valgono queste ipotesi:

- tutti i frame hanno la stessa dimensione L bit;
- il tempo è diviso in **slot** lunghi L/R, il tempo di trasmissione di un frame;
- i nodi sono sincronizzati e iniziano a trasmettere solo all'inizio di uno slot.

Un nodo che ha un frame lo trasmette nello slot successivo. Se non c'è collisione, il nodo può trasmettere un nuovo frame nello slot dopo. Se c'è collisione, il nodo lo rileva prima della fine dello slot e ritrasmette il frame in ogni slot successivo con probabilità p, finché non riesce.

Un frame collide solo con i frame che iniziano nello stesso slot: l'intervallo di vulnerabilità scende da $2X$ a X (figura 6, a destra).

Proposizione – Throughput di slotted ALOHA

Con le stesse ipotesi di ALOHA,

$$P_{succ} = e^{-G}, \qquad S = G\,e^{-G}.$$

Il throughput è massimo per $G = 1$ e vale $S_{max} = 1/e \approx 0{,}368$, il doppio di ALOHA.

Dimostrazione

Si ripete la dimostrazione di ALOHA con un intervallo di vulnerabilità di n intervalli invece di $2n$: $P_{succ} = (1 - G/n)^n \to e^{-G}$. La derivata $\frac{dS}{dG} = e^{-G}(1 - G)$ si annulla in $G = 1$, dove $S = e^{-1}$. □

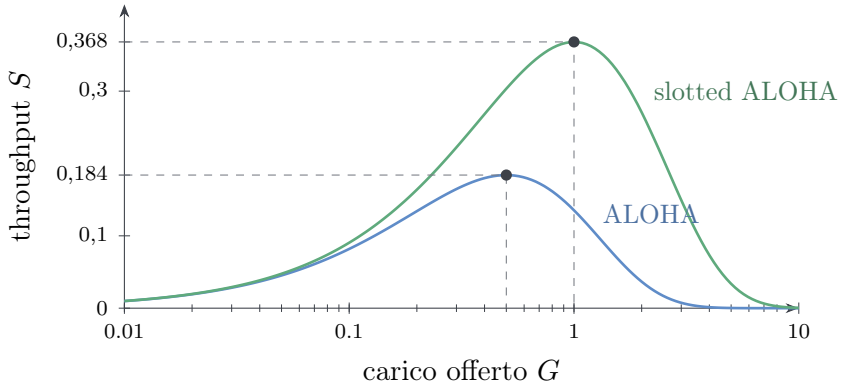


Figura 7: Throughput in funzione del carico offerto (asse G in scala logaritmica). Il massimo è $1/(2e)$ in $G = 1/2$ per ALOHA e $1/e$ in $G = 1$ per slotted ALOHA.

Il guadagno ha due prezzi:

- i nodi devono essere **sincronizzati** sull'inizio degli slot;
- i frame hanno una **dimensione fissa**, quella di uno slot.

Osservazione – Pregi e difetti

- **Pregi**: un nodo da solo trasmette di continuo alla velocità piena R; il protocollo è decentralizzato, perché ogni nodo rileva le collisioni e decide da solo quando ritrasmettere; è molto semplice.
- **Difetti**: una parte degli slot ha collisioni ed è sprecata; un'altra parte, spesso grande, resta vuota.

L'Esercizio 1 conta gli slot utili in una sequenza di nove slot.

Osservazione – Slotted ALOHA con prenotazione

Si può dedicare una parte del tempo a **mini-slot di prenotazione**. In un mini-slot i nodi annunciano che vogliono trasmettere, e le collisioni avvengono solo lì, fra frame brevi. Gli slot di dati sono poi assegnati ai nodi che si sono prenotati, senza collisioni.

9 Ritrasmissione: il back-off

Dopo una collisione un nodo aspetta un tempo casuale, il **back-off**, prima di ritrasmettere. Le regole viste finora sono due:

- in ALOHA il nodo sceglie un ritardo casuale;
- in slotted ALOHA il nodo ritrasmette in ogni slot con probabilità p: in media aspetta $1/p$ slot.

Se p è fissa, con molti nodi in collisione le ritrasmissioni collidono ancora. Il nodo allora allarga l'intervallo da cui sceglie il ritardo dopo ogni collisione successiva.

Definizione – Back-off esponenziale binario troncato

Dopo la n-esima collisione consecutiva di uno stesso frame, il nodo pone $k = \min(n, 10)$, sceglie a caso un intero K fra 0 e $2^k - 1$ e aspetta K volte un'unità di tempo fissa prima di ritrasmettere.

collisione n	valori possibili di K
1	$0, 1$
2	$0, \ldots, 3$
3	$0, \ldots, 7$
≥ 10	$0, \ldots, 1023$

Ogni collisione raddoppia l'intervallo medio di attesa. Così, con molti nodi attivi, le ritrasmissioni si distribuiscono su un tempo più lungo e collidono meno; il costo è un ritardo maggiore.

Osservazione – La logica è nei nodi

Nell'accesso casuale tutto il protocollo è nei nodi: nessun apparato centrale controlla chi trasmette. L'equità vale solo se ogni nodo rispetta le regole. Un dispositivo che sceglie sempre $K = 0$ ritrasmetterebbe prima degli altri e prenderebbe più banda: non è conforme allo standard.

10 CSMA

ALOHA trasmette senza guardare il canale. Un passo ovvio è ascoltare prima di parlare.

Definizione – CSMA

Nel **CSMA** (*Carrier Sense Multiple Access*) un nodo ascolta il canale prima di trasmettere (*carrier sensing*):

- se il canale è **libero**, il nodo trasmette il frame intero;
- se il canale è **occupato**, il nodo rimanda la trasmissione secondo una regola di **persistenza** (Sottosezione 10.3).

10.1 Propagazione e collisioni

Il CSMA non elimina le collisioni, per colpa del tempo di propagazione $t_{prop} = d/\nu$, con d la distanza fra due nodi e ν la velocità di propagazione. Due nodi A e B, a distanza d, sono il caso peggiore:

1. A ascolta il canale, lo trova libero e inizia a trasmettere all'istante 0;
2. il primo bit di A arriva a B solo all'istante t_{prop};
3. poco prima, all'istante $t_{prop} - \delta$, B ascolta il canale, lo trova ancora libero e trasmette anche lui;
4. i due frame collidono. B se ne accorge in t_{prop}; A se ne accorge solo quando gli arriva il primo bit di B, in $2t_{prop} - \delta$.

Per $\delta \to 0$, A scopre la collisione dopo $2t_{prop}$. Il nodo che trasmette è sicuro di avere **catturato** il canale solo dopo $2t_{prop}$ senza collisioni: l'intervallo di vulnerabilità del CSMA è $2t_{prop}$, non più $2X$ (figura 8 nella sezione 11).

10.2 Prodotto banda-ritardo e coefficiente a

Definizione – Prodotto banda-ritardo e coefficiente a

Il **prodotto banda-ritardo** $R \cdot t_{prop}$ è il numero di bit che stanno sul mezzo fra due nodi: i bit trasmessi mentre il primo bit attraversa il collegamento. Diviso per la lunghezza L del frame, dà il **prodotto banda-ritardo normalizzato**

$$a = \frac{t_{prop}}{L/R} = \frac{R\,t_{prop}}{L}.$$

Il Capitolo 05 chiama prodotto banda-ritardo $2t_{prop}R$, cioè i bit di un'andata e ritorno; qui vale solo l'andata. La forma dell'efficienza è la stessa dello stop-and-wait.

Proposizione – Efficienza massima di un protocollo ad accesso casuale

Dopo ogni frame il canale resta impegnato per un tempo $2t_{prop}$, in cui nessun altro frame può essere catturato con certezza. Allora l'efficienza massima è

$$\rho_{max} = \frac{L/R}{L/R + 2t_{prop}} = \frac{1}{1 + 2a},$$

e la velocità utile massima è $R/(1 + 2a)$.

Esempio – Una LAN e una rete geografica

Si prenda un frame di $L = 12\,000$ bit e $\nu = 2 \times 10^8$ m/s.

- **LAN**: $d = 100$ m, $R = 100$ Mbit/s. Allora $t_{prop} = 0{,}5\,\mu$s, $R\,t_{prop} = 50$ bit, $a \approx 4{,}2 \times 10^{-3}$ e $\rho_{max} \approx 0{,}99$.
- **Rete geografica**: $d = 1000$ km, $R = 1$ Gbit/s. Allora $t_{prop} = 5$ ms, $R\,t_{prop} = 5 \times 10^6$ bit, $a \approx 417$ e $\rho_{max} \approx 1{,}2 \times 10^{-3}$.

Nella LAN l'attesa di $2t_{prop}$ quasi non pesa; nella rete geografica domina. L'accesso casuale con ascolto del canale conviene su distanze brevi.

10.3 Persistenza

Definizione – Varianti persistenti del CSMA

Quando il canale è occupato, un nodo CSMA segue una di tre regole:

- **1-persistente**: continua ad ascoltare e trasmette appena il canale si libera;
- **non persistente** (o 0-persistente): smette di ascoltare, aspetta un tempo casuale e poi riascolta il canale;
- **p-persistente**: continua ad ascoltare; quando il canale si libera trasmette con probabilità p, altrimenti aspetta un istante e ripete la scelta.

Nel CSMA 1-persistente, se più nodi aspettano lo stesso canale, trasmettono tutti appena si libera e collidono di sicuro. Il non persistente evita questo caso ma lascia il canale inattivo mentre i nodi aspettano:

variante	ritardo a basso carico	efficienza ad alto carico
1-persistente	basso: trasmette subito	bassa: collisioni al rilascio
non persistente	più alto: attese inutili	più alta: nodi distribuiti nel tempo
p-persistente	intermedio	intermedia, regolata da p

Osservazione – La scelta di p

Con p grande il p-persistente si comporta come l'1-persistente; con p piccola si avvicina al non persistente. Il valore di p dipende da quanti usano la rete: con due soli utenti conviene $p = 1$; in un'aula da cento posti conviene una p vicina a 0. Si può anche misurare il carico e adattare p nel tempo.

10.4 Prestazioni del CSMA

Il throughput massimo del CSMA dipende da a:

a	1-persistente	non persistente
0,01	0,53	0,81
0,1	0,45	0,51
1	0,16	0,14

- Con a piccolo il CSMA supera di molto ALOHA e slotted ALOHA.
- Con a vicino a 1 o maggiore, quando un nodo ascolta il canale l'informazione è già vecchia: il CSMA non è migliore di ALOHA, e con $a > 1$ è peggiore.
- Per a piccolo il non persistente ha il picco più alto, ma un ritardo maggiore. Con $a = 1$ i due picchi quasi coincidono.

11 CSMA/CD

Nel CSMA un frame che collide viene trasmesso fino in fondo, e tutto il tempo di trasmissione è perso. Il CSMA/CD riduce questa perdita.

Definizione – CSMA/CD

Nel **CSMA/CD** (*Collision Detection*) un nodo:

1. ascolta il canale e trasmette come nel CSMA;
2. continua ad ascoltare **mentre trasmette**, confrontando ciò che riceve con ciò che invia;
3. se rileva una collisione, **interrompe** subito la trasmissione e ritrasmette dopo un back-off.

Una collisione occupa il canale al più per $2t_{prop}$, invece che per un frame intero (figura 8). Tutti i nodi coinvolti smettono di trasmettere.

Il nodo A deve accorgersi della collisione mentre sta ancora trasmettendo: se finisse il frame prima di $2t_{prop}$, crederebbe di avere trasmesso con successo.

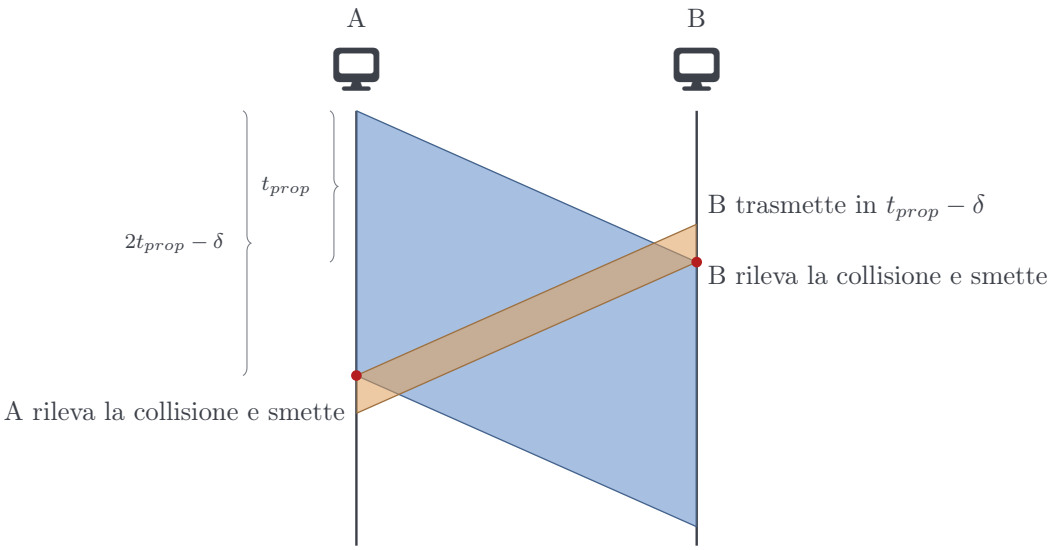


Figura 8: Caso peggiore di collisione nel CSMA/CD. A trasmette all'istante 0; B trova il canale libero in $t_{prop} - \delta$ e trasmette. B rileva la collisione in t_{prop}, A in $2t_{prop} - \delta$: entrambi interrompono la trasmissione.

Proposizione – Lunghezza minima del frame nel CSMA/CD

Siano d la distanza massima fra due nodi e ν la velocità di propagazione. Il CSMA/CD funziona se il tempo di trasmissione di un frame copre un'andata e ritorno:

$$\frac{L}{R} \geq 2t_{prop} = \frac{2d}{\nu} \quad \Longleftrightarrow \quad L \geq L_{min} = \frac{2dR}{\nu}.$$

In termini di a la condizione è $a \leq 1/2$.

Definizione – Dominio di collisione

Il **dominio di collisione** è l'area in cui due nodi possono collidere. La sua estensione massima è la distanza $d_{max} = L\nu/(2R)$ per cui la condizione sulla lunghezza minima vale con l'uguaglianza.

Osservazione – Ethernet

Ethernet usa il **CSMA/CD 1-persistente** con il back-off esponenziale binario troncato della sezione 9. Il frame minimo di Ethernet è di 64 B, cioè 512 bit: fissa l'estensione massima della rete.

Gli Esercizi 2 e 3 dimensionano reti con il CSMA/CD.

12 Confronto fra i protocolli MAC

- Con a **piccolo**, come in una LAN, il CSMA/CD dà il throughput più alto.
- Con a **grande**, come nella rete geografica dell'esempio della sezione 10, ascoltare il canale non serve: ALOHA e slotted ALOHA vanno meglio.

famiglia	basso carico	alto carico
suddivisione del canale	inefficiente: R/M anche da solo	efficiente, nessuna collisione
accesso casuale	efficiente: un nodo usa tutto R	collisioni, throughput in calo
accesso controllato	efficiente	efficiente

L'accesso controllato, come il token passing, cerca di prendere il meglio delle altre due famiglie, al prezzo del ritardo e del costo del coordinamento.

Riepilogo

- **Collegamento broadcast**: più nodi sullo stesso mezzo; il protocollo ideale dà R a un nodo da solo e R/M a ognuno di M nodi.
- **Tre famiglie**: suddivisione del canale (TDMA e FDMA, R/M per nodo), accesso controllato (token passing), accesso casuale.
- **ALOHA**: trasmette subito; vulnerabilità $2X$; $S = Ge^{-2G}$, massimo $1/(2e) \approx 0{,}18$ in $G = 1/2$.
- **Slotted ALOHA**: slot sincronizzati, vulnerabilità X; $S = Ge^{-G}$, massimo $1/e \approx 0{,}37$ in $G = 1$.
- **CSMA**: ascolta prima di trasmettere; vulnerabilità $2t_{prop}$; $a = R\,t_{prop}/L$, efficienza massima $1/(1 + 2a)$.
- **Persistenza**: 1-persistente (poco ritardo, collisioni al rilascio), non persistente (picco più alto per a piccolo, più ritardo), p-persistente (intermedio).
- **CSMA/CD**: ascolta anche mentre trasmette e interrompe; serve $L/R \geq 2t_{prop} = 2d/\nu$. Ethernet: 1-persistente, frame minimo 64 B.
- **Back-off esponenziale**: dopo la n-esima collisione K a caso fra 0 e $2^{\min(n,10)} - 1$.

13 Esercizi

Esercizio 1 – Nove slot con tre nodi

Tre nodi usano slotted ALOHA su un canale a $R = 10\,\text{Mbit/s}$. In nove slot consecutivi il nodo 1 trasmette negli slot 1, 3, 6 e 8; il nodo 2 negli slot 1, 3 e 4; il nodo 3 negli slot 1, 6 e 9.

a) Per ogni slot dire se è una collisione, un successo o uno slot vuoto.

b) Calcolare l'efficienza nei nove slot e la velocità utile.

Soluzione a pagina 19 →

Esercizio 2 – Raggio di un dominio di collisione

Si ipotizzi che sia possibile progettare una LAN basata su trasmissione radio, che usa il CSMA/CD dello standard Ethernet, con $R = 500\,\text{kbit/s}$ e frame di almeno 64 B. La velocità di propagazione è $\nu = 3 \times 10^5\,\text{km/s}$. Determinare il raggio massimo teorico di un dominio di collisione circolare.

Soluzione a pagina 19 →

Esercizio 3 – Sensori sul fondale marino

Una rete di sensori sul fondale marino comunica con un sonar a ultrasuoni a 30 kHz, con $R = 800\,\text{bit/s}$. I sensori sono distribuiti in un'area circolare di diametro 700 m; le onde acustiche si propagano a 1400 m/s.

a) Dimensionare le trame in modo da poter usare il CSMA/CD.

b) Ridimensionarle se il diametro dell'area raddoppia.

c) Il segnale è intelligibile solo fino a 1 km. Con il diametro doppio, il CSMA/CD è ancora appropriato? Motivare e proporre un'alternativa.

Soluzione a pagina 19 →

Esercizio 4 – Tre stazioni ALOHA

Tre stazioni A, B e C usano ALOHA su un canale a $R = 2{,}5\,\text{Mbit/s}$, con propagazione trascurabile e frame di 30 kbit. Le stazioni iniziano a trasmettere un frame agli istanti $t_A = 410\,\text{ms}$, $t_B = 418\,\text{ms}$ e $t_C = 454\,\text{ms}$. Dopo una collisione una stazione ritrasmette X millisecondi dopo la fine del frame danneggiato, con

$$X = s \cdot n_{coll} + T_{frame},$$

dove s è la somma delle cifre dell'istante iniziale della stazione (t_A, t_B o t_C) e n_{coll} il numero di collisioni consecutive del frame. Per esempio, con un istante di 315 ms, $X = (3 + 1 + 5) \cdot n_{coll} + T_{frame}$.

a) Ci sono collisioni? Fra quali stazioni?

b) In quali istanti le tre stazioni trasmettono con successo?

c) Calcolare il throughput normalizzato di ogni stazione, da t_A, t_B e t_C alla fine della sua trasmissione riuscita.

Soluzione a pagina 20 →

Esercizio 5 – Appello del 12/01/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 5

Nel caso si usi una tecnica di accesso multiplo con allocazione dinamica, il protocollo MAC:

a. è necessario per svolgere la funzione di coordinamento nella condivisione dinamica della capacità del mezzo multiaccesso;

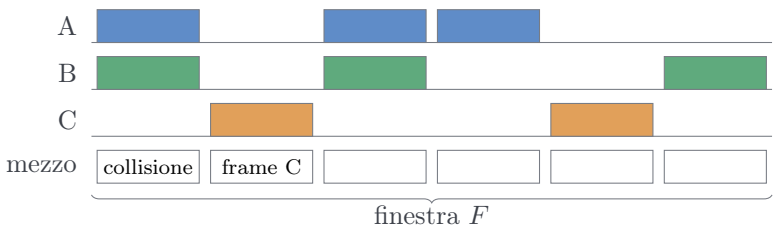
b. è un elemento opzionale dell'architettura dei protocolli, utile per migliorare le prestazioni in termini di efficienza di utilizzazione del mezzo multiaccesso;

c. è necessario per proteggere dagli errori le unità di dati trasmesse sul mezzo multiaccesso.

Soluzione a pagina 21 →

Esercizio 6 – Appello del 12/01/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 13

Si considerino i tre nodi A, B, C, che trasmettono in modalità accesso multiplo slotted ALOHA. Data l'evoluzione temporale delle trasmissioni riportata in figura, completando quello che accade sul mezzo condiviso, qual è la portata utile normalizzata nella finestra temporale F di sei slot?



a. 1; b. 0,66; c. 0,83.

Soluzione a pagina 21 →

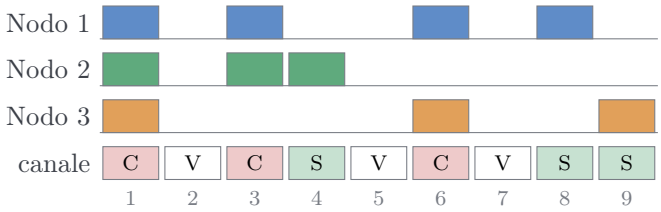
Esercizio 7 – Appello del 08/02/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 8

In una rete CSMA/CD la massima distanza tra due stazioni è di 2000 m. Qual è il minimo tempo di trasmissione di una trama se la velocità di propagazione sul mezzo è di 4×10^4 m/s? a. 0,1 s; b. 2 s; c. 0,05 s.

Soluzione a pagina 21 →

14 Soluzioni

Soluzione dell'Esercizio 1 – Nove slot con tre nodi



a) Uno slot è un successo (S) se trasmette un solo nodo, una collisione (C) se ne trasmettono due o più, vuoto (V) se non trasmette nessuno. Collisioni negli slot 1, 3 e 6; successi negli slot 4 (nodo 2), 8 (nodo 1) e 9 (nodo 3); vuoti gli slot 2, 5 e 7.

b) Gli slot utili sono 3 su 9:

$$\eta = \frac{3}{9} = \frac{1}{3}, \qquad \eta R = \frac{10\,\text{Mbit/s}}{3} \approx 3{,}33\,\text{Mbit/s}.$$

← *Torna all'Esercizio 1, pagina 16*

Soluzione dell'Esercizio 2 – Raggio di un dominio di collisione

La distanza massima fra due nodi è il diametro D del cerchio. Con $L = 64{\cdot}8 = 512\,\text{bit}$ la condizione $L/R \geq 2D/\nu$ dà

$$D \leq \frac{L\nu}{2R} = \frac{512\,\text{bit} \cdot 3 \times 10^5\,\text{km/s}}{2 \cdot 5 \times 10^5\,\text{bit/s}} = 153{,}6\,\text{km}.$$

Il raggio è la metà del diametro: $r = D/2 = 76{,}8\,\text{km}$.

← *Torna all'Esercizio 2, pagina 16*

Soluzione dell'Esercizio 3 – Sensori sul fondale marino

a) La frequenza della portante non serve. La distanza massima è il diametro, quindi

$$L \geq \frac{2dR}{\nu} = \frac{2 \cdot 700\,\text{m} \cdot 800\,\text{bit/s}}{1400\,\text{m/s}} = 800\,\text{bit} = 100\,\text{B}.$$

b) L_{min} è proporzionale a d: con $d = 1400\,\text{m}$ serve $L \geq 1600\,\text{bit} = 200\,\text{B}$.

c) No. Con un diametro di 1400 m due sensori possono stare a più di 1 km: uno non sente la trasmissione dell'altro, quindi l'ascolto del canale e la rilevazione delle collisioni non funzionano, qualunque sia L. Inoltre trame di 1600 bit sono pesanti per un sensore che manda pochi dati. Conviene un protocollo più semplice, come

ALOHA o slotted ALOHA: è meno efficiente, ma non ascolta il canale e consuma meno energia, e un sensore sott'acqua deve durare a lungo senza ricarica.

← *Torna all'Esercizio 3, pagina 16*

Soluzione dell'Esercizio 4 – Tre stazioni ALOHA

Il tempo di trasmissione di un frame è $T_{frame} = 30 \times 10^3\,\text{bit}/2{,}5 \times 10^6\,\text{bit/s} = 12\,\text{ms}$. Le somme delle cifre sono $s_A = 4{+}1{+}0 = 5$, $s_B = 4{+}1{+}8 = 13$, $s_C = 4{+}5{+}4 = 13$. Tutti i tempi seguenti sono in millisecondi.

stazione	frame	esito	ritrasmissione
A	410–422	collide con B	$X = 5 \cdot 1 + 12 = 17$: da $422 + 17 = 439$
B	418–430	collide con A	$X = 13 \cdot 1 + 12 = 25$: da $430 + 25 = 455$
A	439–451	successo	–
C	454–466	collide con B	$X = 13 \cdot 1 + 12 = 25$: da $466 + 25 = 491$
B	455–467	collide con C	$X = 13 \cdot 2 + 12 = 38$: da $467 + 38 = 505$
C	491–503	successo	–
B	505–517	successo	–

a) Due collisioni: fra A e B (410–430) e fra B e C (454–467).

b) A trasmette con successo da 439 a 451, C da 491 a 503, B da 505 a 517.

c) Ogni stazione consegna un frame utile di 12 ms nel tempo che va dal suo istante iniziale alla fine del successo:

$$S_A = \frac{12}{451 - 410} = \frac{12}{41} \approx 0{,}29,$$
$$S_B = \frac{12}{517 - 418} = \frac{12}{99} \approx 0{,}12,$$
$$S_C = \frac{12}{503 - 454} = \frac{12}{49} \approx 0{,}24.$$

Il throughput più alto è di A, poi C, poi B, che collide due volte.

Nota

Se s si calcola sull'istante del frame che ha colliso, la seconda attesa di B usa 455: $X = 14 \cdot 2 + 12 = 40$, e B trasmette con successo da 507 a 519, con $S_B = 12/101 \approx 0{,}12$. Il testo va letto con l'istante iniziale, ma il metodo è lo stesso.

← *Torna all'Esercizio 4, pagina 16*

Soluzione dell'Esercizio 5 – Appello del 12/01/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 5

Risposta **a**. Con l'allocazione dinamica la capacità non è divisa in anticipo: qualcosa deve decidere chi trasmette e quando, ed è il protocollo MAC. Non è opzionale, perché senza di lui i nodi trasmettono senza regole e collidono (b). La protezione dagli errori è il compito dei codici di rivelazione e correzione del Capitolo 04, non del MAC (c).

← *Torna all'Esercizio 5, pagina 17*

Soluzione dell'Esercizio 6 – Appello del 12/01/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 13

Risposta **b**. Si completa la riga del mezzo slot per slot:

slot	1	2	3	4	5	6
nodi	A, B	C	A, B	A	C	B
mezzo	collisione	frame C	collisione	frame A	frame C	frame B

Gli slot utili sono 4 su 6, quindi la portata utile normalizzata è $4/6 \approx 0{,}67$, arrotondata per difetto a 0,66 nella risposta. La risposta 1 conta anche gli slot con collisione; la risposta $0{,}83 = 5/6$ ne conta uno solo.

← *Torna all'Esercizio 6, pagina 17*

Soluzione dell'Esercizio 7 – Appello del 08/02/2023, Canale 1, Prof.ssa Francesca Cuomo, domanda 8

Risposta **a**. Il tempo di propagazione fra le stazioni più lontane è $t_{prop} = d/\nu = 2000\,\text{m}/4 \times 10^4\,\text{m/s} = 0{,}05\,\text{s}$. Una trama deve durare almeno un'andata e ritorno: $L/R \geq 2t_{prop} = 0{,}1\,\text{s}$. La risposta c è il solo t_{prop}, che non basta perché la collisione arriva al trasmettitore dopo $2t_{prop}$.

← *Torna all'Esercizio 7, pagina 18*