Reti di Calcolatori

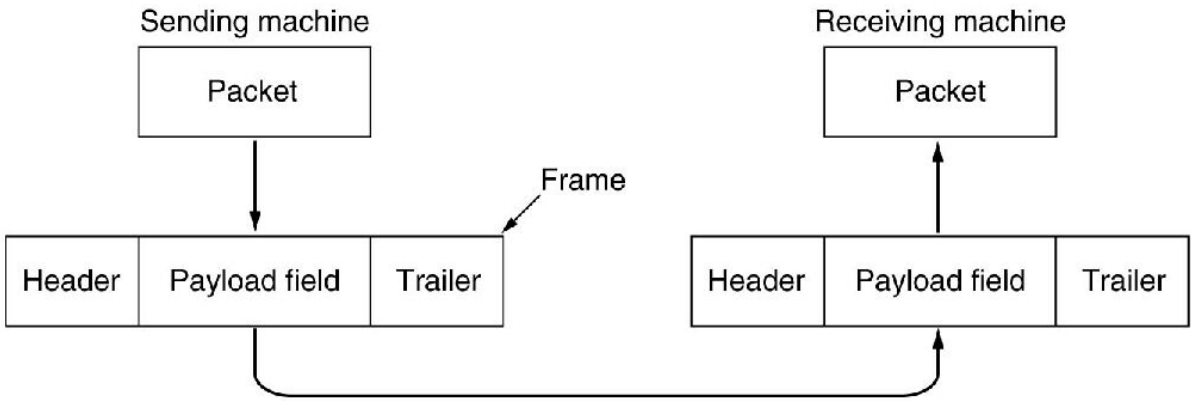
Il livello data-link

Il data link layer

- Il Data Link Layer (anche livello di collegamento dati, o piu' semplicemente: livello 2) ha la funzione principale di fornire allo strato di rete servizi per il recapito di dati al nodo direttamente adiacente sulla rete
- Il compito del data link layer e' quindi quello di organizzare il trasferimento dei dati tra due apparati adiacenti, e di fornire una interfaccia definita per consentire allo strato di rete di accedere ai servizi offerti
- Apparati adiacenti significa logicamente connessi da un "canale" che trasmette i bit da una parte e li riceve dall'altra, nell'ordine di trasmissione
- Il data link layer utilizzera' i servizi dello strato fisico per il recapito dei dati al suo processo paritario sul calcolatore ricevente, ma logicamente la comunicazione avverra' direttamente con il processo di data link layer remoto
- come sia fatto il "canale" non e' argomento che riguardi il data link layer, ma lo strato fisico: non importa se ci sia un cavo, una fibra, una sequenza di mezzi differenti con interposti ripetitori, convertitori elettrico/ottici, modem, multiplexer, antenne o altro

Il data link layer (cont.)

- Per realizzare le sue funzioni il data link layer riceve i dati dallo strato di rete (pacchetti), li organizza in trame (frame) eventualmente spezzando in piu' frame il blocco di dati ricevuto dal livello 3, aggiunge ad ogni frame una intestazione ed una coda (header e trailer), e passa il tutto allo strato fisico per la trasmissione
- In ricezione il data link layer riceve i dati dallo strato fisico, effettua i controlli necessari, elimina header e trailer, ricombina i frame e passa i dati ricevuti allo strato di rete



Servizi del DLL

- Normalmente la progettazione dello strato 2 fornisce allo strato di rete i servizi
  - trasmissione dati senza riscontro e senza connessione
  - trasmissione dati affidabile senza connessione
  - trasmissione affidabile con connessione
- La classe di servizio non affidabile senza connessione e' adatta su linee di elevata qualita'
  - il controllo sugli errori e la ritrasmissione di frame errati comporta una inefficienza in termini di numero di bit trasmessi rispetto ai dati, con riduzione del tasso utile ed aumento della probabilita' di errore
  - il controllo puo' essere demandato ai livelli superiori a vantaggio della efficienza del livello di data link
  - generalmente questi servizi sono utilizzati su rete locale
  - servizi non affidabili sono utilizzati anche per il traffico voce e video

Servizi del DLL (cont.)

- La classe di servizio affidabile con connessione e' adatta su linee piu' frequentemente soggette ad errori
  - demandare il controllo e la ritrasmissione ai livelli superiori (che generalmente trasmettono pacchetti costituiti da piu' frame) in caso di elevata probabilita' di errore potrebbe causare la ritrasmissione di molti pacchetti, mentre al livello due puo' essere sufficiente la ritrasmissione del singolo frame
  - Implementa meccanismi di riscontro per verificare la necessità di ritrasmissioni
  - tipicamente utilizzata su linee a grande distanza (connessioni WAN), anche se la fibra ottica riduce notevolmente questo problema
- Il data link layer deve quindi poter offrire le diverse classi di servizio, per soddisfare le diverse esigenze conseguenti alle diverse circostanze

Problematiche del livello 2

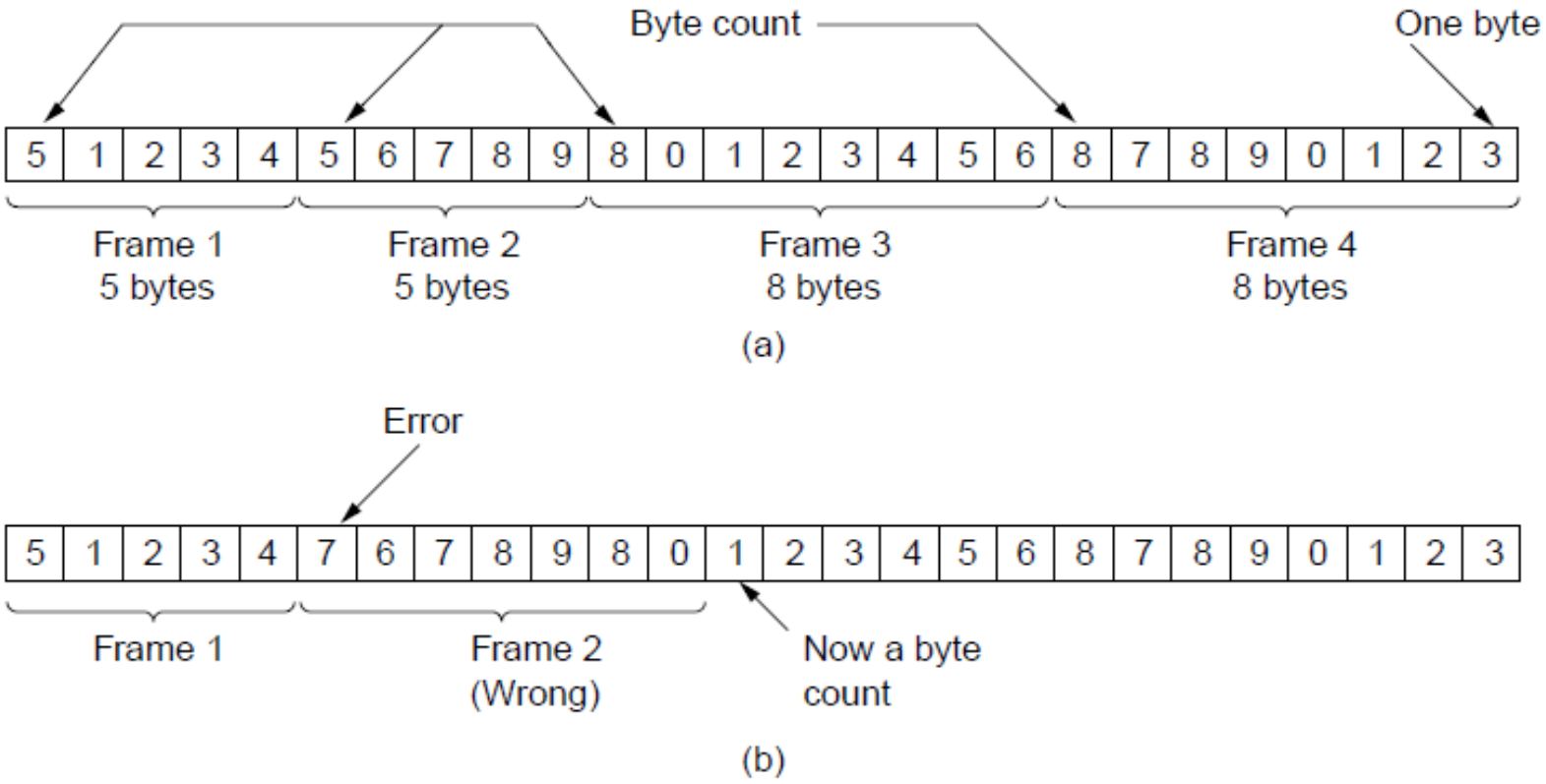
- Per poter svolgere le sue funzioni il data link layer dovra' curare i seguenti aspetti:
  - la organizzazione del flusso di bit in frame, con controllo per la sincronizzazione, inserimento e rimozione di header e trailer, riordinamento dei frame in ricezione
  - organizzare il trasferimento dei dati in modo da gestire eventuali errori di trasmissione, utilizzando codici di correzione degli errori o codici di identificazione degli errori e gestendo la ritrasmissione dei frame errati
  - realizzare il controllo di flusso, per utilizzare in modo efficiente il canale trasmissivo impedendo al contempo ad un trasmettitore veloce di sovraccaricare un ricevitore lento

Framing

- Per trasportare i bit il Data Link Layer utilizza i servizi dello strato fisico
- Lo strato fisico non puo' garantire il trasferimento privo di errori, che dovranno essere gestiti dal DLL
- Per fare cio' il DLL organizza i bit in frame, ed effettua i controlli per ogni frame
- La gestione del frame deve prevedere in primo luogo la possibilita' del ricevente di identificare il frame, quindi si devono adottare regole per delimitarlo e poterne identificare i limiti in ricezione
- Esistono diverse tecniche
  - conteggio dei caratteri
  - byte di flag, e byte stuffing
  - bit(s) di flag di inizio, e fine e bit stuffing

Conteggio dei caratteri

- Un campo dell'intestazione indica il numero di caratteri nel pacchetto
- Se si perde il sincronismo non si riesce a trovare l'inizio di un pacchetto successivo

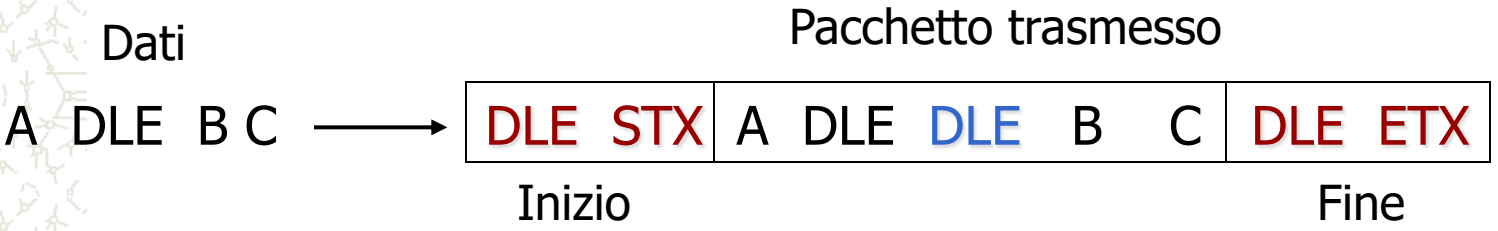


Caratteri di inizio e fine

- I pacchetti sono iniziati dai caratteri ASCII DLE (Data Link Escape - 0x10) e STX (Start of TeXt - 0x02) e terminati da DLE ETX (End of TeXt - 0x03)
- Ci si può sincronizzare nuovamente cercando la sequenza DLE STX
- I dati nel pacchetto non possono contenere queste due sequenze

  In trasmissione si duplica ogni DLE nei dati che poi si elimina in ricezione

  Un STX o ETX preceduto da due DLE è un dato del pacchetto



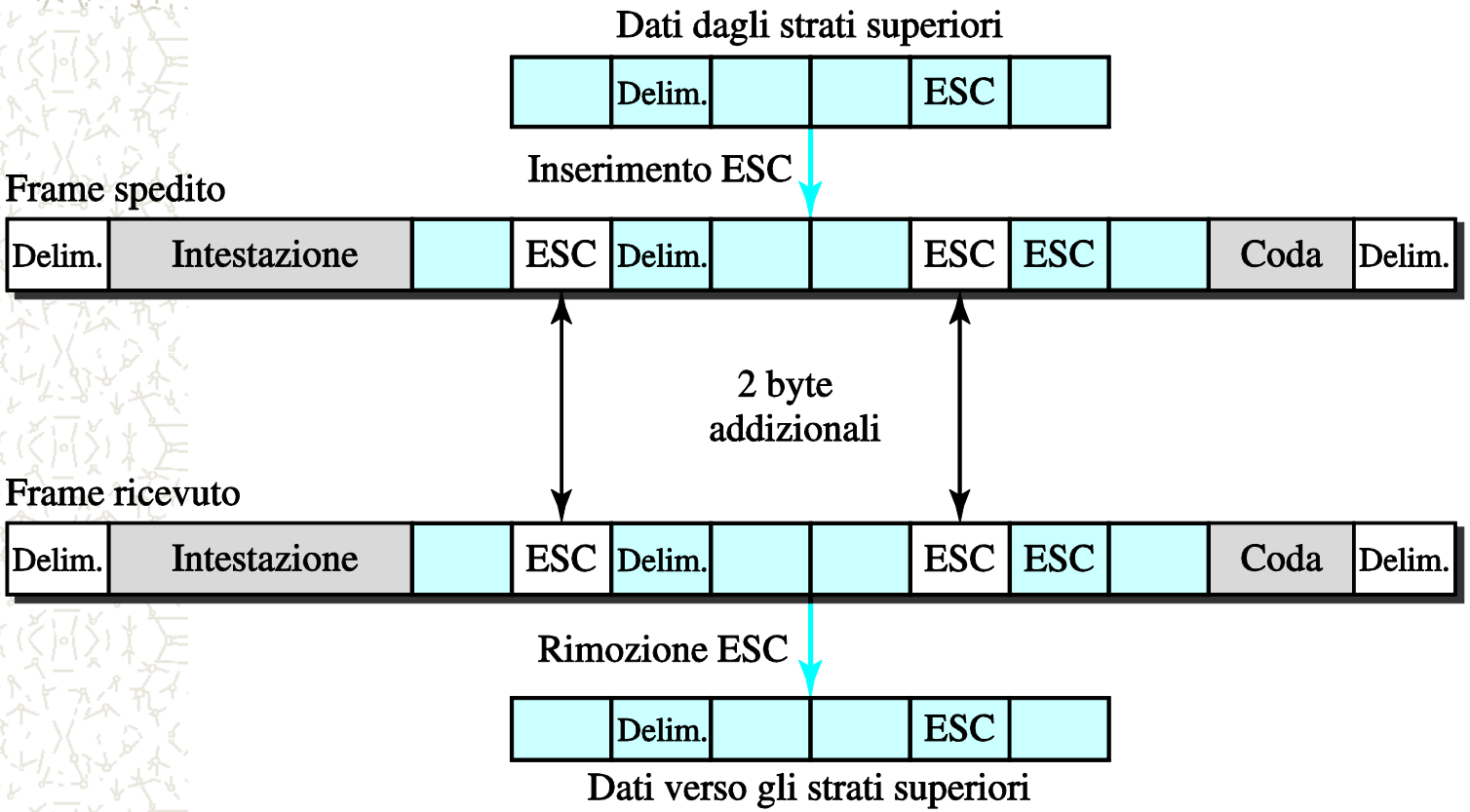
Byte Delimitatore

- I pacchetti sono iniziati e terminati con una sequenza speciale di bit detta delimitatore o flag-byte

Flag byte = 01111110

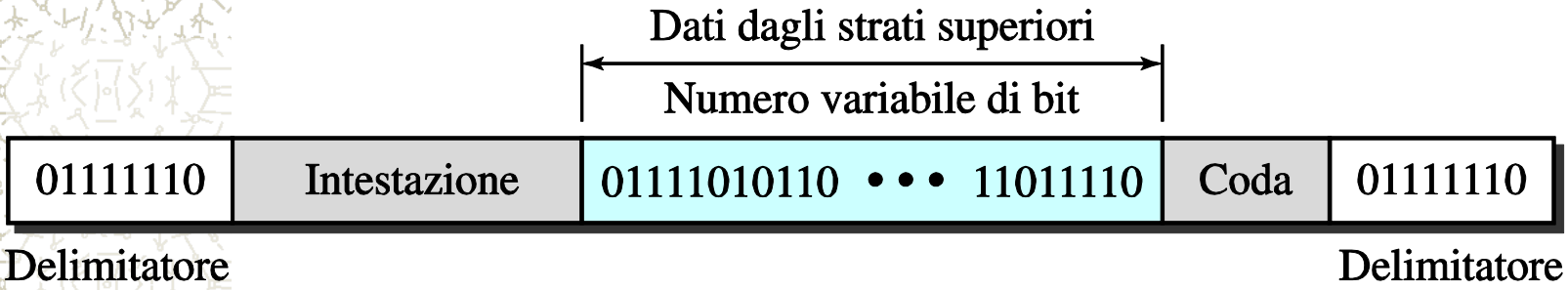
- Per evitare che il flag byte possa trovarsi all'interno dei dati del pacchetto, possiamo fare ricorso a 2 differenti tecniche:
  - **Riempimento di caratteri (Byte Stuffing)**
  - **Riempimento di bit (Bit Stuffing)**

Byte stuffing



La tecnica di byte stuffing consiste nell'inserimento di 1 byte (ESC) addizionale ogni qual vola nei dati compare il carattere deliminatore o il carattere ESC stesso

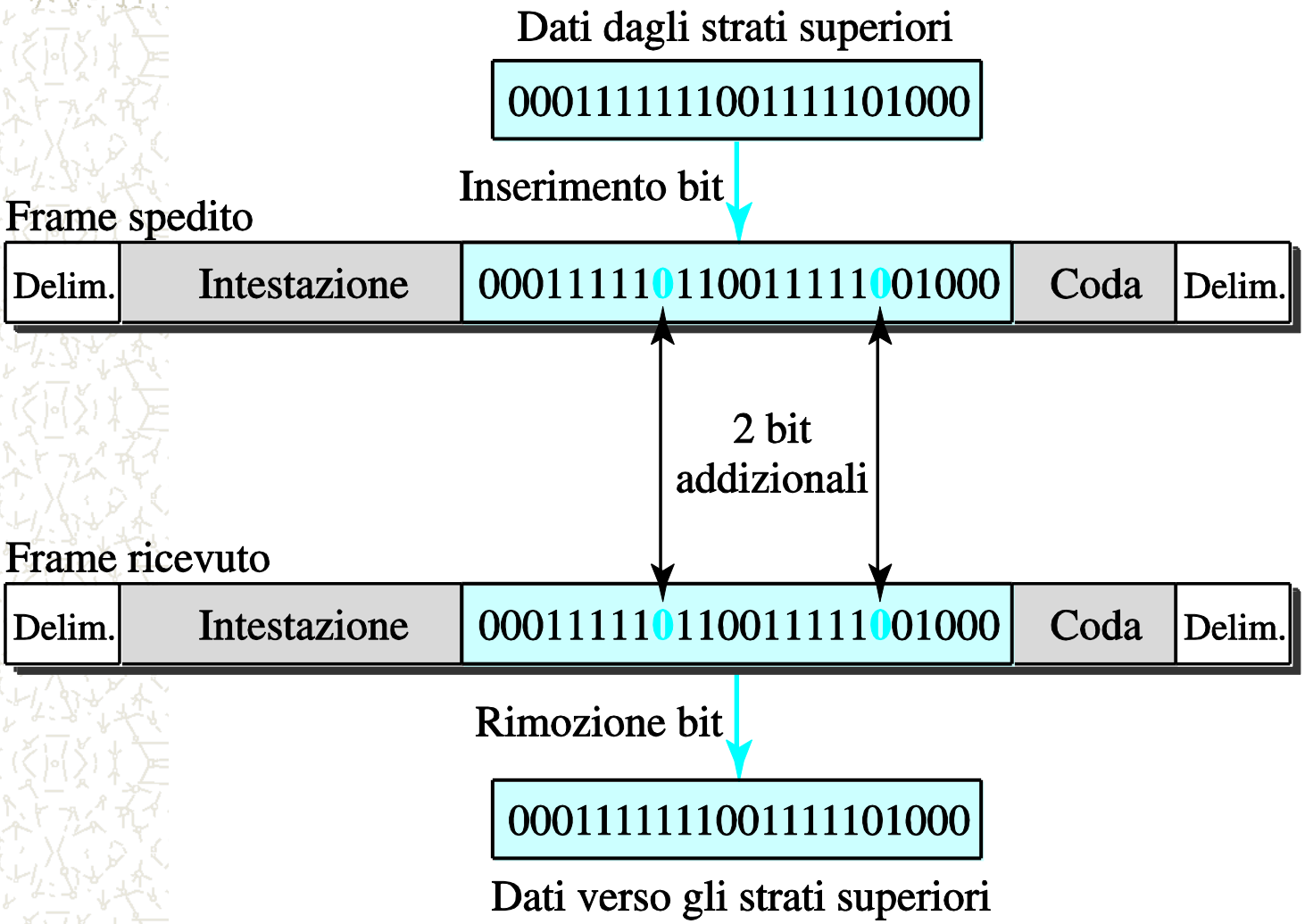
Bit stuffing



- I bit all'interno del frame non sono considerati come sequenza di byte
- Bit stuffing
  - Mittente: dopo una sequenza di uno 0 e cinque 1 consecutivi, inserisce uno 0
  - Destinatario: se riceve 0111110, elimina l'ultimo zero

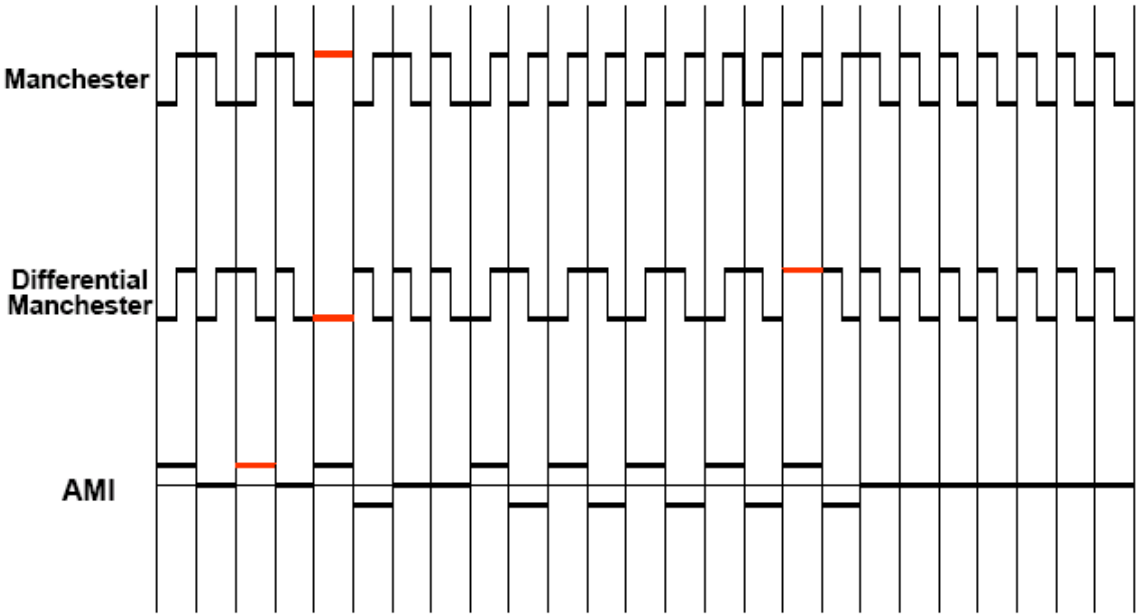
La tecnica di bit stuffing consiste nell'inserire uno 0 addizionale ogni qualvolta cinque 1 consecutivi seguono uno 0 nei dati, per evitare che il destinatario interpreti una possibile sequenza di 01111110 nei dati come delimitatore.

Bit stuffing



Violazioni di codifica

- È possibile segnalare l'inizio o la fine di una trama con una deliberata violazione delle regole di codifica del segnale
- Ad esempio, usando la codifica Manchester differenziale è possibile ottenere una violazione omettendo la transizione da 1 a 0 o da 0 a 1 nel mezzo di un impulso per indicare rispettivamente la fine o l'inizio di una trama



Controllo di flusso

- Puo' capitare che una sorgente sia in grado di trasmettere ad un tasso piu' alto della capacita' di ricevere a destinazione
- Senza controllo, questo implica che la destinazione inizierebbe a scartare frame trasmessi correttamente per mancanza di risorse (tempo di processamento, buffer)
- Il protocollo deve poter gestire questa situazione e prevedere meccanismi per rallentare la trasmissione
- Tipicamente il protocollo prevedera' dei frame di controllo con cui il ricevente puo' inibire e riabilitare la trasmissione di frame, cioe' il protocollo stabilisce quando il trasmittente puo' inviare frame
- Vedremo diverse tecniche, che si differenziano per complessita' ed efficienza di utilizzo della linea

Controllo di flusso

- L'implementazione del data link layer prevedera' la realizzazione della interfaccia con i livelli adiacenti, ad esempio due procedure *from-network-layer()* e *to-network-layer()* per scambiare dati con il livello superiore, e due procedure analoghe per scambiare dati con lo strato fisico
- In aggiunta sara' prevista una procedura *wait-for-event()* che mettera' il data link layer in attesa di un evento
- Questo evento sara' in generale la segnalazione, da parte di uno dei due livelli adiacenti, che sono disponibili dei dati
- Infine, saranno definite procedure per il trattamento dei dati (inserimento/rimozione di header, calcolo di checksum, …)

Controllo di flusso (cont.)

- In ricezione, il data link layer verra' svegliato per prelevare dati dallo strato fisico, processarli, e passarli allo strato di rete
- Di fatto il DDL in ricezione non sara' in grado di rispondere ad eventi per il tempo che intercorre tra la chiamata alla procedura *from-physical-layer()* e la fine della procedura *to-network-layer()*
- In questo intervallo di tempo, dati in arrivo saranno messi in buffer, in attesa di essere processati
- Poiche' il tempo di elaborazione non e' nullo, si deve gestire l'eventualita' che i dati arrivino troppo velocemente

Controllo di flusso a priori

- Un semplice meccanismo puo' essere quello di valutare i tempi di risposta del ricevente, ed inserire dei ritardi nel processo di trasmissione per adattarlo alla capacita' di ricezione
- Il problema e' che il tempo di processamento in ricezione non e' una costante e puo' dipendere dal numero di linee che il nodo ricevitore deve gestire
- Basarsi sul caso peggiore comporta un grosso limite di efficienza
- Vedremo esempi di protocolli che implementano un controllo di flusso di complessita' crescente al fine di utilizzare al meglio la banda

Il frame data link

- Il frame data link prevede un'intestazione (header) e una coda (trailer) aggiunti al pacchetto passato dal livello di rete

Start flag	type	seq	ack	Pacchetto (livello rete)	Check sum	End flag

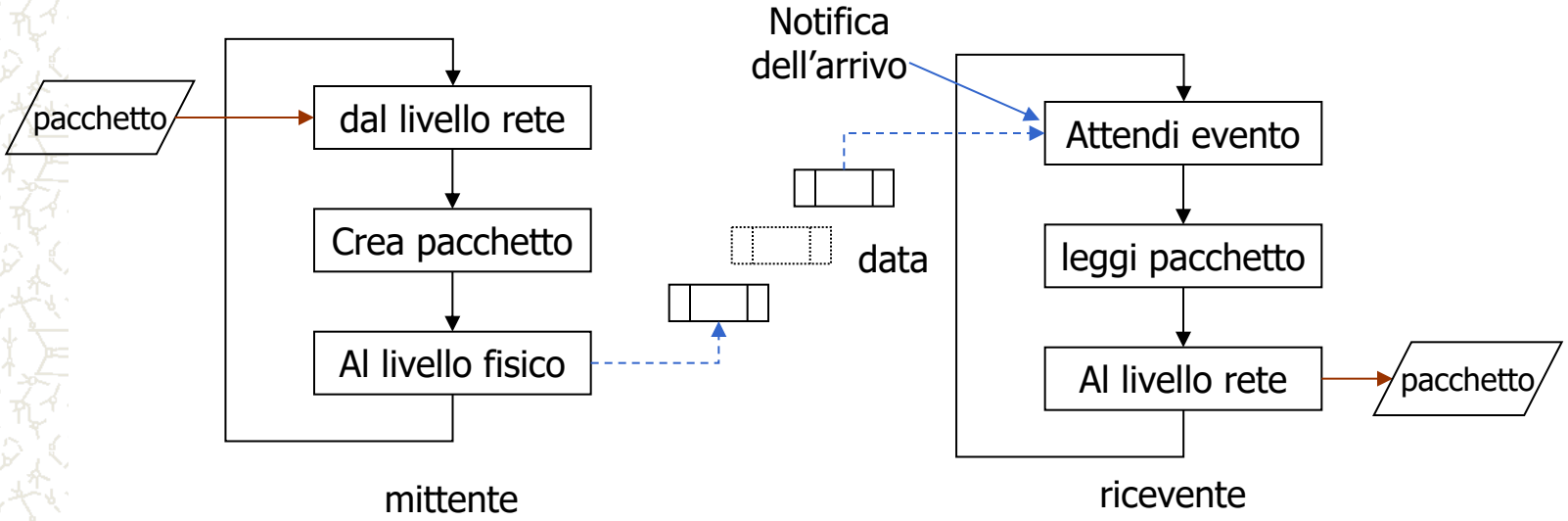
- Le informazioni di framing e di checksum sono gestite in hardware
- La presenza di campi di controllo dipende dal protocollo di comunicazione utilizzato nel livello data link

- **Tipo del pacchetto (type) (es. data, ack, nack)**
- **Numero di sequenza del pacchetto (seq)**
- **Numero di riscontro (ack)**

Protocolli data link

- **Definizione della modalità di scambio dei pacchetti fra mittente e ricevente (ack, stop-and-wait, ritrasmissione,…)**

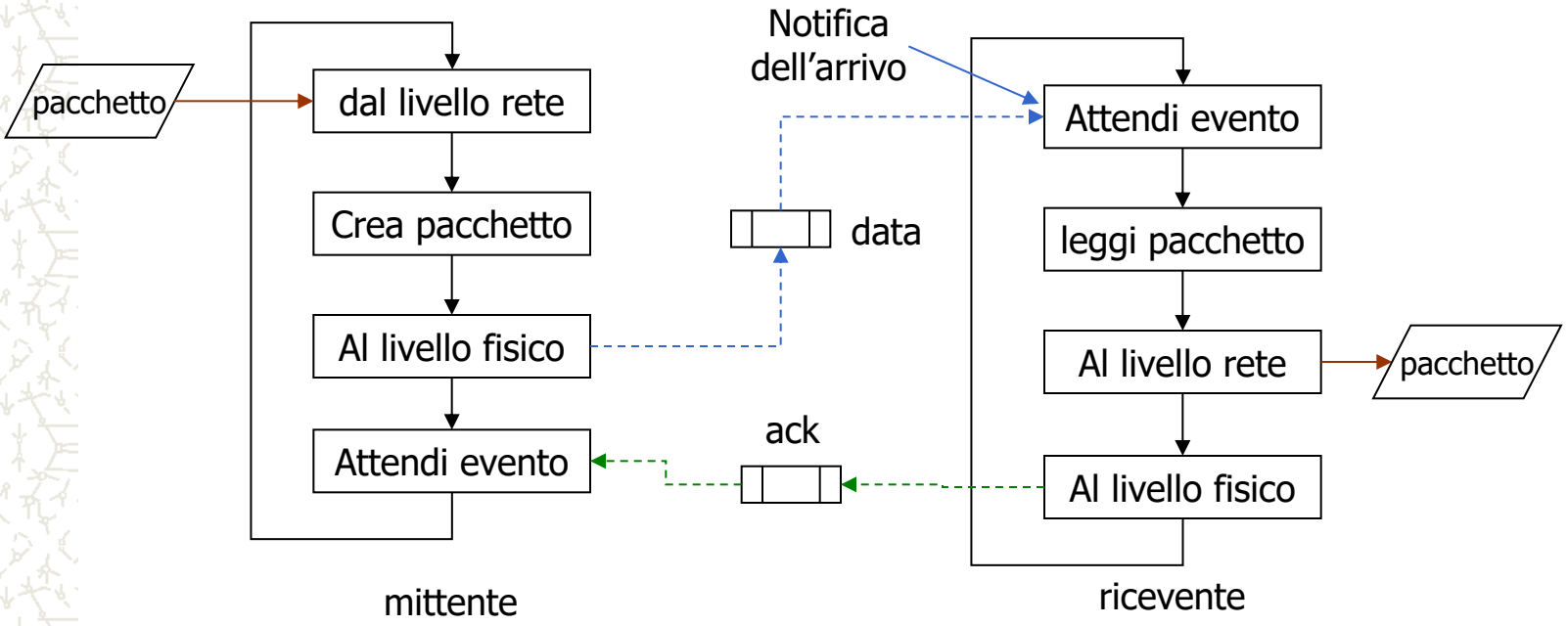
Protocollo non limitato



Protocollo senza conferma e senza connessione
I pacchetti possono andare persi o essere accettati anche se corrotti

Protocollo stop-and-wait

- **Sincronizzazione della trasmissione con ack**



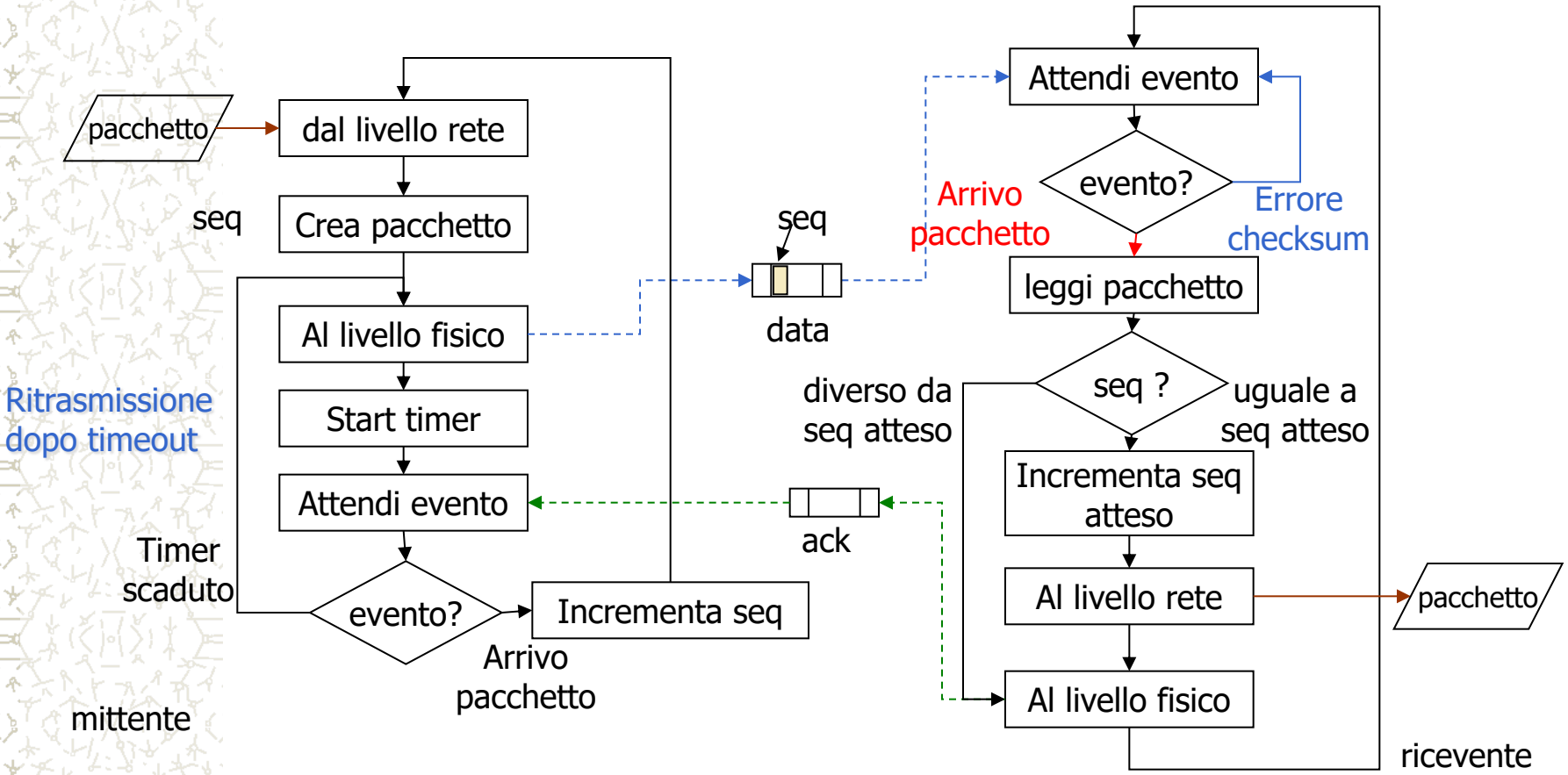
Evita il flooding del ricevente
Funziona solo se c'è garanzia dell'arrivo dei pacchetti di ack

Protocollo stop-and-wait

- Ipotizziamo che
  - il canale sia privo di errori
  - il traffico dati scorra in una direzione sola, dal trasmittente (A) al ricevente (B), cioe' protocollo simplex
- Il protocollo stop-and-wait prevede che A, dopo aver inviato il frame, si fermi per attendere un riscontro
- B, una volta ricevuto il frame, inviera' ad A un frame di controllo, cioe' un frame privo di dati, allo scopo di avvisare A che puo' trasmettere un nuovo frame
- Il frame di riscontro di indica generalmente con il termine ACK (ACKnowledge) o RR (Receiver Ready)
- Va osservato che il traffico dati e' simplex, ma i frame devono viaggiare nelle due direzioni, quindi il canale fisico deve essere almeno half-duplex

Protocollo con timeout

- **Gestisce il caso di canali disturbati (perdita pacchetti)**



Protocollo con timeout [continua]

- Il numero di sequenza (seq) impedisce che il ricevente accetti un pacchetto duplicato (inviato in caso di perdita dell'ack)
- Nel caso di ricezione con errore si aspetta lo scadere del timeout
- Protocollo PAR (Positive Acnowledgement with Retransmission) o anche ARQ (Automatic Repeat reQuest)
- Il tempo di timeout non deve essere troppo corto per evitare continue ritrasmissioni
- Il protocollo può fallire se un ack ritarda ad arrivare e nel frattempo scade il timeout e si ritrasmette (si perde il sincronismo dell'ack). Dipende dal fatto che l'ack è anonimo (senza seq)

Trasmissioni full duplex

- Quando il canale di comunicazione permette l'invio di dati in entrambe le direzioni contemporaneamente e' possibile definire protocolli di comunicazione detti full duplex
- In caso di linea full duplex il canale trasmette frame di dati in un verso e frame di ACK relativi alla comunicazione nel verso opposto, mischiati tra loro
- I frame saranno distinti da una informazione contenuta nell'header del frame, che etichetta i frame come "dati" o come "frame di controllo"

Acknowledge in piggybacking

- Per motivi di efficienza spesso si utilizza una tecnica (detta "piggybacking") per evitare di dover costruire e trasmettere un frame di ACK:
  - si dedica un campo dell'header di un frame di dati per trasportare l'ACK della trasmissione in senso inverso
- Quando si deve trasmettere un ACK, si aspetta di dover trasmettere un frame di dati che possa trasportare l'informazione di ACK
- Se non ci sono dati da inviare, si dovra' comunque inviare un frame di ACK prima che scada il timeout del trasmittente
  - questo implica il dover utilizzare un altro timer per decidere dopo quanto tempo inviare comunque l'ACK in caso di mancanza di dati da inviare in senso inverso

Protocolli a finestra scorrevole

- I protocolli a finestra scorrevole (sliding window) permettono di inviare piu' di un frame prima di fermarsi per attendere il riscontro, fino ad un valore massimo W fissato a priori
- Poiche' in ricezione possono arrivare piu' frame consecutivi, i frame devono essere numerati per garantire in ricezione che non si siano persi frame: saranno dedicati n bit di controllo per la numerazione, ed i frame potranno avere numero da 0 a 2^n-1
- In ricezione non e' necessario riscontrare tutti i frame: il ricevente puo' attendere di ricevere un certo numero di frame (fino a W) prima di inviare un solo riscontro cumulativo
- La numerazione dei frame e' in modulo 2^n, cioe' il frame successivo a quello numerato 2^n-1 avra' come identificativo il numero 0
- Per non avere sovrapposizione dei numeri identificativi tra i frame in attesa di riscontro, questi non dovranno essere in numero maggiore di 2^n, quindi si avra' sempre $W \leq 2^n$; in funzione del protocollo usato si potranno avere restrizioni maggiori

Protocolli a finestra scorrevole (cont.)

- Questo tipo di protocolli necessita' di maggiori risorse di buffer:
  - in trasmissione devono essere memorizzati i frame inviati in attesa di riscontro, per poterli ritrasmettere in caso di necessita'
  - ad ogni riscontro ricevuto, vengono liberati i buffer relativi ai frame riscontrati, per occuparli con i nuovi frame trasmessi
  - a seconda del protocollo anche in ricezione di deve disporre di buffer, ad esempio per memorizzare frame fuori sequenza;
  - ad ogni riscontro inviato, i frame riscontrati vengono passati allo strato di rete ed i relativi buffer vengono liberati per poter accogliere nuovi frame in arrivo

  ed una maggiore complessita' di calcolo
- La dimensione della finestra (W) puo' essere fissata a priori dal protocollo, ma esistono protocolli che permettono di modificarne il valore dinamicamente tramite informazioni di controllo del protocollo

La finestra in trasmissione

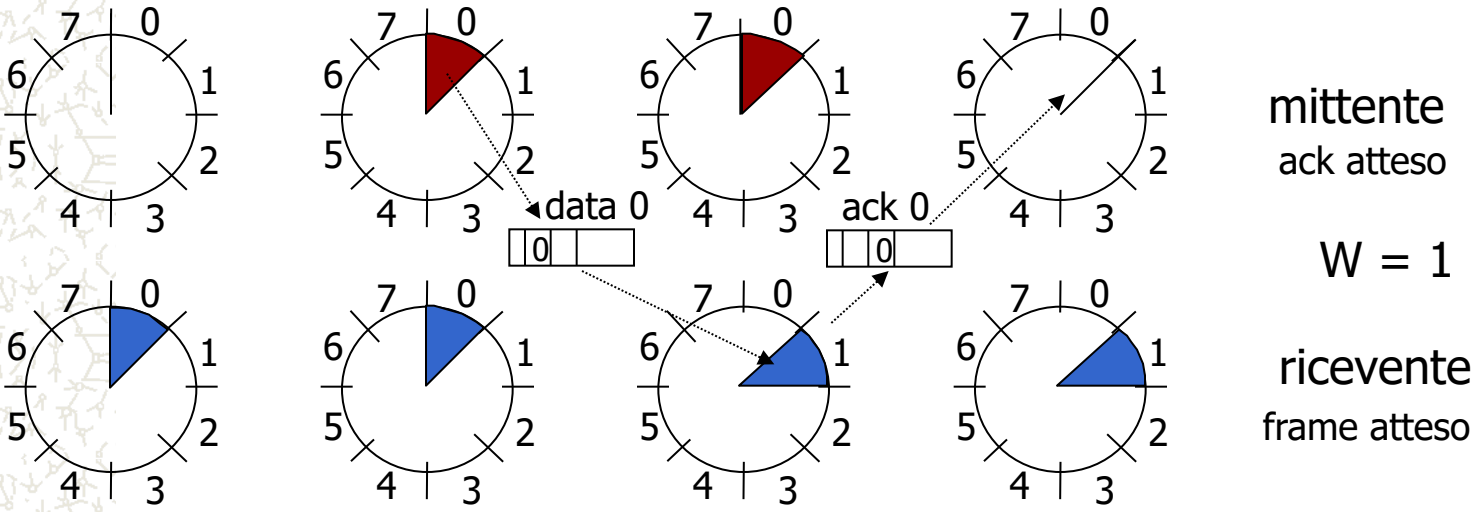
- In trasmissione si deve tenere conto dei frame inviati e non riscontrati, e del numero massimo di frame che possono essere ancora inviati prima di dover fermare la trasmissione
- Si utilizza una sequenza di numeri, indicanti gli identificativi dei frame
- In questa sequenza di numeri si tiene conto di una finestra che contiene l'insieme dei frame che il trasmittente e' autorizzato ad inviare
- Con il procedere della trasmissione la finestra scorre in avanti:
  - inizialmente la finestra ha limiti 0 e W-1
  - ad ogni frame inviato, il limite inferiore della finestra cresce di una unita'; quando la finestra si chiude (cioe' quando sono stati inviati W frame in attesa di riscontro) la trasmissione deve fermarsi
  - per ogni frame riscontrato, il limite superiore della finestra si sposta in avanti di una unita' (o piu' se si e' ricevuto un riscontro cumulativo), permettendo al trasmittente di inviare nuovi frame
- La dimensione della finestra di trasmissione varia, ma non puo' mai superare il valore di W

La finestra in ricezione

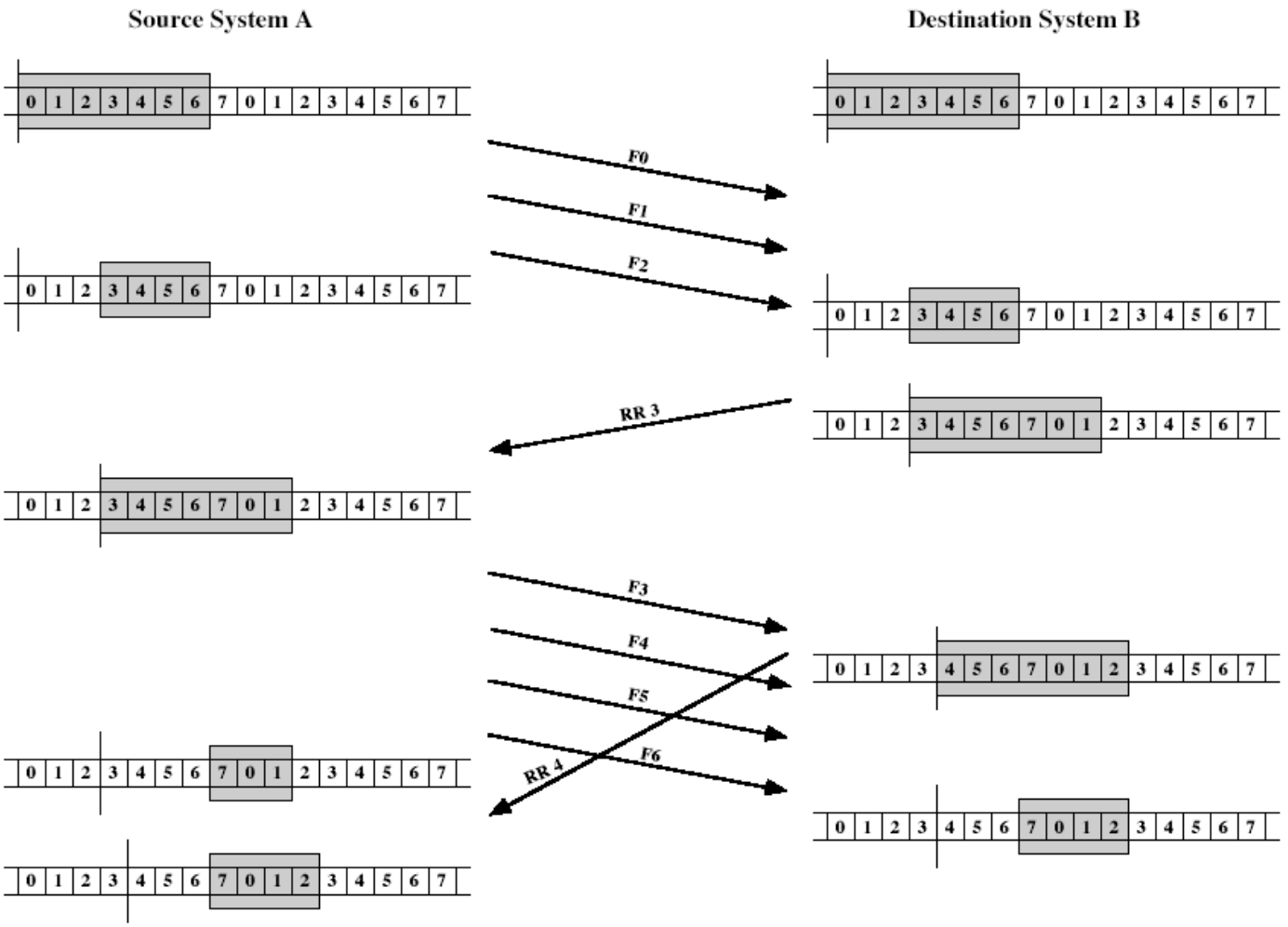
- In ricezione si deve tenere conto dei frame ricevuti di cui non e' stato ancora inviato l'ACK, e del numero di frame ancora accettabili
- Si utilizza una finestra analoga a quella in ricezione: la finestra contiene i numeri dei frame accettabili
- il limite inferiore e' il numero del frame successivo all'ultimo ricevuto, mentre il limite superiore e' dato dal primo non ancora riscontrato piu' W
- Ad ogni nuovo frame ricevuto il limite inferiore della finestra cresce di una unita', mentre ad ogni acknowledge inviato il limite superiore avanza di una unita'
- La dimensione della finestra non puo' eccedere il valore di W (tutti i frame ricevuti sono stati riscontrati)
- Quando la finestra si azzera significa che si devono per forza inviare i riscontri, perche' la ricezione e' bloccata
- Qualsiasi frame ricevuto con numero fuori dalla finestra di ricezione sara' buttato via
- La finestra in ricezione non deve necessariamente avere la stessa dimensione della finestra in trasmissione
  - ad esempio una finestra in ricezione piu' piccola costringera' il ricevente ad inviare ACK prima che in trasmissione sia stata azzerata la finestra

Protocolli a finestra scorrevole

- Ogni frame spedito contiene un numero progressivo a n bit
- La finestra di trasmissione del mittente corrisponde ai frame che può ritrasmettere (frame ancora senza ack)
- La finestra di ricezione del ricevente che indica i frame che può accettare (pacchetti attesi che non sono stati ancora ricevuti)



Protocolli a finestra scorrevole



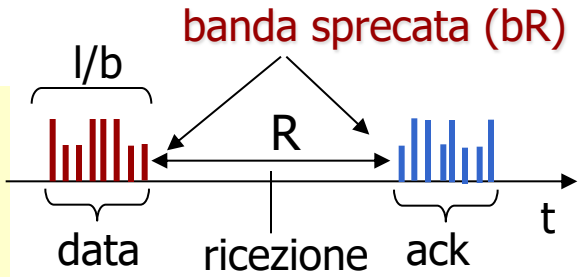
Protocolli a finestra scorrevole [continua]

- Il mittente mantiene in un buffer di dimensione w tutti i frame nella finestra nel caso debbano essere ritrasmessi
- Quando il buffer è pieno (non si sono ricevuti ack) il livello data link del mittente non accetta più pacchetti dal livello di rete
- Se w=1 si ha un protocollo stop-and-wait (si aspetta l'ack prima di spedire un nuovo frame)
- Il protocollo stop-and-wait spreca banda per le attese in caso di mezzo fisico con ritardo non trascurabile

velocità del canale = b bps

dimensione del frame = l bit

tempo del ciclo = R s (tempo di propagazione)



Protocolli sliding windows con errori

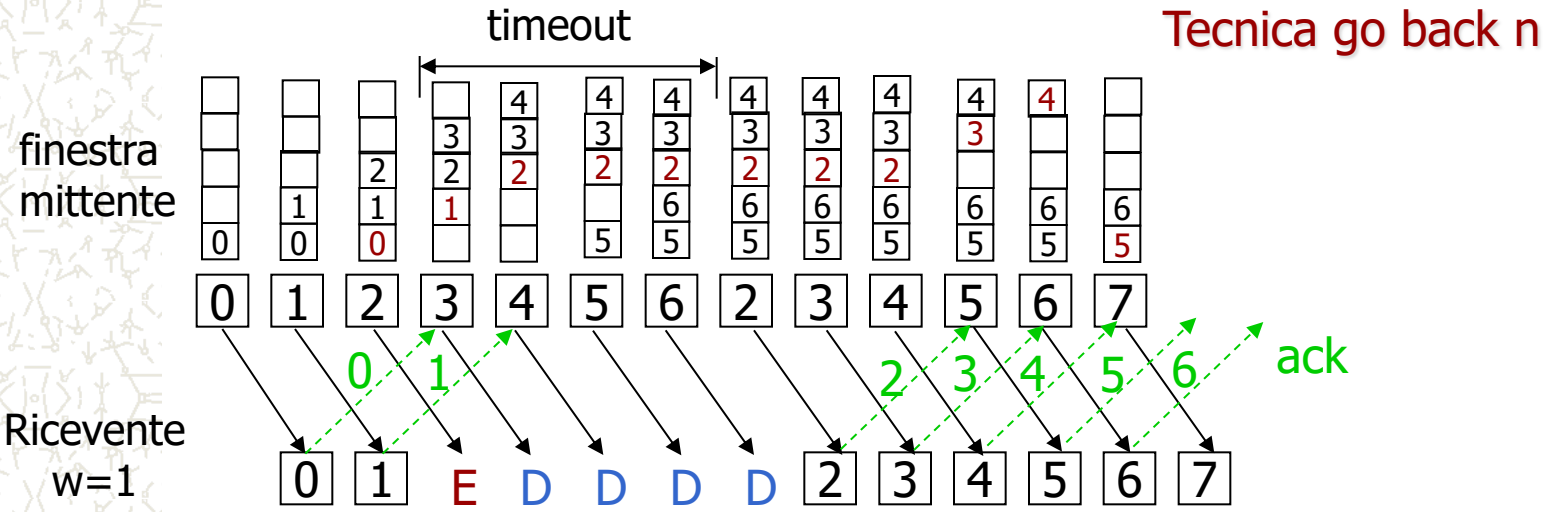
- L'utilizzo di un protocollo sliding window permette di utilizzare meglio la linea, ma complica il problema di gestire gli errori:
  - il trasmittente, prima di accorgersi che un frame e' stato ricevuto con errore, ha gia' inviato altri frame
  - in ricezione possono quindi arrivare frame corretti con numero di sequenza successivo ad un frame rigettato (non ricevuto)
- Esistono due protocolli che gestiscono in modo differente questa situazione:
  - protocollo go-back-N
  - protocollo selective reject

Protocolli sliding windows con errori

- Questi protocolli prevedono l'invio sia di frame ACK (per riscontrare un frame), indicati anche come RR (Receiver Ready), che NAK (Not AcKnowledged), indicato anche come REJ (REJect), utilizzato per informare il trasmittente che e' stato ricevuto un frame fuori sequenza
- Sia gli ACK (RR) che i REJ riportano l'indicazione del numero di sequenza del frame che e' atteso in ricezione (quello successivo all'ultimo riscontrato)
- Questi protocolli implementano anche frame di controllo RNR (Receiver Not Ready) che impongono al trasmittente di fermarsi fino alla ricezione di un nuovo RR; questi possono essere utilizzati come ulteriore controllo di flusso, per gestire situazioni non di errore ma di congestione o temporanea sospensione della attivita' in ricezione

Protocollo go-back-N

- Questo protocollo segue la logica che in ricezione vengano rifiutati tutti i frame successivi ad un frame danneggiato o mancante



Protocollo go-back-N

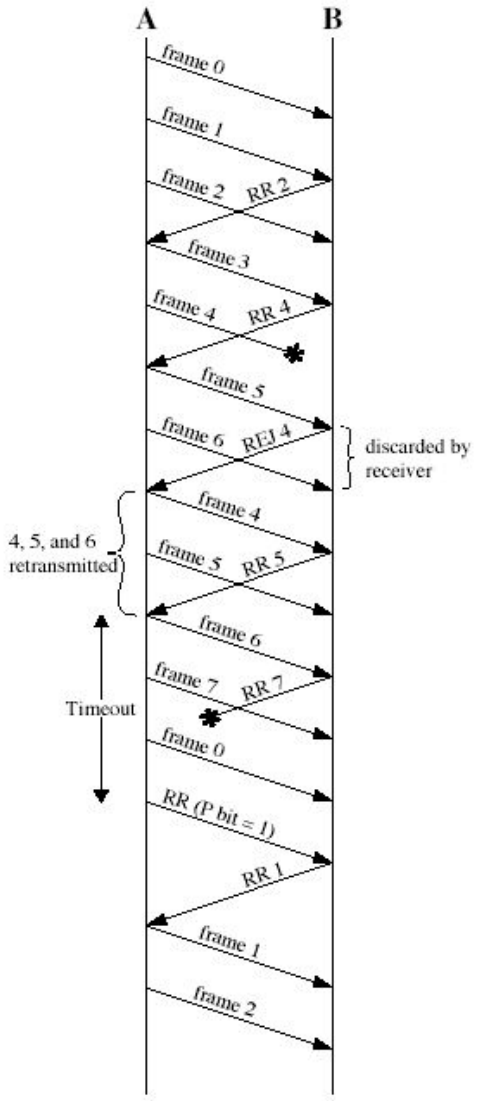
- Esistono due possibilita':
  - frame errato: in questo caso B scarta il frame:
    - se A non invia frame successivi, non accade nulla fino allo scadere del timer di A, quindi A ricomincia ad inviare frame a partire dal primo non riscontrato
    - se A invia frame successivi, B risponde con un REJ dei frame ricevuti, in modo da notificare ad A che il frame indicato nel REJ e' andato perso; al primo REJ ricevuto, A ricomincia dal primo frame non riscontrato

Protocollo go-back-N (cont.)

- ACK errato: in questo caso B ha accettato il frame:
  - se A non invia frame successivi, allo scadere del timer:
    - A invia nuovamente il frame; B lo rifiuta (duplicato) ma invia nuovamente l'ACK
    - alternativamente, al timeout A puo' inviare un frame di controllo per chiedere conferma dell'ultimo frame ricevuto correttamente, a cui B risponde con l'ACK relativo
  - se A invia frame successivi, B risponde con l'ACK del frame successivo; poiche' gli ACK sono cumulativi, l'ACK del frame successivo riscontra anche quello di cui A non ha ricevuto l'ACK, quindi il trasferimento dati continua senza interruzioni

Esempio di go-back-N

- In questa immagine gli ACK sono indicati come RR (Receiver Ready)
- Alla ricezione del frame 5 B identifica la perdita del 4, ed invia un REJ che indica il 4 come frame atteso; questo permette a B di ripartire dal 4 prima del timeout
- la perdita di RR7 comporta un timeout in quanto B non ha riscontrato i frame 7 e 0 in tempo; in questa situazione A sollecita un frame di RR, riceve il riscontro fino al frame 0 e ricomincia da 1



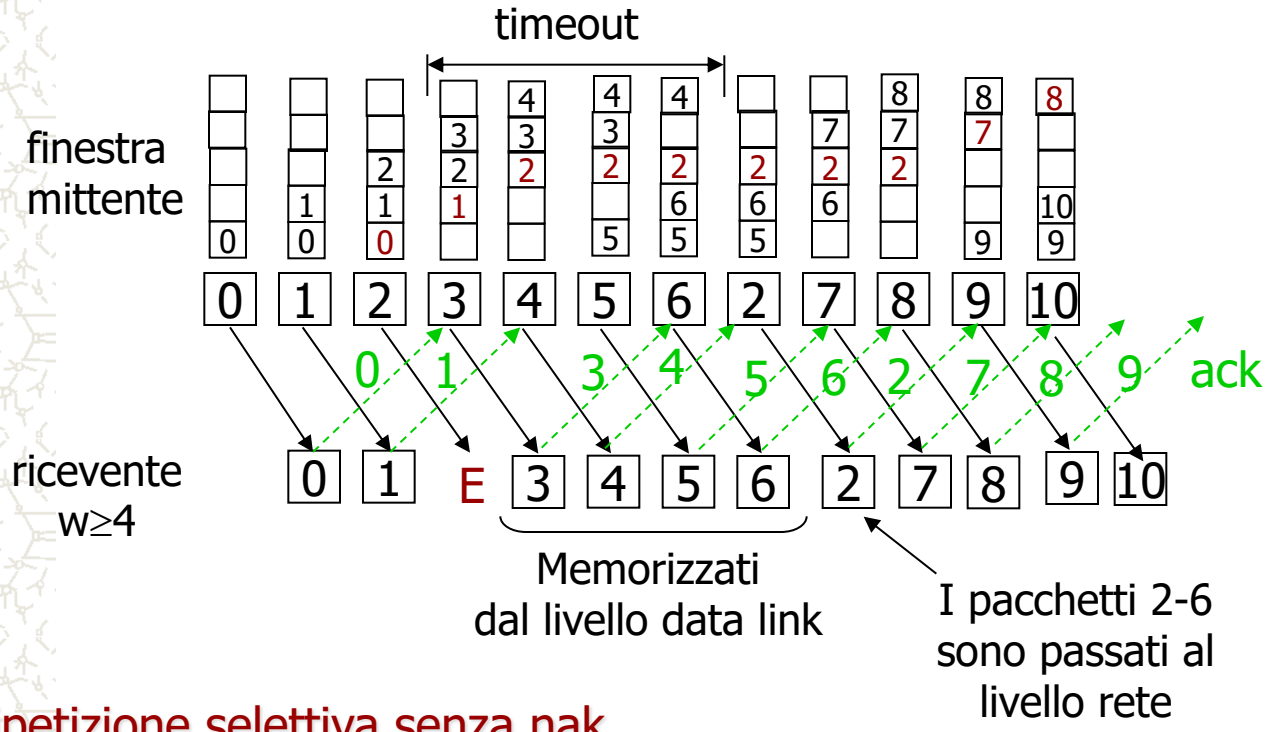
Dimensione della finestra per il go-back-N

- Poiche' i riscontri sono cumulativi, la dimensione della finestra deve essere $W \leq 2^n-1$; infatti
  - supponiamo di avere n=3 (quindi numeri da 0 a 7) e scegliamo per W il valore 8
  - A invia il frame 7, e riceve ACK0 (riscontro del frame 7)
  - poi A invia i frame da 0 a 7, e riceve ACK0
  - A non puo' sapere se tutti i frame sono stati ricevuti (ACK0 e' il riscontro dell'ultimo frame inviato) o sono stati tutti perduti (ACK0 e' il riscontro ripetuto del primo frame inviato precedentemente
- Se nell'esempio la finestra e' W = 7, A puo' inviare frame da 0 a 6; a questo punto
  - se sono arrivati tutti, A ricevera' ACK7
  - se sono andati tutti persi, A ricevera' ACK0

  quindi con $W \leq 2^n-1$ non c'e' ambiguita'

Protocollo selective reject

- Il protocollo selective reject prevede che in ricezione possano essere accettati frame fuori sequenza, utilizzando un meccanismo di ritrasmissione selettiva dei frame errati



Ripetizione selettiva senza nak

Protocollo selective reject

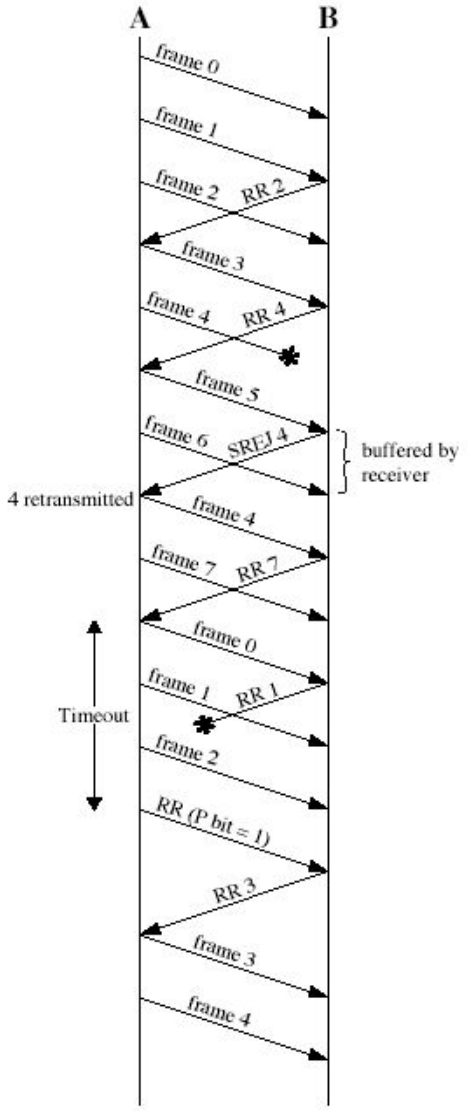
- in questo modo si riduce ulteriormente il numero di frame ritrasmessi, mantenendo la caratteristica di recapitare allo strato di rete i dati nell'ordine corretto
- In ricezione i frame fuori ordine (ma dentro la finestra) vengono mantenuti nei buffer fino a che non siano stati ricevuti tutti i frame intermedi

Protocollo selective reject (cont.)

- Quando si ha un frame perduto, B ricevera' il frame successivo fuori sequenza, al quale rispondera' con un ACK relativo al frame perduto
- A non ritrasmette tutti i frame successivi a quello, ma solo quello perduto, quindi proseguira' con la normale sequenza
- B ha memorizzato i frame successivi, ed alla ricezione del frame ritrasmesso liberera' tutti i buffer inviando un ACK relativo all'ultimo frame ricevuto correttamente
- In caso di perdita dell'ACK, sara' il timeout di A a generare un frame di sollecito di ACK per B, che rispondera' di conseguenza

Esempio di selective reject

- Alla ricezione del frame 5 B identifica la perdita del 4, ed invia un REJ che indica il 4 come frame atteso; questo permette a B di trasmettere il 4 dopo aver trasmesso il 6
- Nel frattempo A ha memorizzato il 5 ed il 6, ed alla ricezione del 4 invia l'RR per il 6
- la perdita di RR1 comporta un timeout in quanto B non ha riscontrato i frame 1 e 2 in tempo; in questa situazione A sollecita un frame di RR, riceve il riscontro fino al frame 2 e ricomincia da 3



Dimensione della finestra per il selective reject

- La ricezione non sequenziale limita ulteriormente la massima dimensione della finestra in funzione del numero di bit per la numerazione del frame
- Come prima, supponiamo di avere 3 bit, ed una finestra a dimensione 7 (idonea per il protocollo go-back-N)
  - A trasmette da 0 a 6, B risponde con ACK7 e sposta la sua finestra in (7,0,1,2,3,4,5)
  - l'ACK7 si perde; dopo il timeout A ritrasmette il frame 0
  - B accetta 0 come un nuovo frame (ipotizza che il 7 sia andato perduto) e trasmette NACK7
  - A riceve NACK7, lo identifica come un errore di protocollo e chiede la ripetizione del riscontro, a cui B risponde con un ACK7
  - A ritiene a questo punto che i frame da 0 a 6 siano arrivati tutti e riparte con i nuovi: 7,0,1,…
  - A riceve 7 (OK) ma lo 0 nuovo lo interpreta come duplicato di quello ricevuto precedentemente e lo butta; quindi si prosegue

  in questo esempio lo strato di rete riceve il frame 0 vecchio al posto del frame 0 nuovo
- Per eliminare l'ambiguita' e' necessario che le finestre in trasmissione e ricezione non si sovrappongano; questo si ottiene imponendo che la finestra abbia dimensione $W \leq 2^{(n-1)}$, cioe' la meta' dello spazio di indirizzamento dei frame

Rilevazione dell'errore

- Il livello fisico offre un canale di trasmissione *non privo di errori*
  - errori sul singolo bit
  - replicazione di bit
  - perdita di bit
- Per la rilevazione di tali errori, nell'header di ogni trama il livello 2 inserisce un campo denominato **checksum**
  - il checksum è il risultato di un calcolo fatto utilizzando i bit della trama
  - la destinazione ripete il calcolo e confronta il risultato con il checksum: se coincide la trama è corretta

I campi di Galois

- Un campo finito con *q* elementi su cui sono definite due operazioni aritmetiche (addizione e moltiplicazione) che godono della proprietà commutativa ed associativa viene chiamato ***Campo di Galois*** ed indicato con **GF(*q*)**.
- **GF(*q*)** è chiuso rispetto all'addizione e moltiplicazione
- In generale ***q*** deve essere sempre primo o potenza di numeri primi
- Le operazioni di somma e moltiplicazione vengono calcolate utilizzando i concetti aritmetici tradizionali con l'applicazione di un ulteriore operazione di **mod *q***.

GF(5)

+	0	1	2	3	4
0	0	1	2	3	4
1	1	2	3	4	0
2	2	3	4	0	1
3	3	4	0	1	2
4	4	0	1	2	3

×	0	1	2	3	4
0	0	0	0	0	0
1	0	1	2	3	4
2	0	2	4	1	3
3	0	3	1	4	2
4	0	4	3	2	1

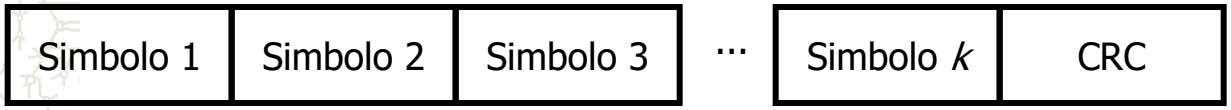
GF(2)

+	0	1
0	0	1
1	1	0

×	0	1
0	0	0
1	0	1

Semplici codici di controllo: CRC

Cyclic Redundancy Check-sum **su GF(5).**



$$\mathrm{CRC} = \sum_i m_i \quad \text{su GF}(q)$$

Data m = 1023110223242234 CRC = 2

Basato sul concetto di codice ciclico, in cui permutando ciclicamente gli elementi di una qualsiasi combinazione, si ottengono sempre combinazioni dello stesso codice.

Rappresentazione di sequenze di bit tramite polinomi

- Una sequenza di N bit puo' essere rappresentata tramite un polinomio a coefficienti binari, di grado pari a N-1, tale che i suoi coefficienti siano uguali ai valori dei bit della sequenza
- Il bit piu' a sinistra rappresenta il coefficiente del termine di grado N-1, mentre il bit piu' a destra rappresenta il termine noto (di grado 0)
- Ad esempio, la sequenza 1001011011 puo' essere rappresentata dal polinomio

$$x^9 + x^6 + x^4 + x^3 + x + 1$$

- Il grado del polinomio e' determinato dal primo bit a sinistra di valore 1 presente nella sequenza

Codifica polinomiale (CRC)

- La tecnica consiste nel considerare i dati (m bit) da inviare come un polinomio di grado m-1
- Trasmettitore e ricevitore si accordano sull'utilizzo di un polinomio generatore G(x) di grado r
- Il trasmettitore aggiunge in coda al messaggio una sequenza di bit di controllo (CRC) in modo che il polinomio associato ai bit del frame trasmesso, costituito dall'insieme di dati e CRC, sia divisibile per G(x)
- In ricezione si divide il polinomio associato ai dati ricevuti per G(X)
  - se la divisione ha resto nullo, si assume che la trasmissione sia avvenuta senza errori
  - se la divisione ha resto non nullo, sono certamente avvenuti errori

Codici ciclici

Assegniamo un polinomio P di grado *p*-1 al messaggio che vogliamo trasmettere.

$$m = 10100011 \Rightarrow P(x) = 1 \cdot x^7 + 0 \cdot x^6 + 1 \cdot x^5 + 0 \cdot x^4 + 0 \cdot x^3 + 0 \cdot x^2 + 1 \cdot x^1 + 1 \cdot x^0$$

cioè $P(x) = x^7 + x^5 + x + 1$

Scelto G(*x*) di grado *r* <= *p* - 1, detto polinomio generatore (conosciuto sia dalla sorgente che dall'utente), si aggiungono *r* zeri ai *p* bit del blocco da trasmettere, per esempio:

$G(x) = x^3 + 1$ diviene $x^3 P(x) = x^{10} + x^8 + x^4 + x^3$ cioè P = 10100011000

Effettuando la divisione: $\frac{x^r P(x)}{G(x)} \rightarrow Q(x)G(x) + R(x) = x^r P(x)$

cioè $x^r P(x) - R(x) = Q(x)G(x)$

Poiché operiamo nel caso dei codici binari, il campo di Galois utilizzato è GF(2). Quindi –*R*(*x*) = +*R*(*x*)

La formula precedente diventa: $x^r P(x) + R(x) = Q(x)G(x)$

Codici ciclici [continua]

Nel nostro esempio diviene: $Q(x) = 10110101 \rightarrow x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + 1$

$R(x) = 101 \rightarrow x^2 + 1$

Quindi quello che trasmettiamo è esattamente la parola di codice corrispondente al polinomio: $x^r P(x) + R(x)$

Che nel nostro caso è: T = 10100011101 $T(x) = x^{10} + x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$

Come conseguenza delle definizioni precedenti *T*(*x*) definisce una parola di un codice ciclico che è sempre multiplo del polinomio generatore *G*(*x*).
Quindi per verificare la corretta trasmissione basta dividere *T*(*x*) per *G*(*x*). Se il resto della divisione è zero, allora non si è verificato nessun errore.

CRC standard

- Sono stati definiti dei polinomi di fatto usati come standard

$$G(x) = x^{12}+x^{11}+x^3+x^2+x^1+1 \quad \text{CRC-12}$$

$$G(x) = x^{16}+x^{15}+x^2+1 \quad \text{CRC-16}$$

$$G(x) = x^{16}+x^{12}+x^5+1 \quad \text{CRC-CCITT}$$

$$x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1 \quad \text{CRC-32}$$

- Tutti contengono x+1 come fattore
- CRC-16 e CRC-CCITT riconoscono errori singoli e doppi, errori con un numero dispari di bit, i burst di errori di lunghezza massima 16, il 99.997% dei burst di lunghezza 17 bit
- Il circuito per il calcolo del checksum può essere realizzato semplicemente in hardware