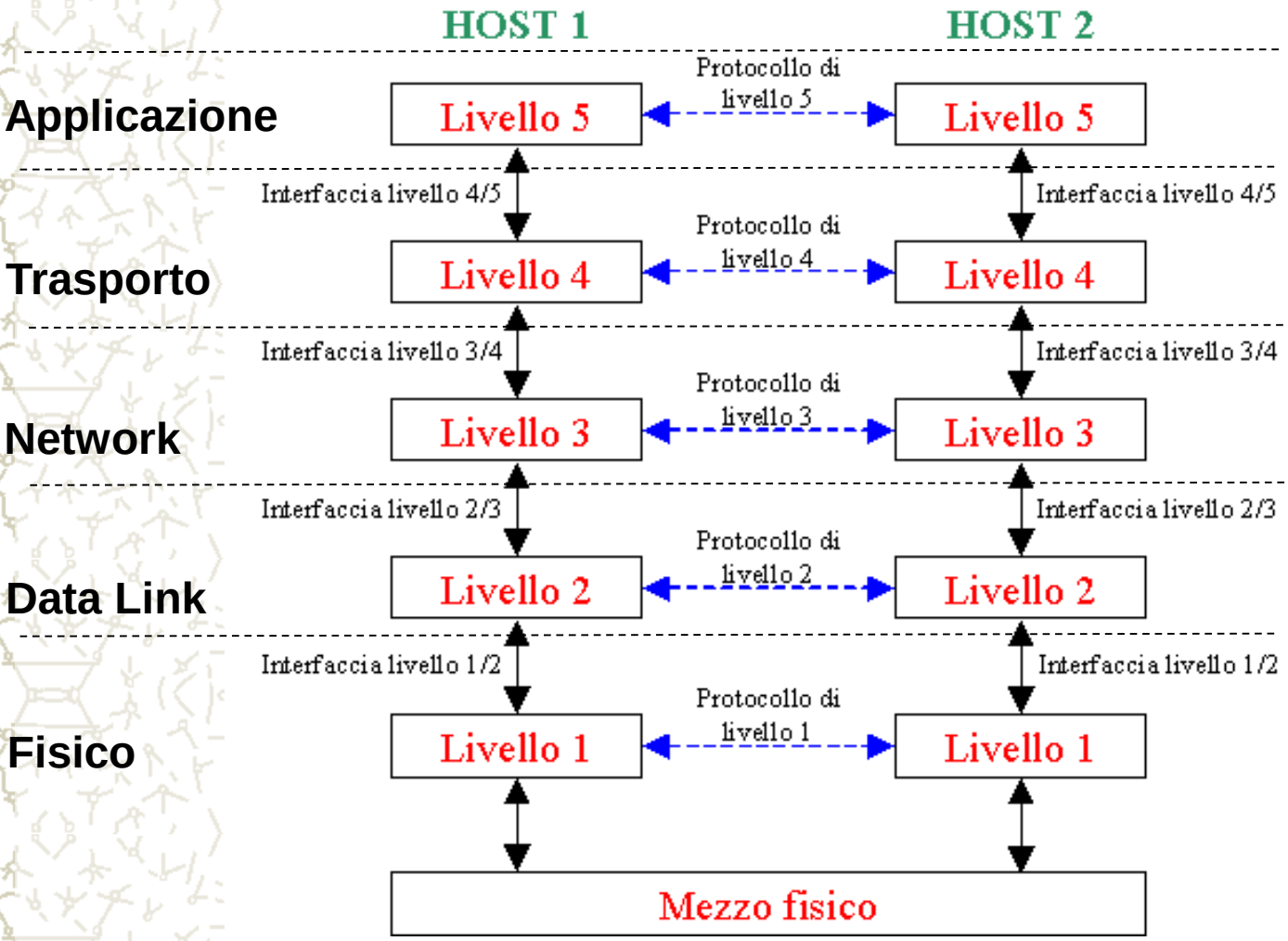
Reti di Calcolatori

Il livello data-link

Modello ISO-OSI



Il data link layer

Questo livello in trasmissione riceve pacchetti dati dal livello di rete e forma i frame che vengono passati al sottostante livello fisico con l'obiettivo di permettere il trasferimento affidabile dei dati attraverso il sottostante canale.

Il livello datalink deve quindi svolgere più funzioni specifiche:

- in trasmissione raggruppare i bit provenienti dallo strato superiore e destinati al livello fisico in pacchetti chiamati **frame** (*framing*)
- in trasmissione operare una qualche forma di accesso multiplo/multiplazione per l'accesso condiviso tra più utenti al canale fisico che eviti collisioni tra pacchetti e interferenze in ricezione o sul canale
- in ricezione controllare e gestire gli errori di trasmissione (*controllo di errore*)
- regolare il flusso della trasmissione fra sorgente e destinatario (*controllo di flusso*)

Come sia fatto il "canale" non è 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

Servizi offerti dal livello di link

- Framing:
  - I protocolli incapsulano i datagrammi del livello di rete all'interno di un frame a livello di link.
  - I *frame* vengono passati al livello fisico con l'obiettivo di permettere il trasferimento affidabile dei dati
- Accesso al mezzo
  - Uso di protocolli per disciplinare l'accesso multiplo dei nodi ad un unico canale di comunicazione evitando o gestendo le collisioni.
- Consegna affidabile:
  - È considerata non necessaria nei collegamenti che presentano un basso numero di errori sui bit (fibra ottica, cavo coassiale e doppino intrecciato)
  - È spesso utilizzata nei collegamenti soggetti a elevati tassi di errori (es.: collegamenti wireless)

Servizi offerti dal livello di link

- Controllo di flusso:
  - Evita che il nodo trasmittente saturi quello ricevente.
- Rilevazione degli errori:
  - Gli errori sono causati dall'attenuazione del segnale e da rumore elettromagnetico.
  - Il nodo ricevente individua la presenza di errori
    - è possibile grazie all'inserimento, da parte del nodo trasmittente, di un bit di controllo di errore all'interno del frame.
- Correzione degli errori:
  - Il nodo ricevente determina anche il punto in cui si è verificato l'errore, e lo corregge.
- Half-duplex e full-duplex
  - Nella trasmissione full-duplex gli estremi di un collegamento possono trasmettere contemporaneamente: non in quella half-duplex.

Servizi del DLL verso lo strato di rete

- 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 verso lo strato di rete

- 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

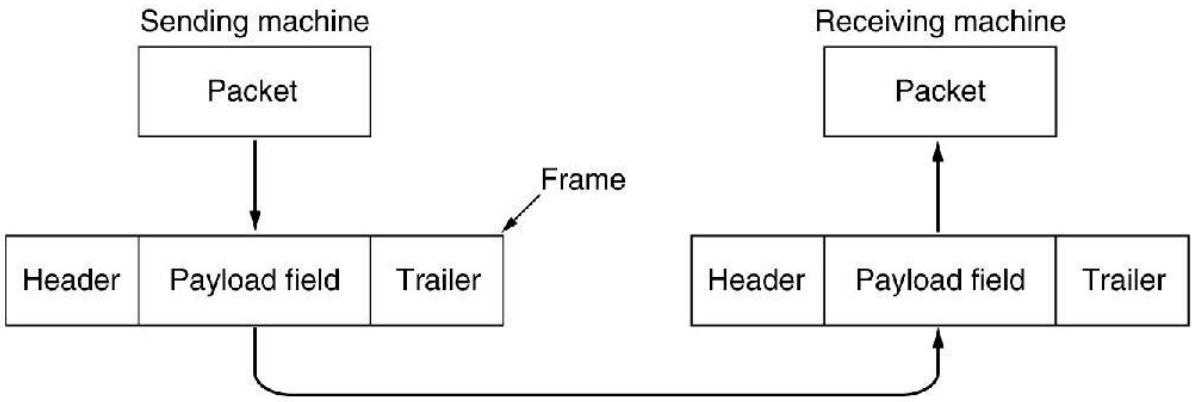
Il data link layer (cont.)

Per realizzare le sue funzioni il data link layer

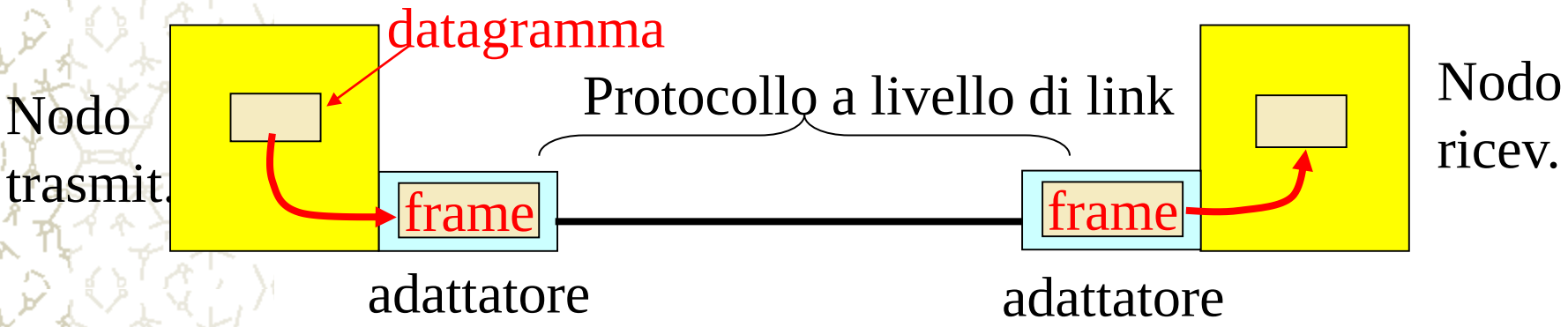
- riceve i dati dallo strato di rete (pacchetti),
- li organizza in trame (frame) eventualmente spezzando in piu' frame il blocco di dati ricevuto dal livello 3,
- aggiunge ad ogni frame una intestazione ed una coda (header e trailer), e passa il tutto allo strato fisico per la trasmissione

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



Adattatori



- Il protocollo a livello di link è realizzato da un adattatore (NIC, scheda di interfaccia di rete)
  - Adattatori Ethernet, adattatori PCMCI e adattatori 802.11
- Lato trasmittente:
  - Incapsula un datagramma in un frame.
  - Imposta il bit rilevazione degli errori, trasferimento dati affidabile, controllo di flusso, etc.

- Lato ricevente:
  - Individua gli errori, trasferimento dati affidabile, controllo di flusso, etc.
  - Estrae i datagrammi e li passa al nodo ricevente
- L'adattatore è un'unità semi-autonoma.

Problematiche del livello 2

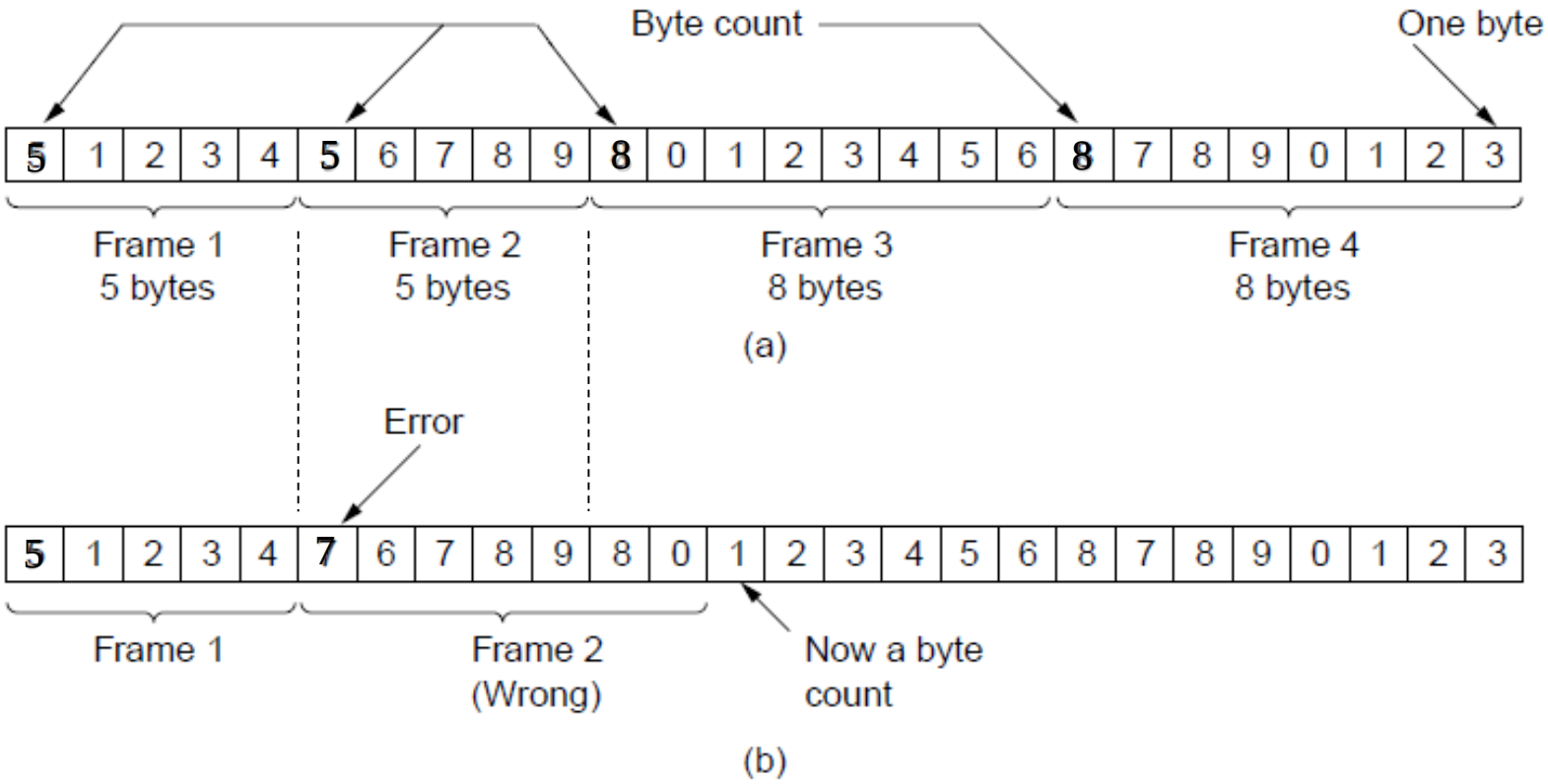
- Per poter svolgere le sue funzioni il data link layer dovrà curare i seguenti aspetti:
  - organizzazione del flusso di bit in frame, con controllo per la sincronizzazione, inserimento e rimozione di header e trailer, riordinamento dei frame in ricezione
  - organizzare il trasferimento dei dati in 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 e Sincronizzazione

- Per trasportare i bit il Data Link Layer utilizza i servizi dello strato fisico
- Lo strato fisico non può garantire il trasferimento privo di errori, che dovranno essere gestiti dal DLL
- Per fare ciò il DLL organizza i bit in frame, ed effettua i controlli per ogni frame
- La gestione del frame deve prevedere in primo luogo la possibilità 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

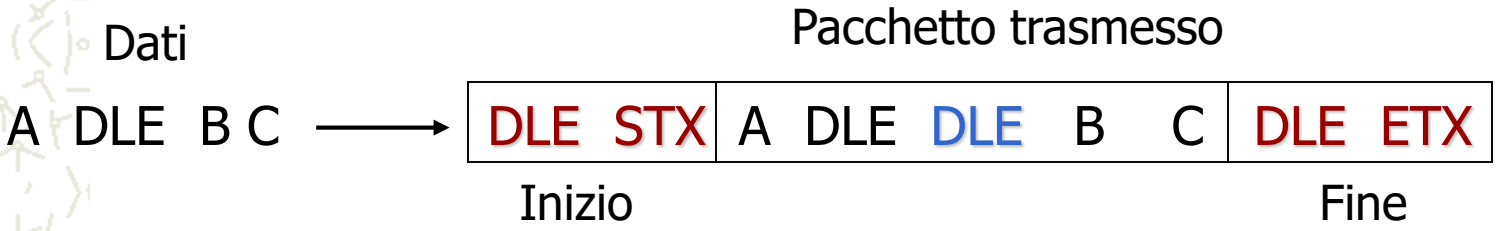


Caratteri di inizio e fine

- 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

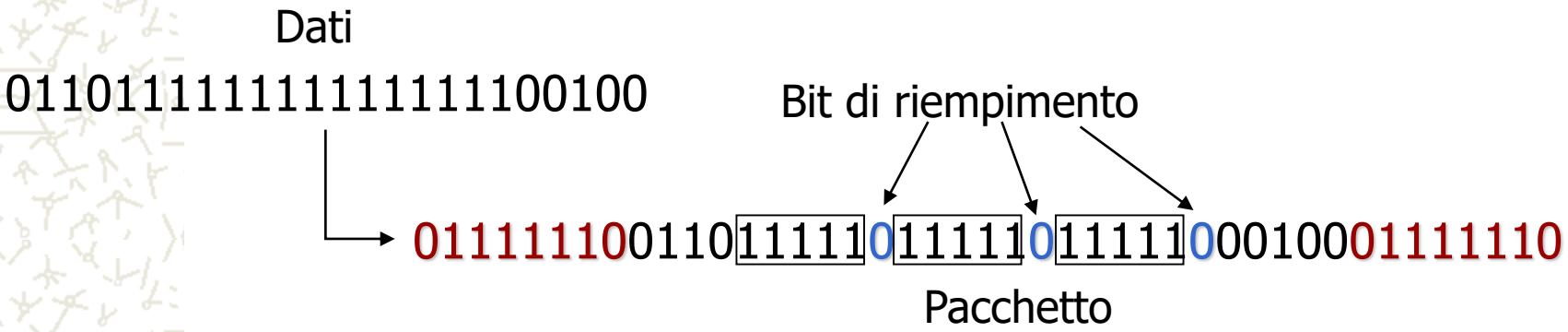


Indicatori di inizio e fine

- **I pacchetti sono iniziati e terminati con una sequenza speciale di bit**

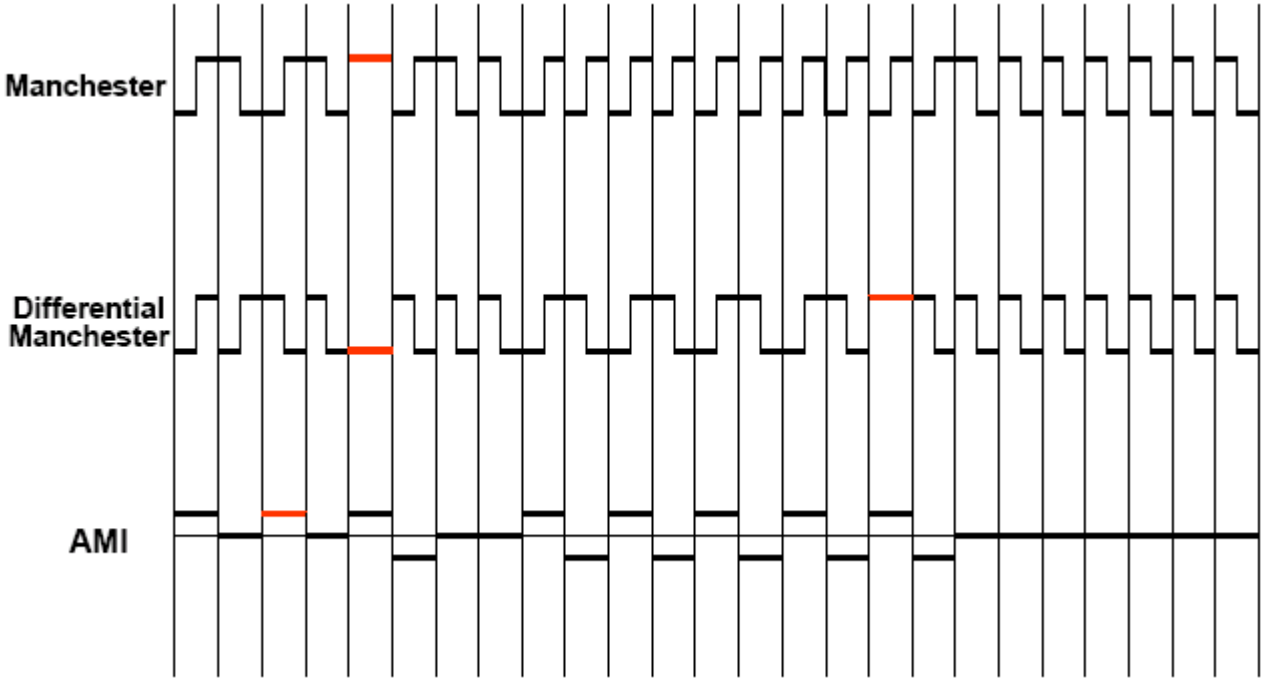
Flag byte = 01111110

Per evitare che il flag byte possa trovarsi all'interno dei dati del pacchetto, viene inserito un bit 0 dopo ogni gruppo di 5 bit a 1. Il bit inserito viene eliminato in ricezione (riempimento di bit)



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



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

Controllo di parità

Il **bit di parità** è un codice di controllo utilizzato per prevenire errori nella trasmissione o nella memorizzazione dei dati.

Tale sistema prevede l'aggiunta di un bit ridondante ai dati, calcolato a seconda che il numero di bit che valgono 1 sia pari o dispari.

Ci sono due varianti del bit di parità:

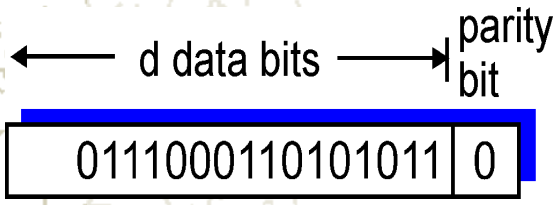
- **bit di parità pari:** si pone tale bit uguale a 1 se il numero di "1" in un certo insieme di bit è dispari.

- **bit di parità dispari:** si pone tale bit uguale a 1 se il numero di "1" in un certo insieme di bit è pari

Controllo di parità

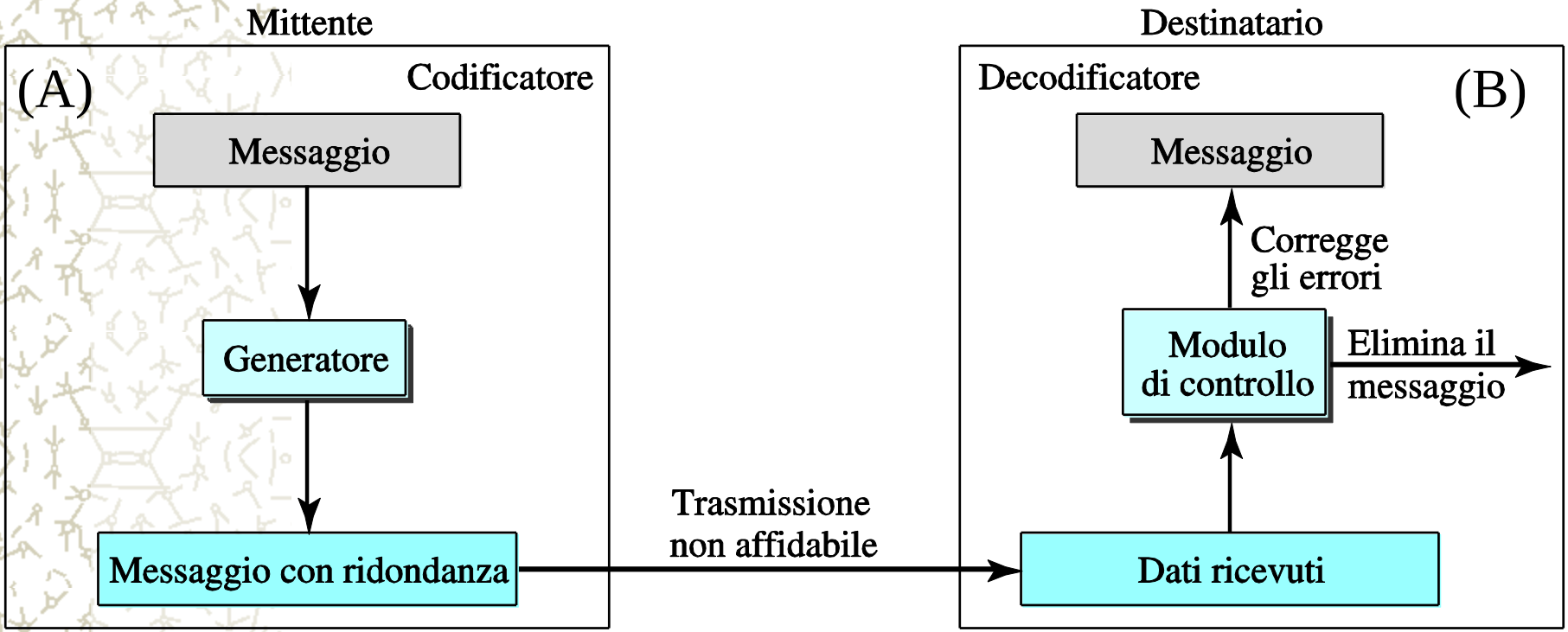
Esempio di bit di parità pari

Parola sorgente	Parola codice	Parola sorgente	Parola codice
0000	00000	1000	10001
0001	00011	1001	10010
0010	00101	1010	10100
0011	00110	1011	10111
0100	01001	1100	11000
0101	01010	1101	11011
0110	01100	1110	11101
0111	01111	1111	11110



Si è verificato almeno un errore in un bit

Controllo di parità



A vuole trasmettere: 1001

A calcola il bit di parità: 1^0^0^1 = 0

A aggiunge il bit di parità e spedisce: 10010

B riceve: 10010

B calcola la parità totale: 1^0^0^1^0 = 0

B può dire che la trasmissione è avvenuta correttamente.

Controllo di parità

A vuole trasmettere: 1001

A calcola il bit di parità: 1^0^0^1 = 0

A aggiunge il bit di parità e spedisce: 10010

*** ERRORE DI TRASMISSIONE ***

B riceve: 11010

B calcola la parità totale: 1^1^0^1^0 = 1

B può dire che è avvenuto un errore durante la trasmissione.

- Il bit di parità garantisce di rilevare solo un numero dispari di errori.

A vuole trasmettere: 1001

A calcola il bit di parità: 1^0^0^1 = 0

A aggiunge il bit di parità e spedisce: 10010

*** ERRORE DI TRASMISSIONE ***

B riceve: 11011

B calcola la parità totale: 1^1^0^1^1 = 0

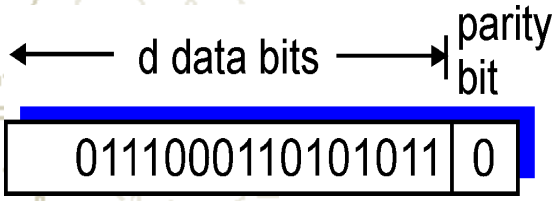
B dice che la trasmissione è avvenuta correttamente anche se ci sono stati errori.

- Se avviene un numero pari di errori, non funziona.

Controllo di parità

Unico bit di parità:

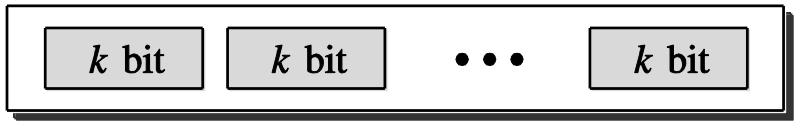
Si è verificato almeno un errore in un bit



- Il bit di parità garantisce di rilevare solo un numero dispari di errori.
- Non è in grado di individuare il bit errato

Possibile soluzione:

- Sequenza di bit sorgente
  - Divise in gruppi *k* bit, detti parole sorgente
- Codifica
  - Parole sorgente trasformate in parole codice di $n = k + r, \quad r > 0$



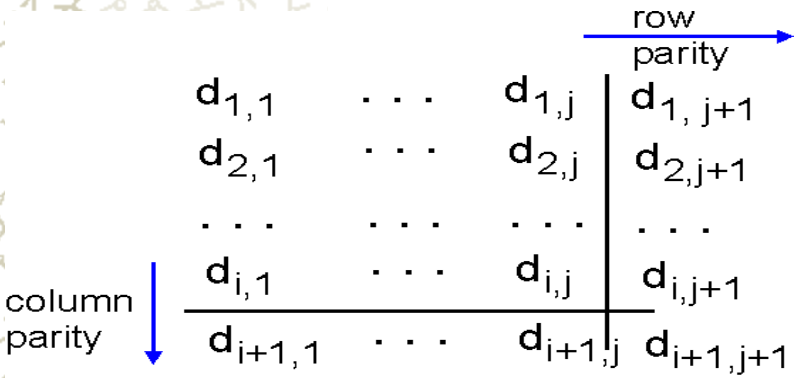
2^k parole sorgenti, ognuna di k bit

2^n parole codice, ognuna di n bit (solo 2^k sono valide)

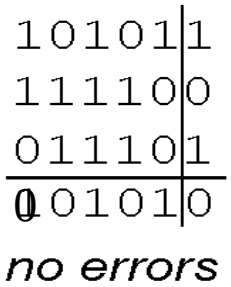
Controllo di parità

Parità bidimensionale:

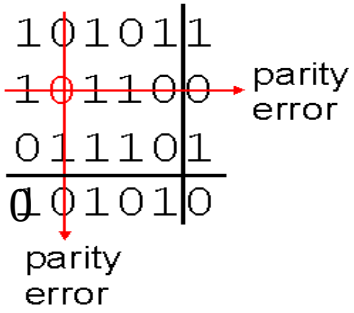
Individua e *corregge* il bit alterato



- Le parole di k bit sono disposte una sotto l'altra.
- Viene aggiunto il bit di parità sia considerando le righe che le colonne
- In definitiva si avranno 2K+1 bit di parità



no errors



correctable
single bit error

- È possibile individuare il bit errato
- Ma non sempre

Controllo di parità

Un errore influenza due bit di parità

1	1	0	0	1	1	1	1
1	0	0	1	1	0	1	1
0	1	1	1	0	0	1	0
0	1	0	1	0	0	1	1
0	1	0	1	0	1	0	1

Errore individuato:

Due errori influenzano due bit di parità

1	1	0	0	1	1	1	1
1	0	0	1	0	0	1	1
0	1	1	1	0	0	1	0
0	1	0	1	0	0	1	1
0	1	0	1	0	1	0	1

Errori non individuati ma rilevati

Tre errori influenzano quattro bit di parità

1	0	0	0	1	1	1	1
1	0	1	0	1	0	1	1
0	1	1	0	0	0	1	0
0	1	0	1	0	0	1	1
0	1	0	1	0	1	0	1

Errori non individuati ma rilevati

Quattro errori …

1	1	0	1	0	1	1	1
1	0	1	1	1	0	1	1
0	1	1	0	1	0	1	0
0	1	0	1	0	0	1	1
0	1	0	1	0	1	0	1

… non vengono rilevati

Checksum di Internet

Obiettivi: rileva gli errori ma viene usata *solo* a livello di trasporto

Sender:

- I dati sono trattati come interi da 16 bit e sommati.
- Checksum: è il complemento a 1 di questa somma
- Il mittente inserisce il valore della checksum nell'intestazione dei segmenti

Receiver:

- Il ricevente controlla la checksum.
- Calcola il complemento 1 della somma dei dati ricevuti e verifica che i bit del risultato siano 1:
  - NO, non lo sono: segnala un errore
  - SÌ lo sono: non sono stati rilevati errori.

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

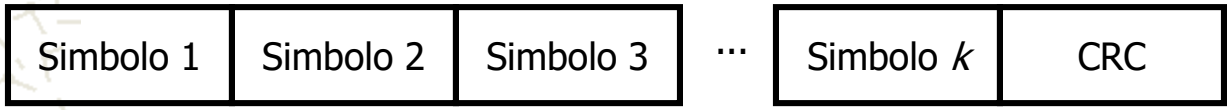
GF(2)

+	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 può 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 più a sinistra rappresenta il coefficiente del termine di grado N-1, mentre il bit più 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 è 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: $\dfrac{x^r P(x)}{G(x)} \rightarrow Q(x)G(x) + R(x) = x^r P(x)$

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*)

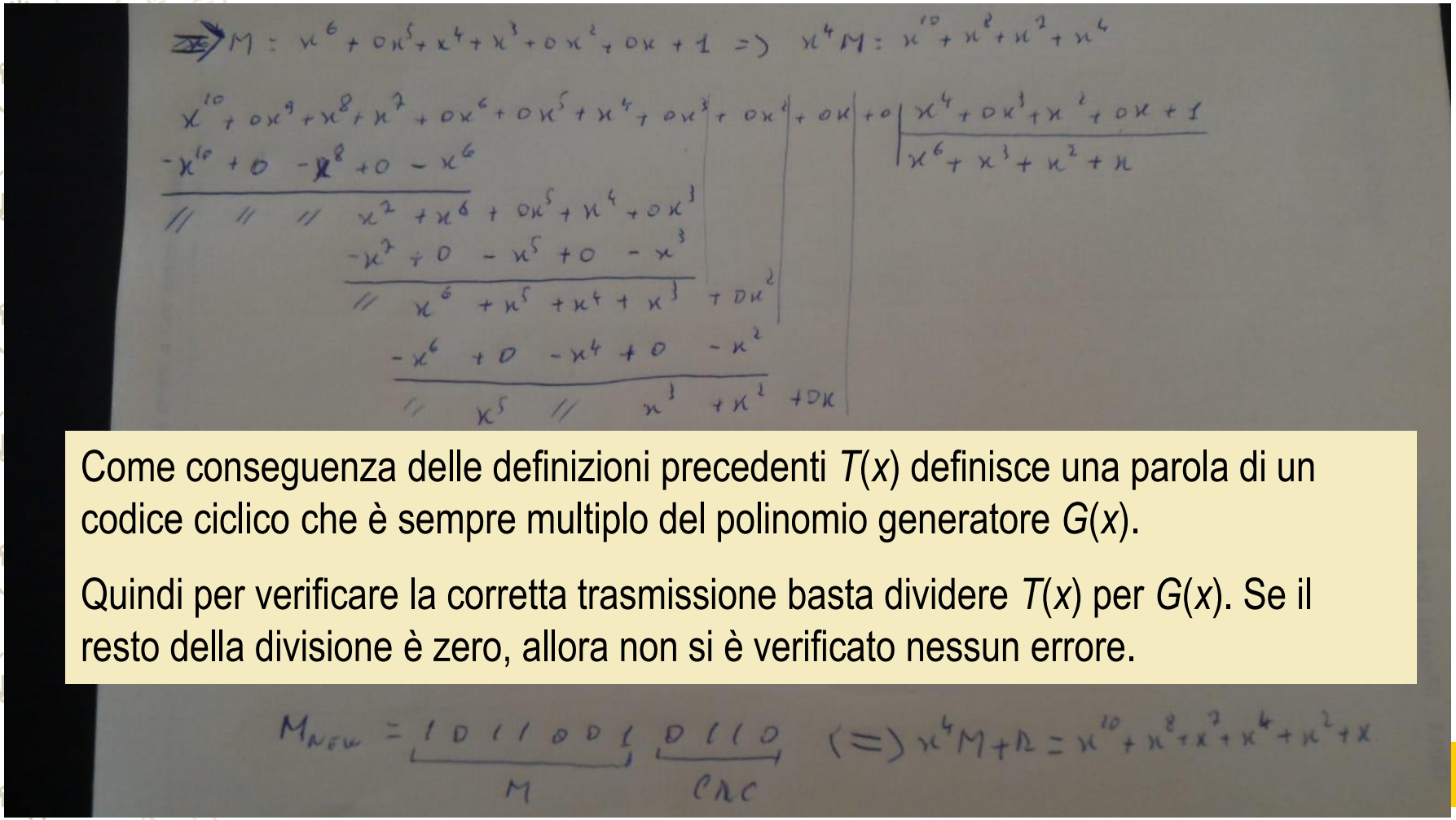
La formula precedente diventa: $x^r P(x) + R(x) = Q(x)G(x)$

Codici ciclici [continua]

Esempio: M = 1 0 1 1 0 0 1

Calcolare il CRC supponendo che il polinomio generatore sia:

$G(x) = x^4 + x^2 + 1$



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.

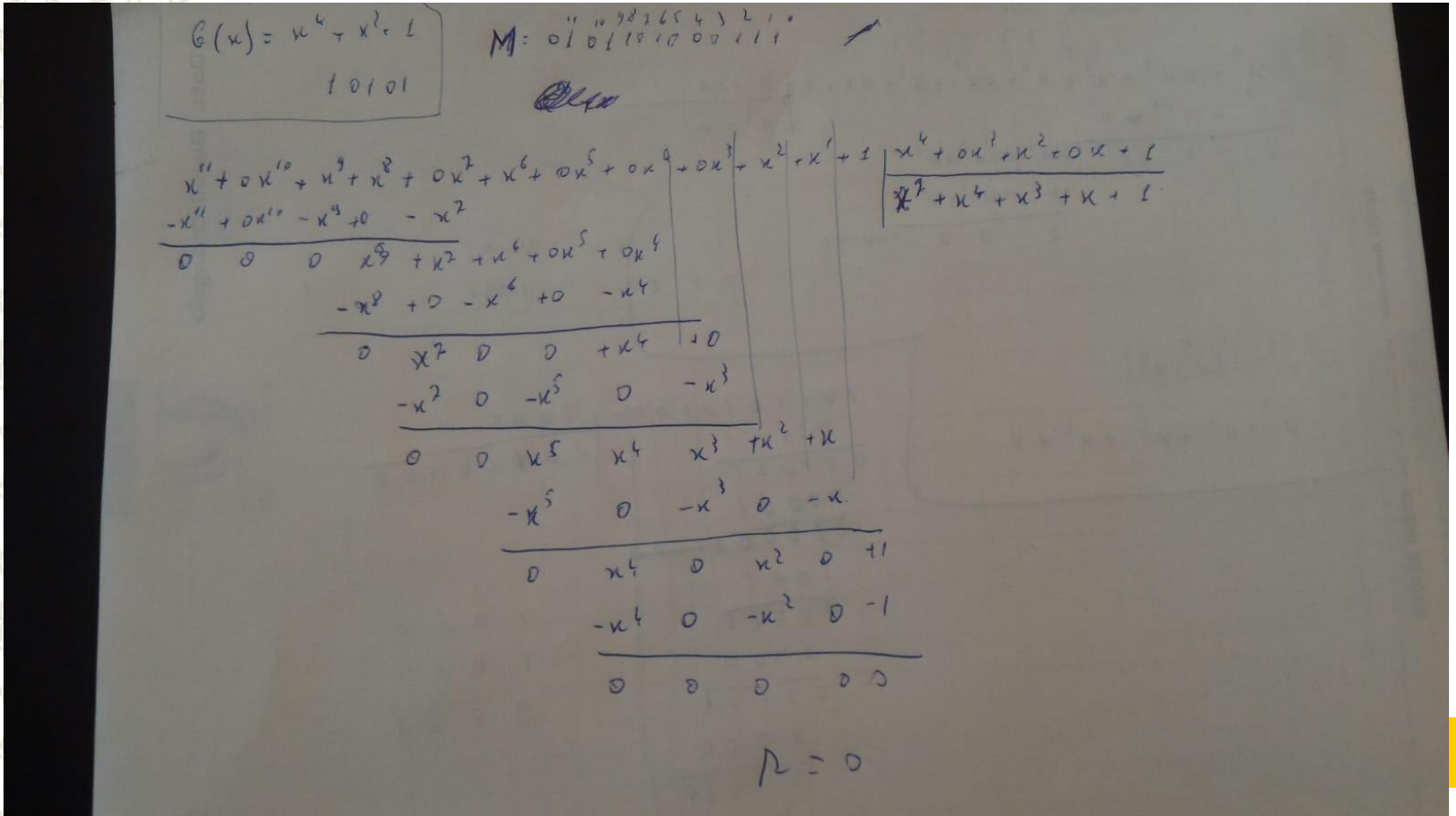
Codici ciclici [continua]

Esempio: M = 1 0 1 1 0 1 0 0 0 1 1 1

Verificare se M è stato consegnato con errore oppure no,

supponendo che il polinomio generatore sia:

$G(x) = x^4 + x^2 + 1$



CRC standard

- Sono stati definiti dei polinomi di fatto usati come standard

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

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

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

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

Controllo di flusso

- Può capitare che una sorgente sia in grado di trasmettere ad un tasso più alto della capacità 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 prevederà dei frame di controllo con cui il ricevente può inibire e riabilitare la trasmissione di frame, cioè il protocollo stabilisce quando il trasmittente può inviare frame
- Vedremo diverse tecniche, che si differenziano per complessità ed efficienza di utilizzo della linea

Controllo di flusso

- Perchè si crea il problema del flusso?
- ……. *Chiariamo come funziona il DDL*
- L'implementazione del data link layer prevederà 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 sarà prevista una procedura *wait-for-event()* che metterà il data link layer in attesa di un evento
- Questo evento sarà 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 verrà svegliato per prelevare dati dallo strato fisico, processarli, e passarli allo strato di rete
- Di fatto il DDL in ricezione non sarà 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
- Poichè il tempo di elaborazione non è nullo, si deve gestire l'eventualità che i dati arrivino troppo velocemente
- Di conseguenza il buffer può riempirsi.

Controllo di flusso a priori

- Esempi di soluzioni:

- Un semplice meccanismo può essere quello di valutare i tempi di risposta del ricevente, ed inserire dei ritardi nel processo di trasmissione per adattarlo alla capacità di ricezione
- Il problema è che il tempo di processamento in ricezione non è una costante e può 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 complessità 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

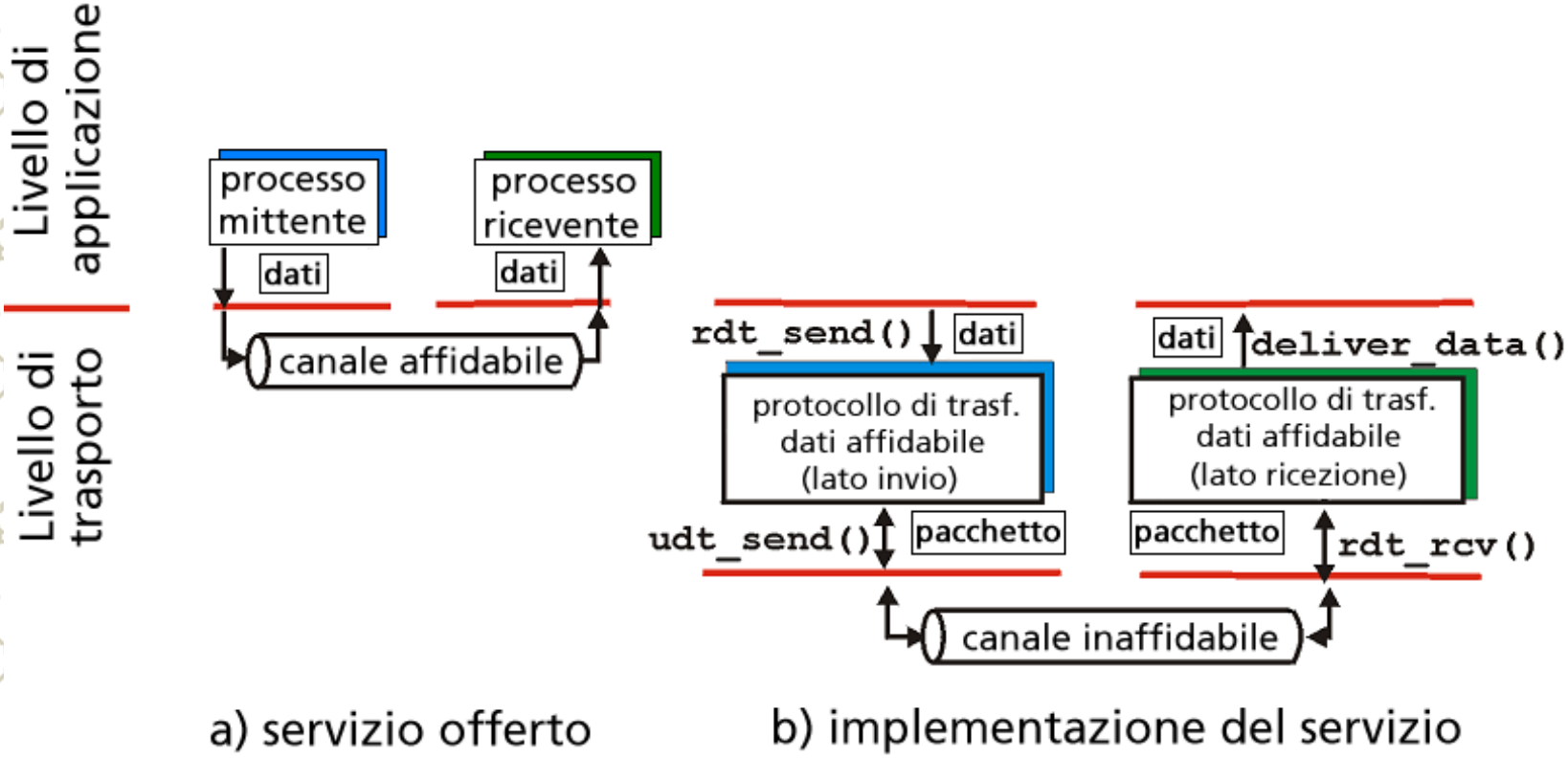
Start flag	type	seq	ack	Pacchetto (livello rete)	Check sum	End flag

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)

Principi del trasferimento dati affidabile

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

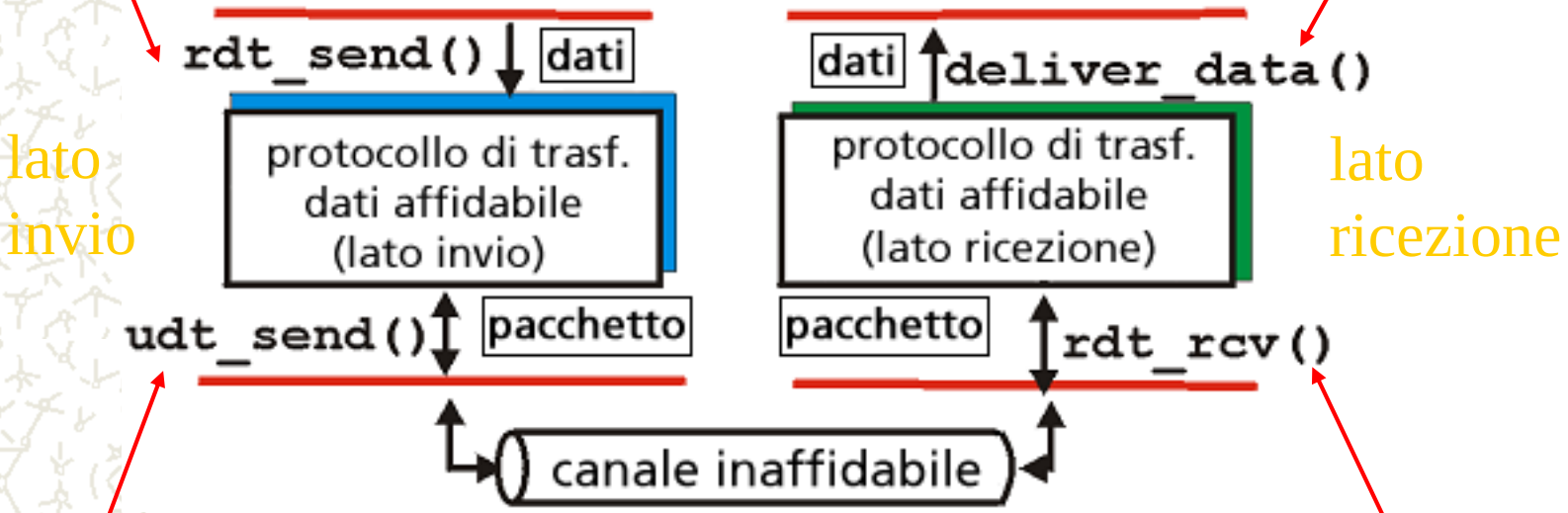


- Le caratteristiche del canale inaffidabile determinano la complessità del protocollo di trasferimento dati affidabile (reliable data transfer o rdt)

Trasferimento dati affidabile: preparazione

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

`deliver_data()`: chiamata da **`rdt`** per consegnare i dati al livello superiore. deliver_d.≡ to_network



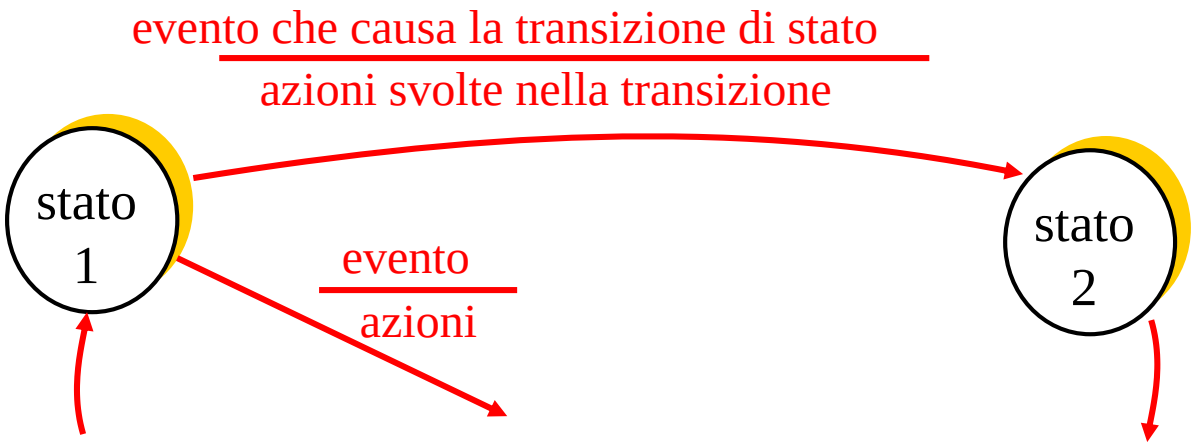
`udt_send()`: chiamata da rdt per trasferire il pacchetto al ricevente tramite il canale inaffidabile. (udt_send ≡ to_physical)

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

Trasferimento dati affidabile: preparazione

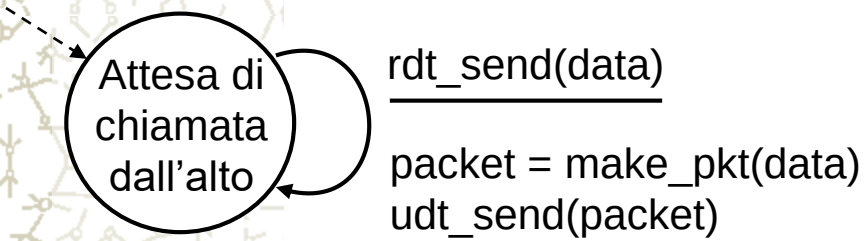
- Svilupperemo progressivamente i lati d'invio e di ricezione di un protocollo di trasferimento dati affidabile (rdt)
- Considereremo soltanto i trasferimenti dati unidirezionali
  - ma le informazioni di controllo fluiranno in entrambe le direzioni!
- Utilizzeremo automi a stati finiti per specificare il mittente e il ricevente

stato: lo stato successivo a questo è determinato unicamente dall'evento successivo

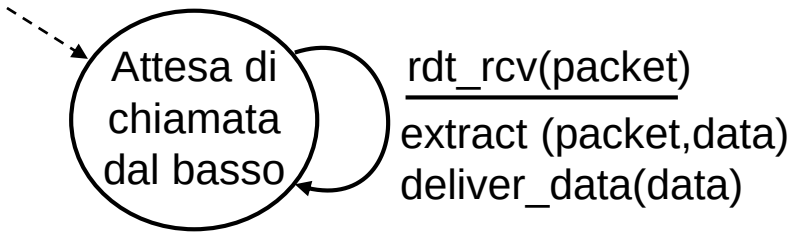


Rdt1.0: trasferimento affidabile su canale affidabile

- Canale sottostante perfettamente affidabile
  - Nessun errore nei bit
  - Nessuna perdita di pacchetti
- Automa distinto per il mittente e per il ricevente:
  - il mittente invia i dati nel canale sottostante
  - il ricevente legge i dati dal canale sottostante



mittente

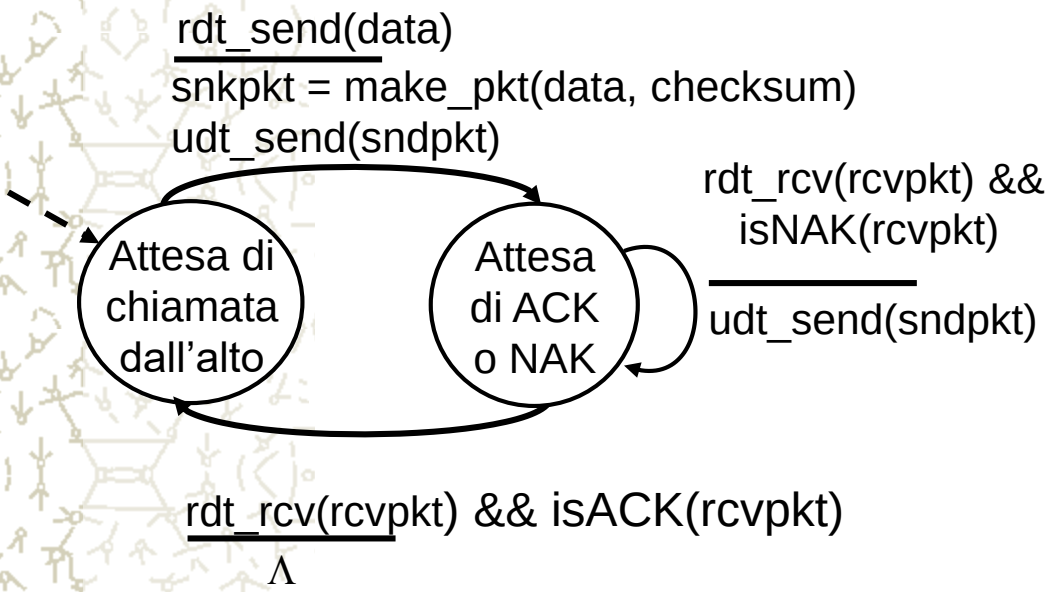


ricevente

Rdt2.0: canale con errori nei bit

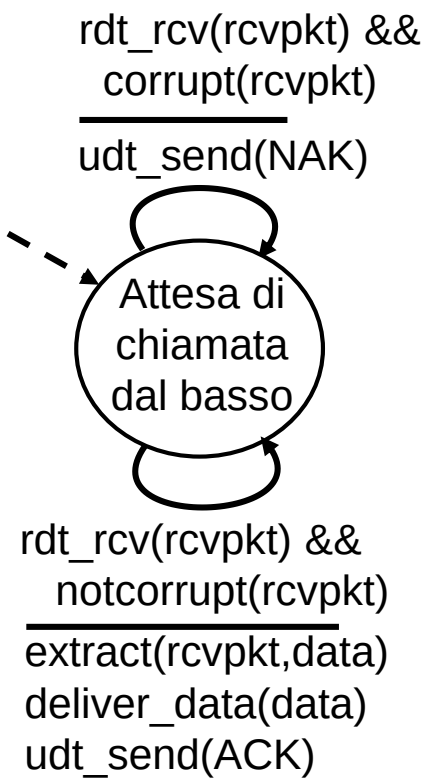
- Il canale sottostante potrebbe confondere i bit nei pacchetti
  - checksum per rilevare gli errori nei bit
- *Per* notificare lo stato della trasmissione si usa:
  - *notifica positiva (ACK):* il ricevente comunica espressamente al mittente che il pacchetto ricevuto è corretto
  - *notifica negativa (NAK):* il ricevente comunica espressamente al mittente che il pacchetto contiene errori
  - il mittente ritrasmette il pacchetto se riceve un NAK
- nuovi meccanismi in **`rdt2.0`** (oltre a **`rdt1.0`**):
  - rilevamento di errore
  - feedback del destinatario: messaggi di controllo (ACK, NAK) ricevente->mittente
  - Questi protocolli sono conosciuti come Protocollo PAR (Positive Acnowledgement with Retransmission) o anche ARQ (Automatic Repeat reQuest)

rdt2.0: specifica dell'automa



mittente

ricevente



stop and wait

Il mittente invia un pacchetto, poi aspetta la risposta del destinatario

Protocollo stop-and-wait

- 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, invierà ad A un frame di controllo, cioè un frame privo di dati, allo scopo di avvisare A che può trasmettere un nuovo frame
- Il frame di riscontro si indica generalmente con il termine ACK (ACKnowledge) o RR (Receiver Ready)
- Va osservato che il traffico dati è simplex, ma i frame devono viaggiare nelle due direzioni, quindi il canale fisico deve essere almeno half-duplex

rdt2.0 ha un difetto fatale!

Che cosa accade se i pacchetti ACK/NAK sono danneggiati?

Il mittente non sa che cosa sia accaduto al destinatario!

Non sa se il destinatario ha ricevuto corrett.te i dati trasmessi

Bisogna aggiungere il checksum a ACK/NAK

Il sender reinvia i pacchetti quando riceve un ACK/NAK alterato

rdt2.0 duplicazione dati

Il sender reinvia i pacchetti quando riceve un ACK/NAK alterato

Questo metodo introduce **duplicati dei pacchetti** nel canale tra sender e receiver

Inoltre, il receiver non sa se il pacchetto ricevuto è uno nuovo o il duplicato

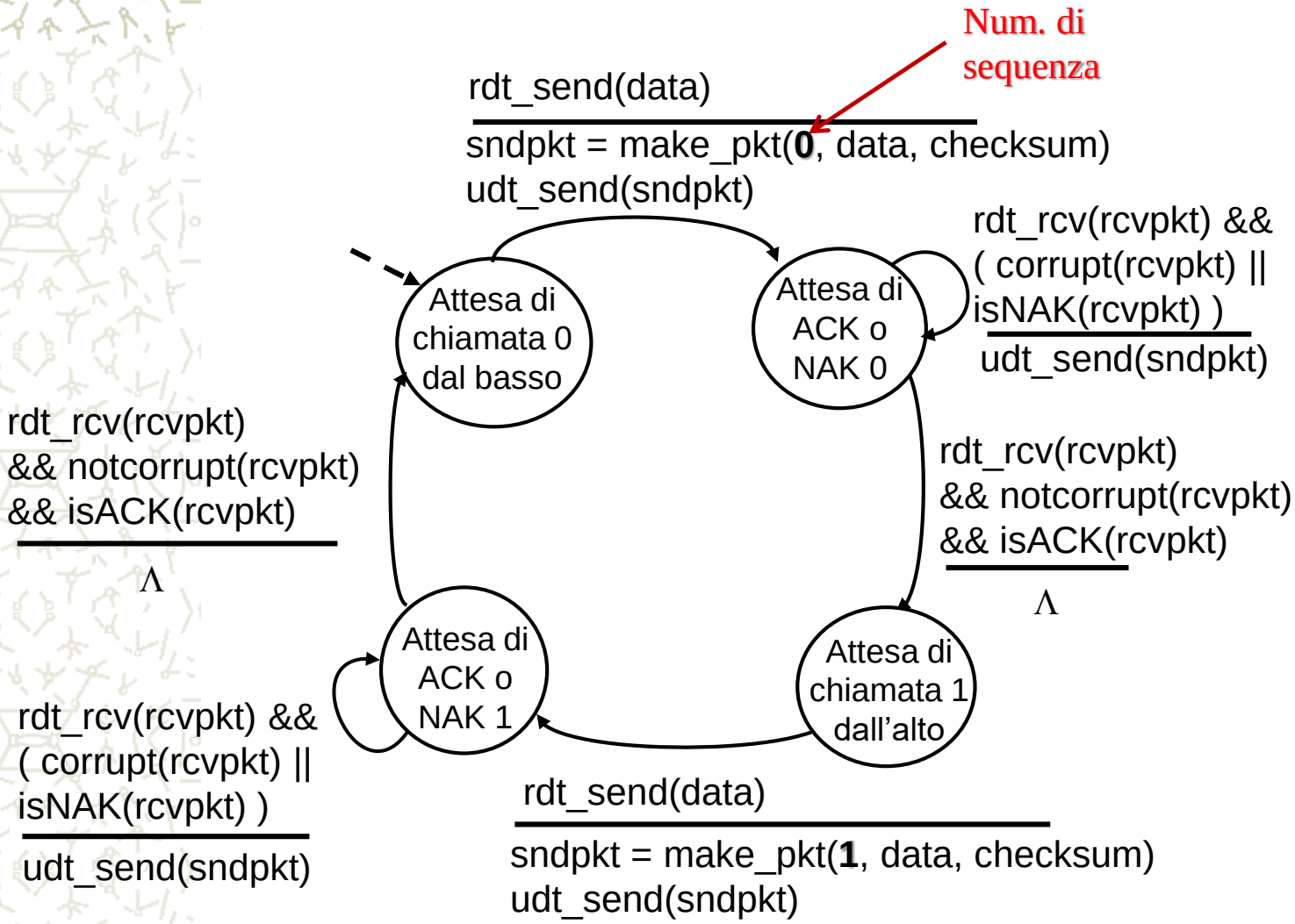
Duplicazione dati: Soluzione

Si aggiunge un nuovo campo al pacchetti dati:

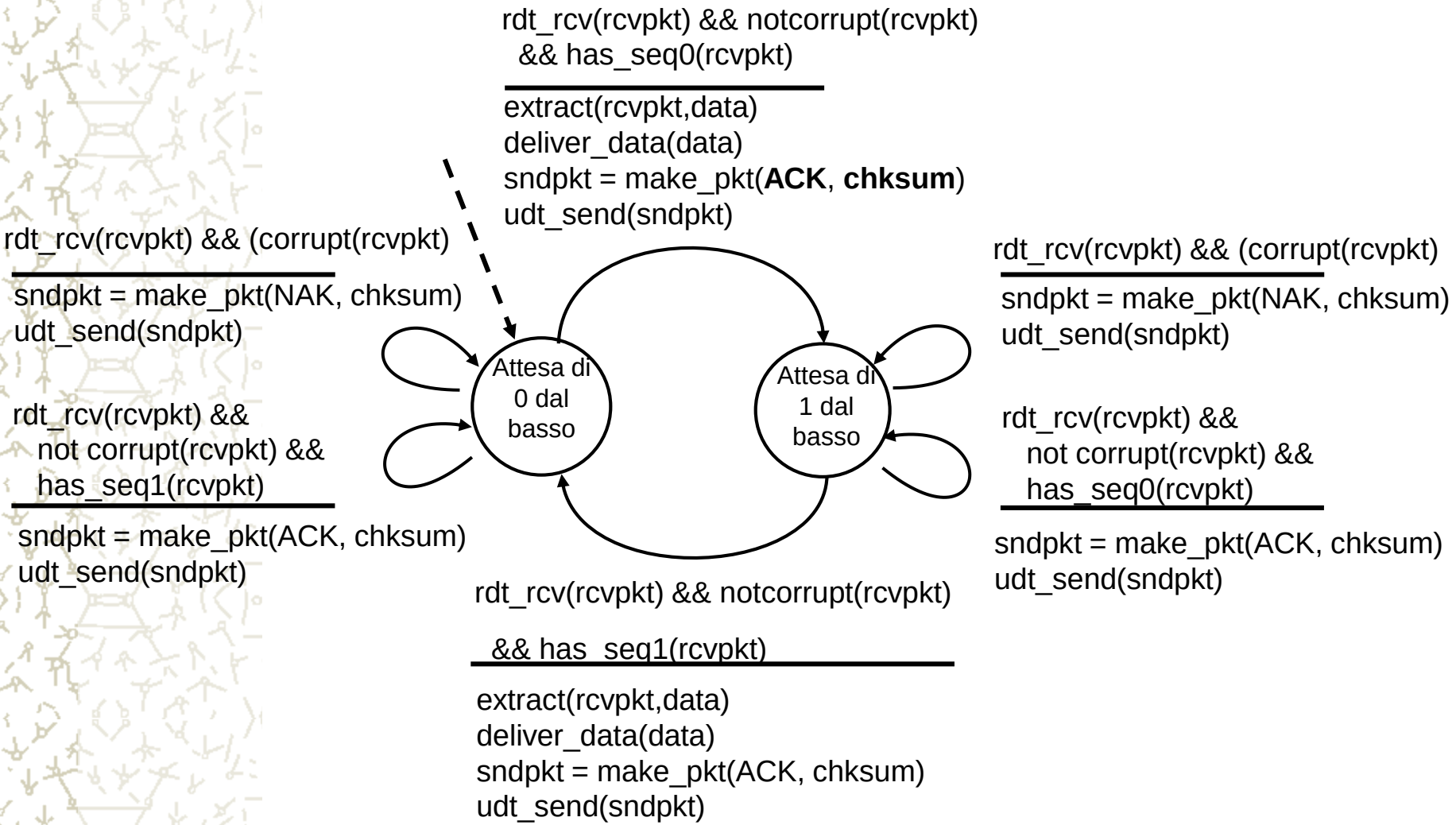
- **Numero di Sequenza**

- Il receiver deve solo controllare questo numero per comprendere se il pacchetto che gli è arrivato è nuovo o un duplicato.

rdt2.1: il mittente gestisce gli ACK/NAK alterati



rdt2.1: il ricevente gestisce gli ACK/NAK alterati



rdt3.0: canali con errori *e* **perdite**

Nuova ipotesi: il canale sottostante può anche smarrire i pacchetti (dati o ACK)

- checksum, numero di sequenza, ACK e ritrasmissioni aiuteranno, ma non saranno sufficienti

Approccio: il mittente attende un ACK per un tempo "ragionevole"

e

- ritrasmette se non riceve un ACK in questo periodo
- se il pacchetto (o l'ACK) è soltanto in ritardo (non perso):
  - la ritrasmissione sarà duplicata
  - ma l'uso dei numeri di sequenza gestisce già questo

occorre un contatore (*countdown timer*)

rdt3.0: canali con errori *e* **perdite**

Approccio: il mittente attende un ACK per un tempo "ragionevole"

e

- ritrasmette se non riceve un ACK in questo periodo
- se il pacchetto (o l'ACK) è soltanto in ritardo (non perso):
  - la ritrasmissione sarà duplicata,
  - ma l'uso dei numeri di sequenza gestisce già questo

occorre un contatore (*countdown timer*)

Problema:

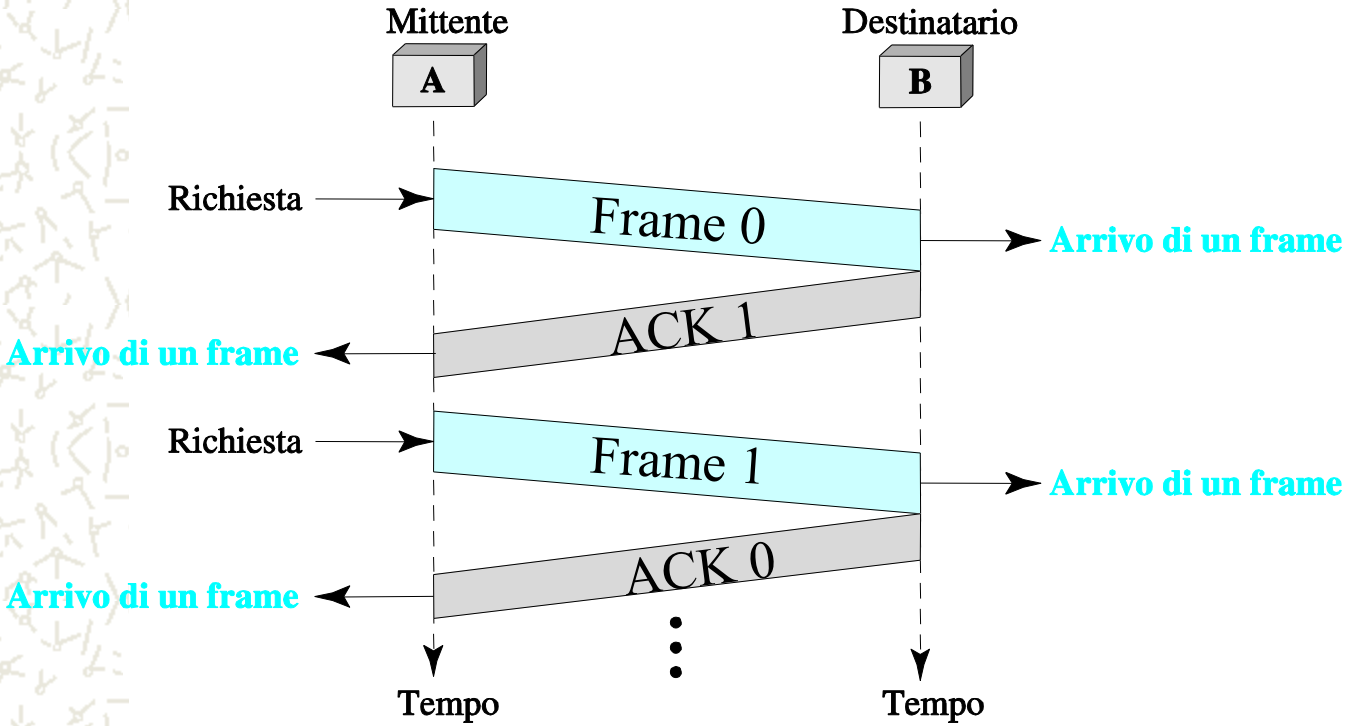
Quando il sender riceve un ACK, non sa se si riferisce al pacchetto spedito più di recente o si tratta di un ACK arrivato in ritardo.

Soluzione:

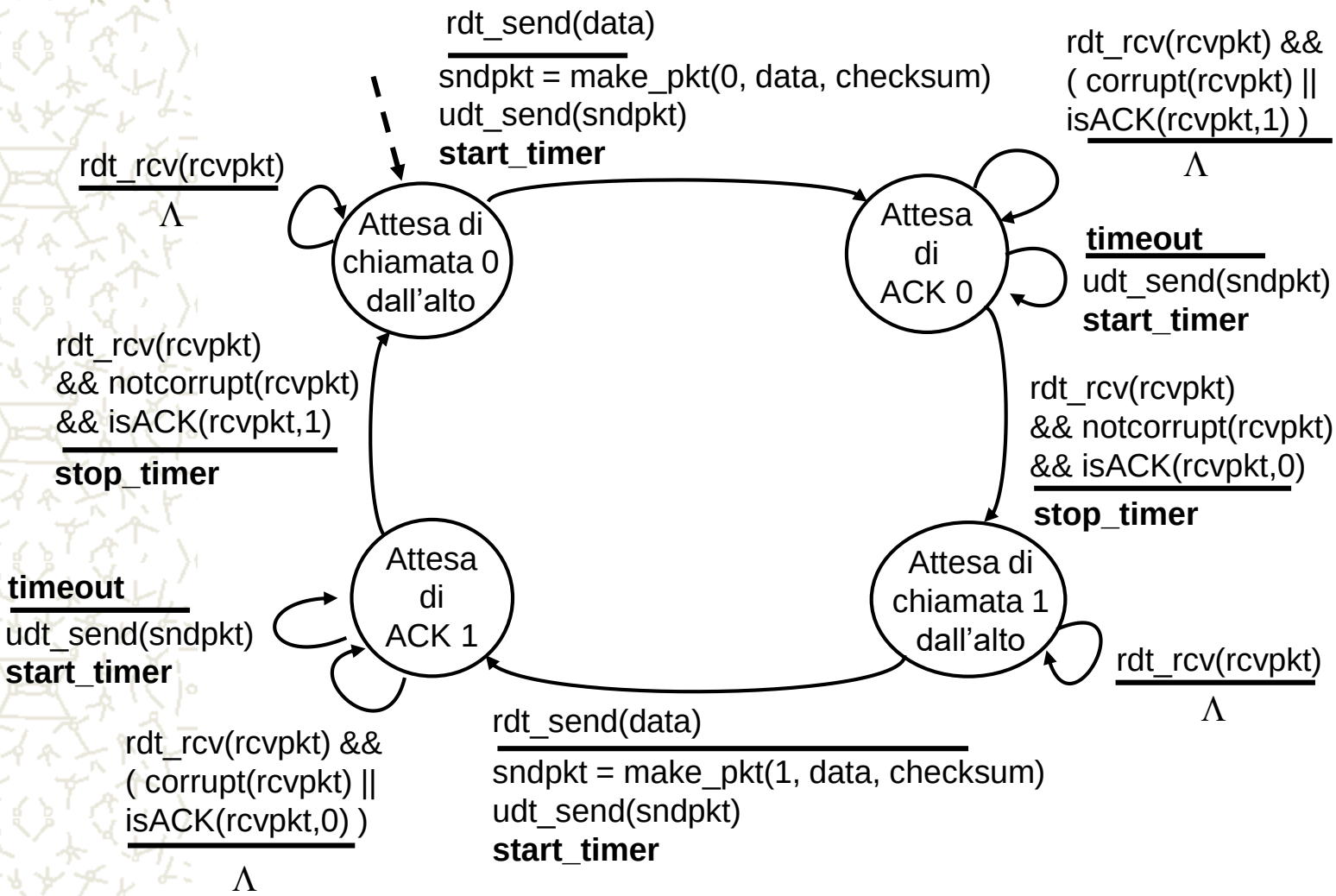
- il receiver deve specificare il numero di sequenza del pacchetto da riscontrare
- Si inserisce nel pacchetto ACK un campo di riscontro (contenente il num di seq. del pacchetto dati ricevuto)
- Il sender esaminando questo campo può individuare il pacchetto oggetto del riscontro

rdt3.0: canali con errori e **perdite**

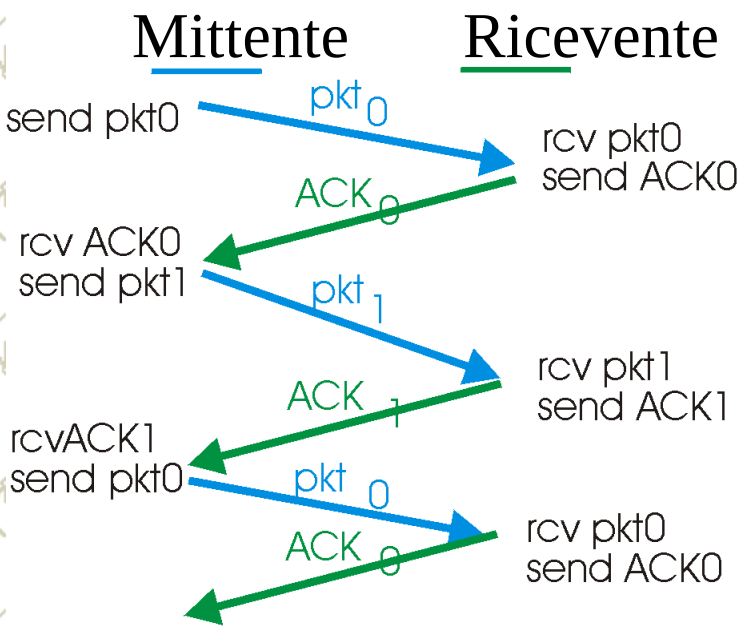
- I numeri di sequenza nei frame di ACK
  - Annunciano il prossimo frame che il destinatario si aspetta di ricevere



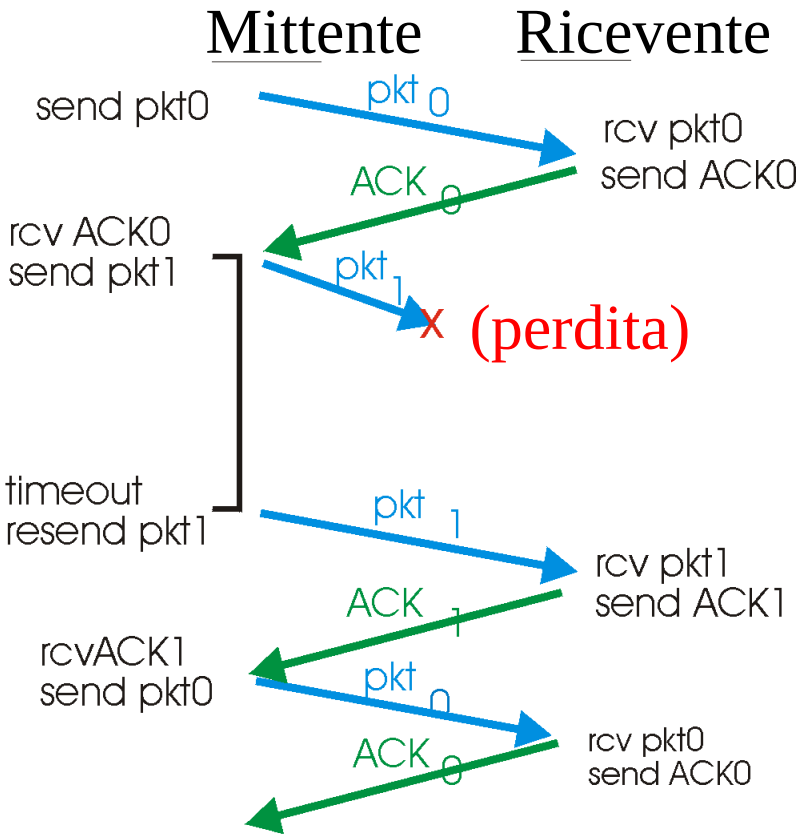
rdt3.0 mittente



rdt3.0 in azione

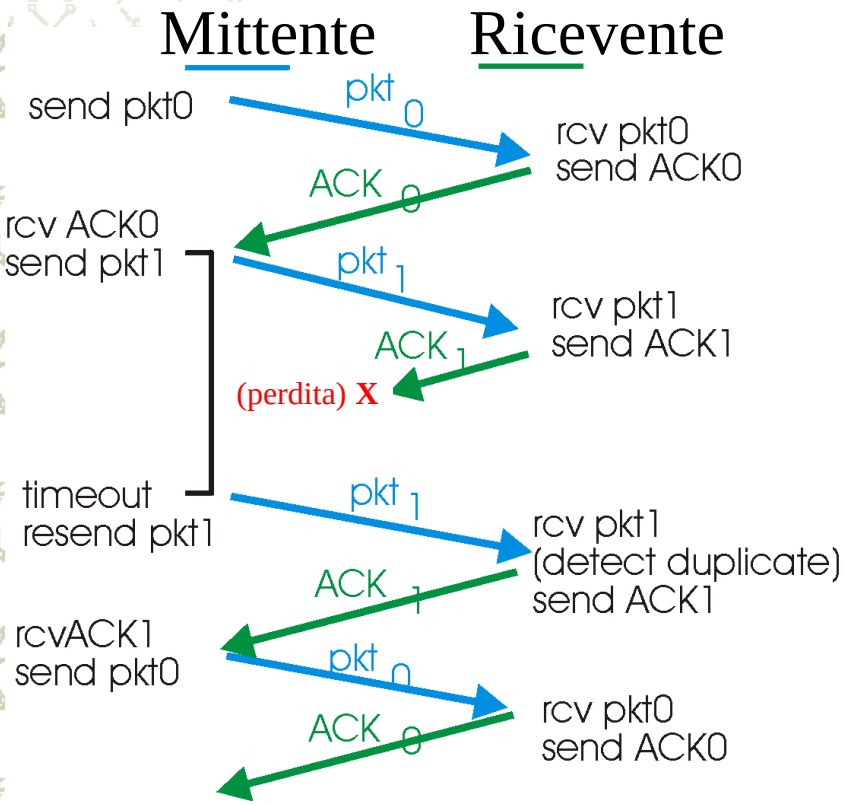


a) Operazioni senza perdite

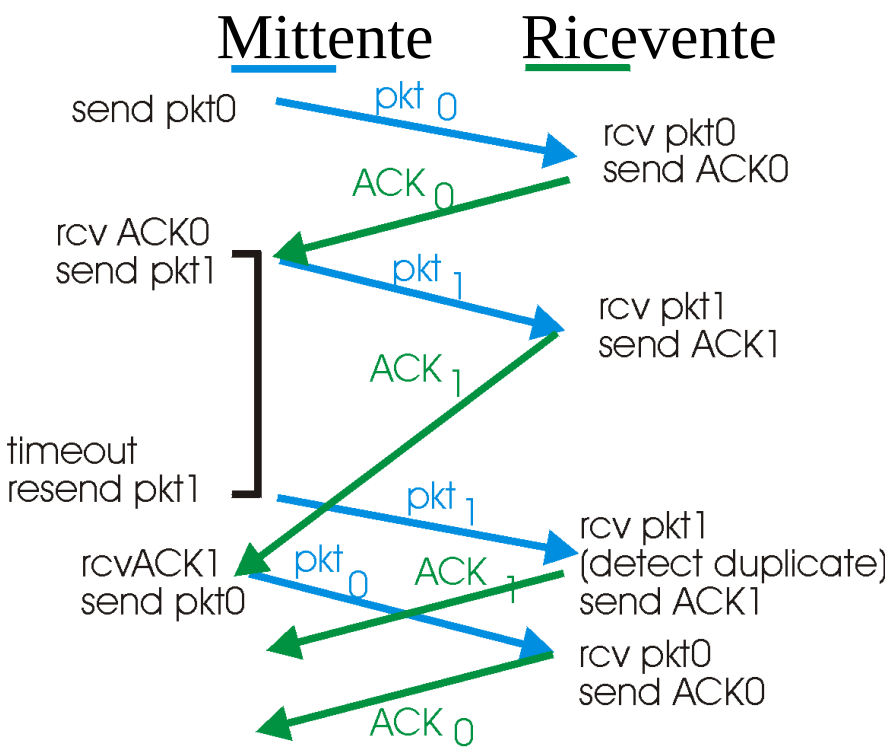


b) Perdita di pacchetto

rdt3.0 in azione



c) Perdita di ACK



d) Timeout prematuro

Prestazioni di rdt3.0

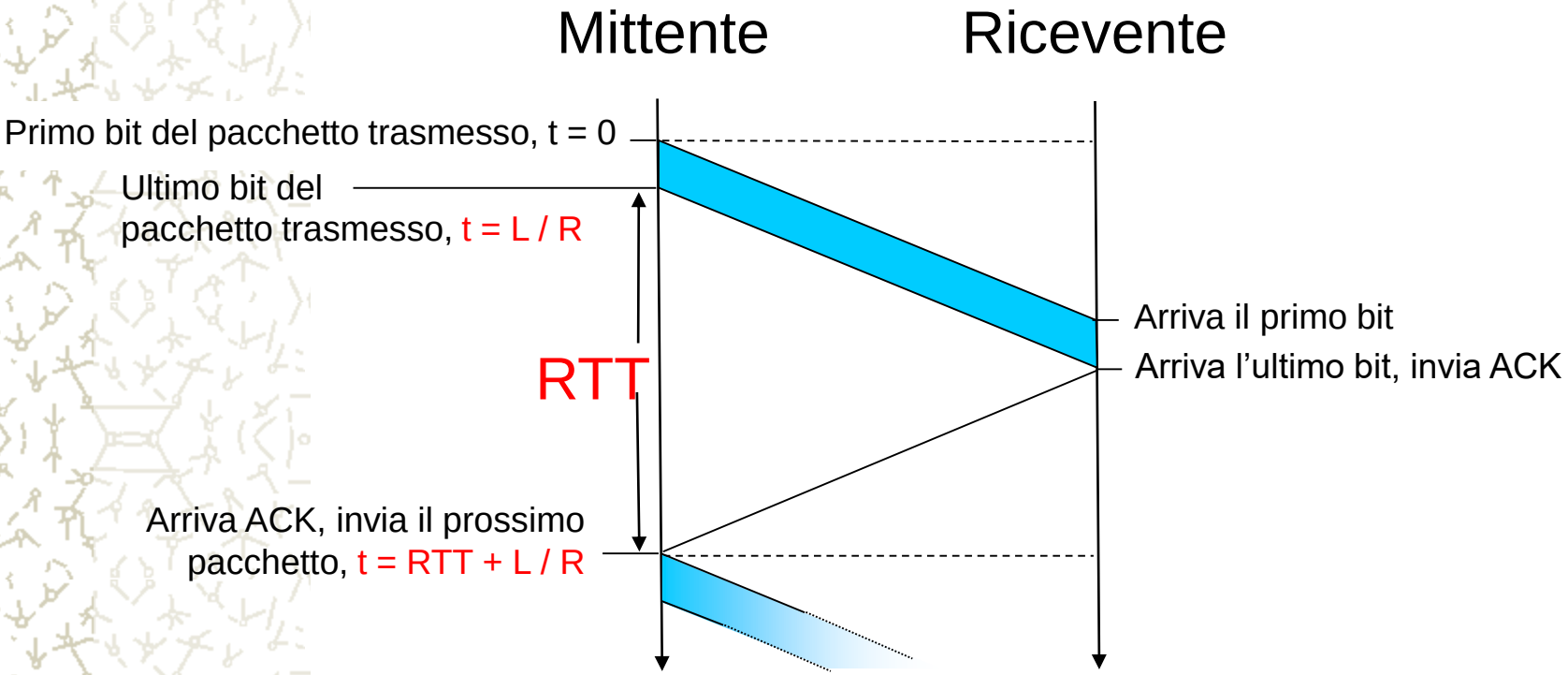
- rdt3.0 funziona, ma le prestazioni non sono apprezzabili
- esempio: collegamento da 1 Gbps, ritardo di propagazione 15 ms, pacchetti da 1 KB:

$$T_{trasm} = \frac{L \text{ (lunghezza del pacchetto in bit)}}{R \text{ (tasso trasmissivo, bps)}} = \frac{8 \text{ kb/pacc}}{10^9 \text{ b/sec}} = 8 \text{ microsec}$$

$$U_{mitt} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}00027 \text{ microsec}$$

- U_{mitt} : utilizzo è la frazione di tempo in cui il mittente è occupato nell'invio di bit
- Un pacchetto da 1 KB ogni 30 msec -> throughput di 33 kB/sec in un collegamento da 1 Gbps
- Il protocollo di rete limita l'uso delle risorse fisiche!

rdt3.0: funzionamento con stop-and-wait

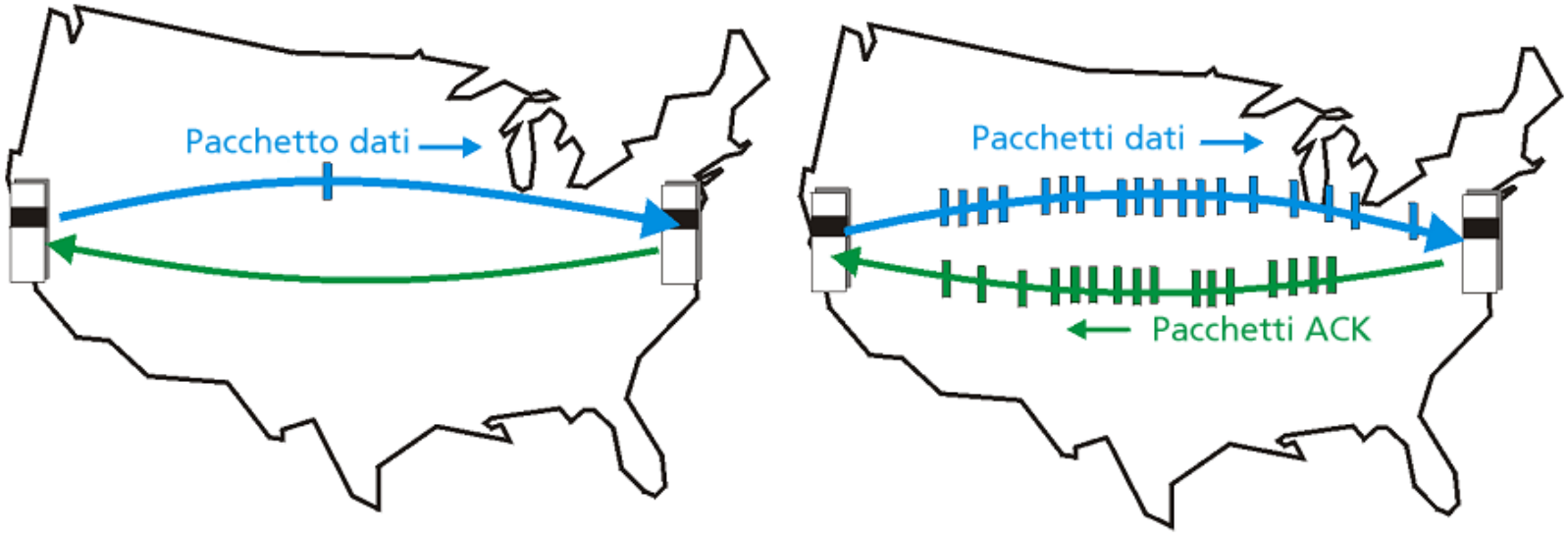


$$U_{mitt} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}00027 \text{ microsec}$$

Protocolli con pipeline

Pipelining: il mittente ammette più pacchetti in transito, ancora da notificare

- l'intervallo dei numeri di sequenza deve essere incrementato
- buffering dei pacchetti presso il mittente e/o ricevente

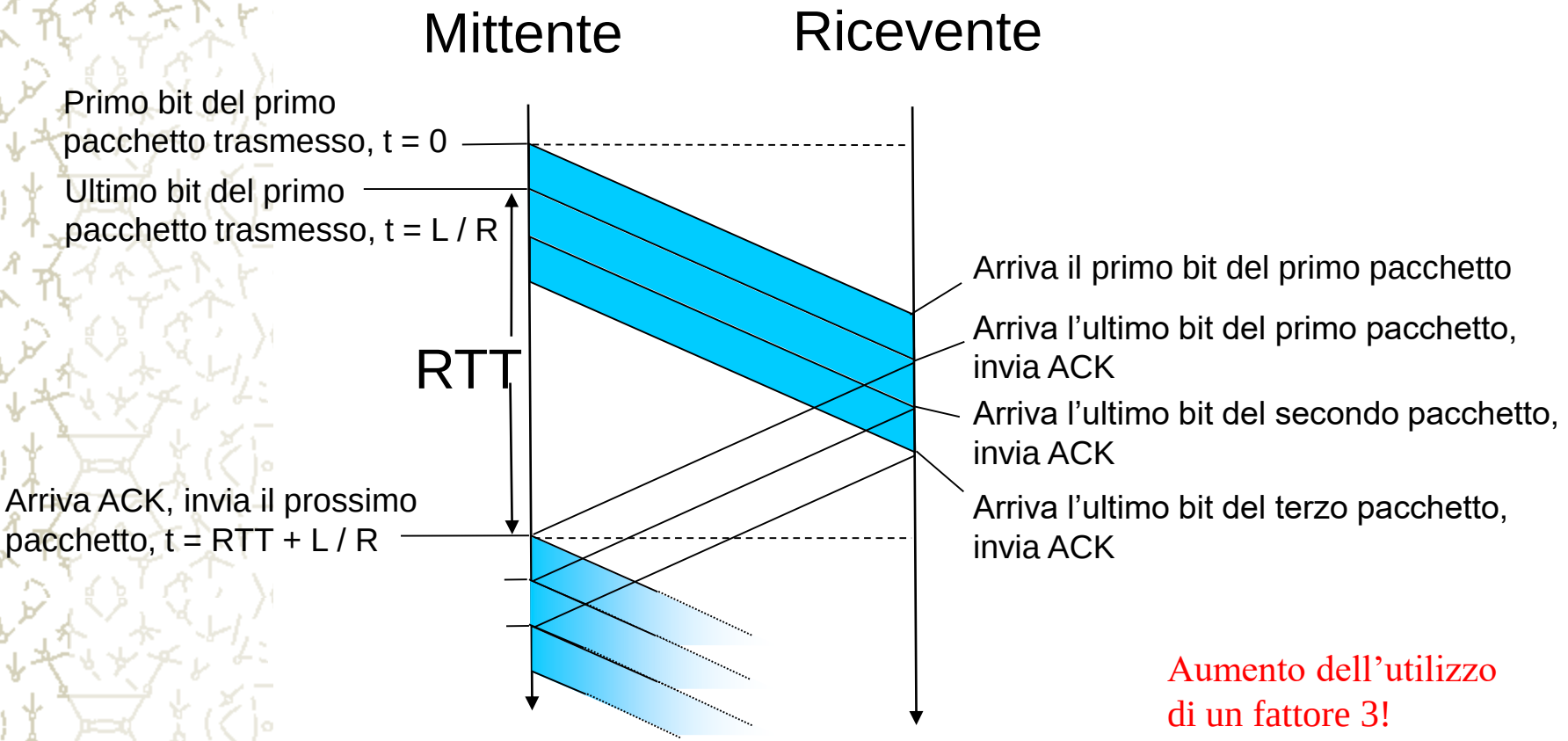


a) Protocollo stop-and-wait all'opera

b) Protocollo con pipeline all'opera

- Due forme generiche di protocolli con pipeline: *Go-Back-N* e *ripetizione selettiva*

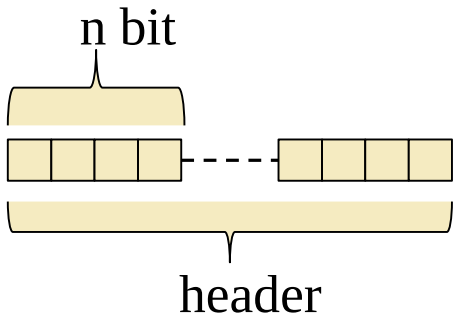
Pipelining: aumento dell'utilizzo



Aumento dell'utilizzo di un fattore 3!

$$U_{mitt} = \frac{3 * L / R}{RTT + L / R} = \frac{0{,}024}{30{,}008} = 0{,}0008 \text{ microsec}$$

Protocolli a finestra scorrevole



Abbiamo visto che:

- I frame vengono numerati
  - Ogni frame ha un proprio numero di sequenza

Per farlo:

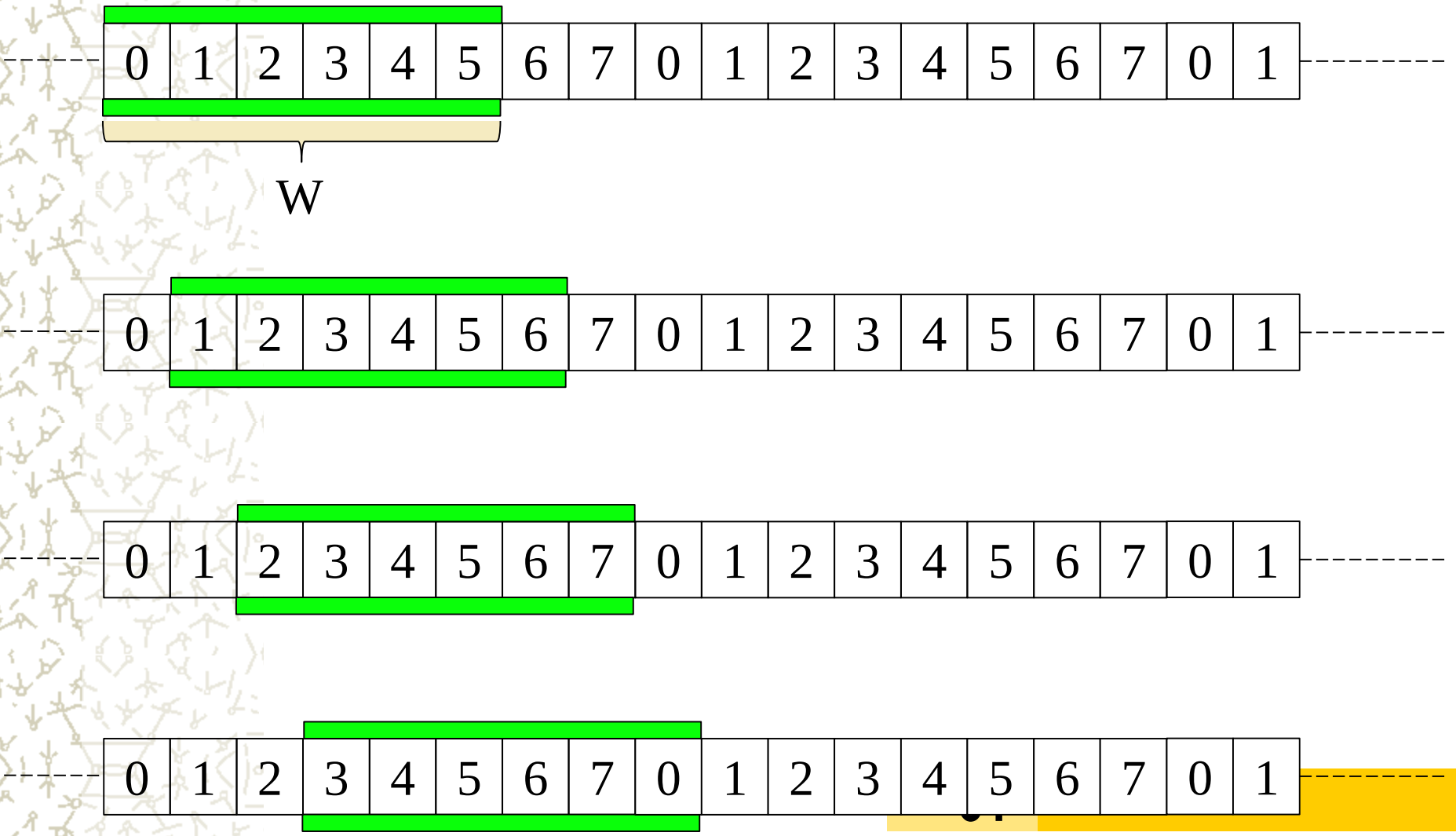
- I numeri di sequenza sono memorizzati nel frame
  - Campo di *n* bit
  - Possibili numeri di sequenza: da 0 a 2^n-1

- Se ci sono più di 2^n-1 frame occorre riprendere la numerazione da 0

Finestra scorrevole

n=3 => 2^3=8 Possibili numeri di sequenza: da 0 a 7 (da 0 a 2^n-1)

W=6 dimensione della finestra



Protocolli a finestra scorrevole

- Quanto deve essere grande *n*?
  - Vogliamo n piccolo per essere efficienti
    - Occupare poco spazio nel frame
  - Vogliamo m grande per non creare ambiguità fra i frame

- Per stop-and-wait
  - Basta *n=1*
  - Dobbiamo essere capaci solo di distinguere un frame dal successivo
  - Numerazione dei frame: 0,1,0,1,0,1,0,1,…

Per il protocollo stop-and-wait utilizziamo dei numeri di sequenza per identificare i frame. Bastano due numeri di sequenza, 0 e 1, usati in alternanza.

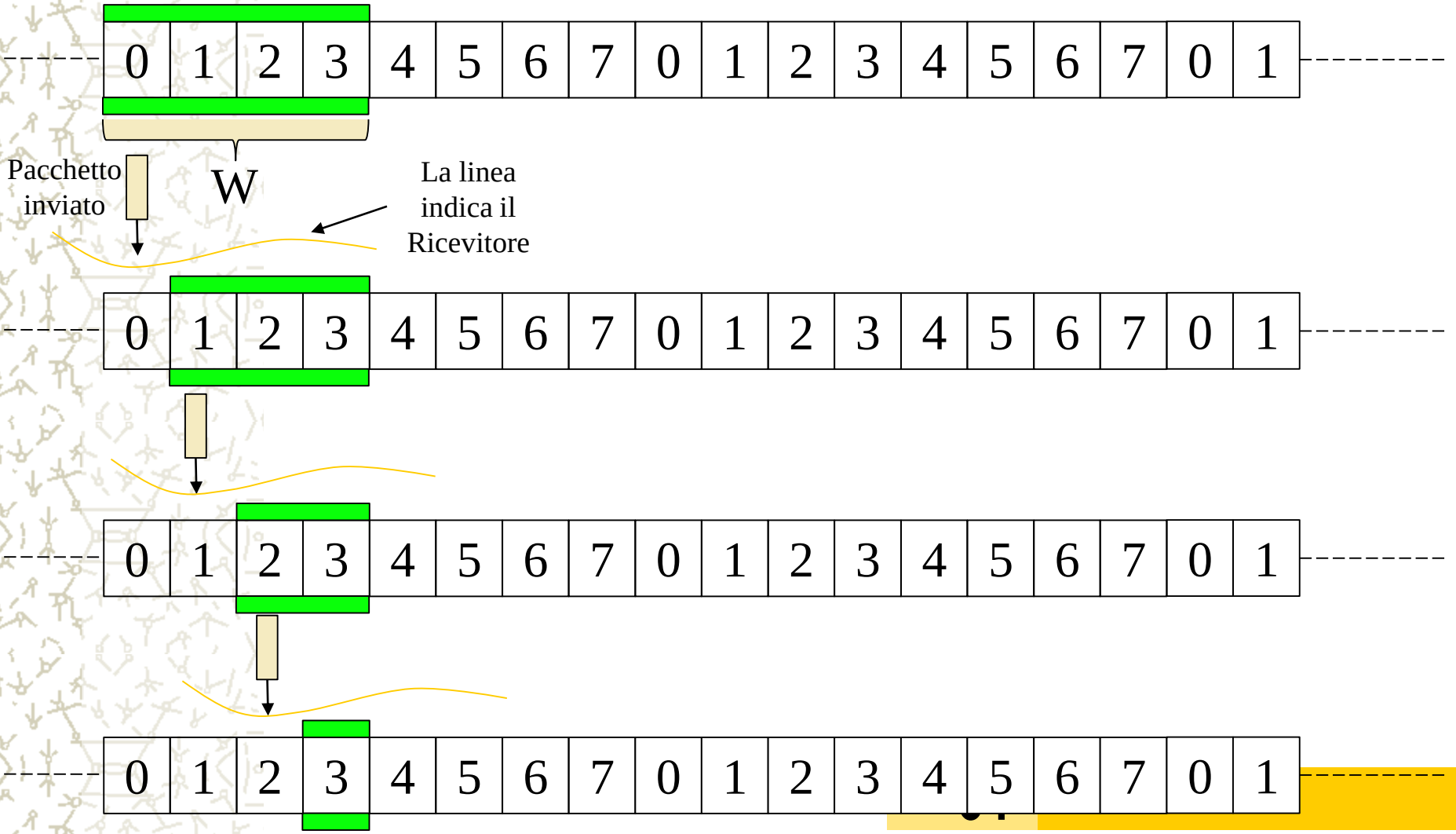
La finestra in trasmissione

- 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 è 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 unità; quando la finestra si chiude (cioè 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 unità (o più se si è ricevuto un riscontro cumulativo), permettendo al trasmittente di inviare nuovi frame
- La dimensione della finestra di trasmissione varia, ma non può mai superare il valore di W

Protocolli a finestra scorrevole: trasmissione

n=3 => 2^3=8 Possibili numeri di sequenza: da 0 a 7 (da 0 a 2^n-1)

W=4 dimensione della finestra

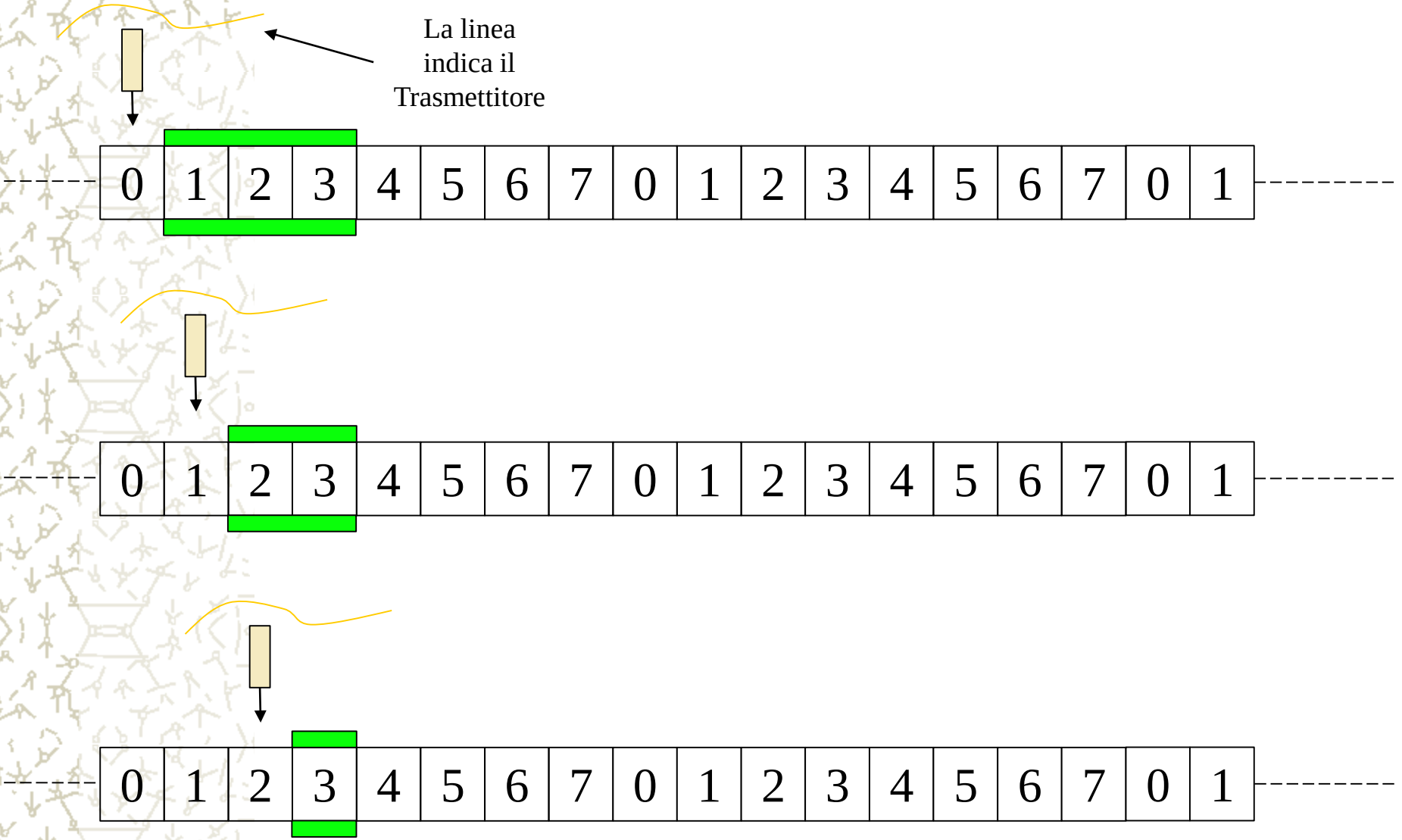


Protocolli a finestra scorrevole: trasmissione

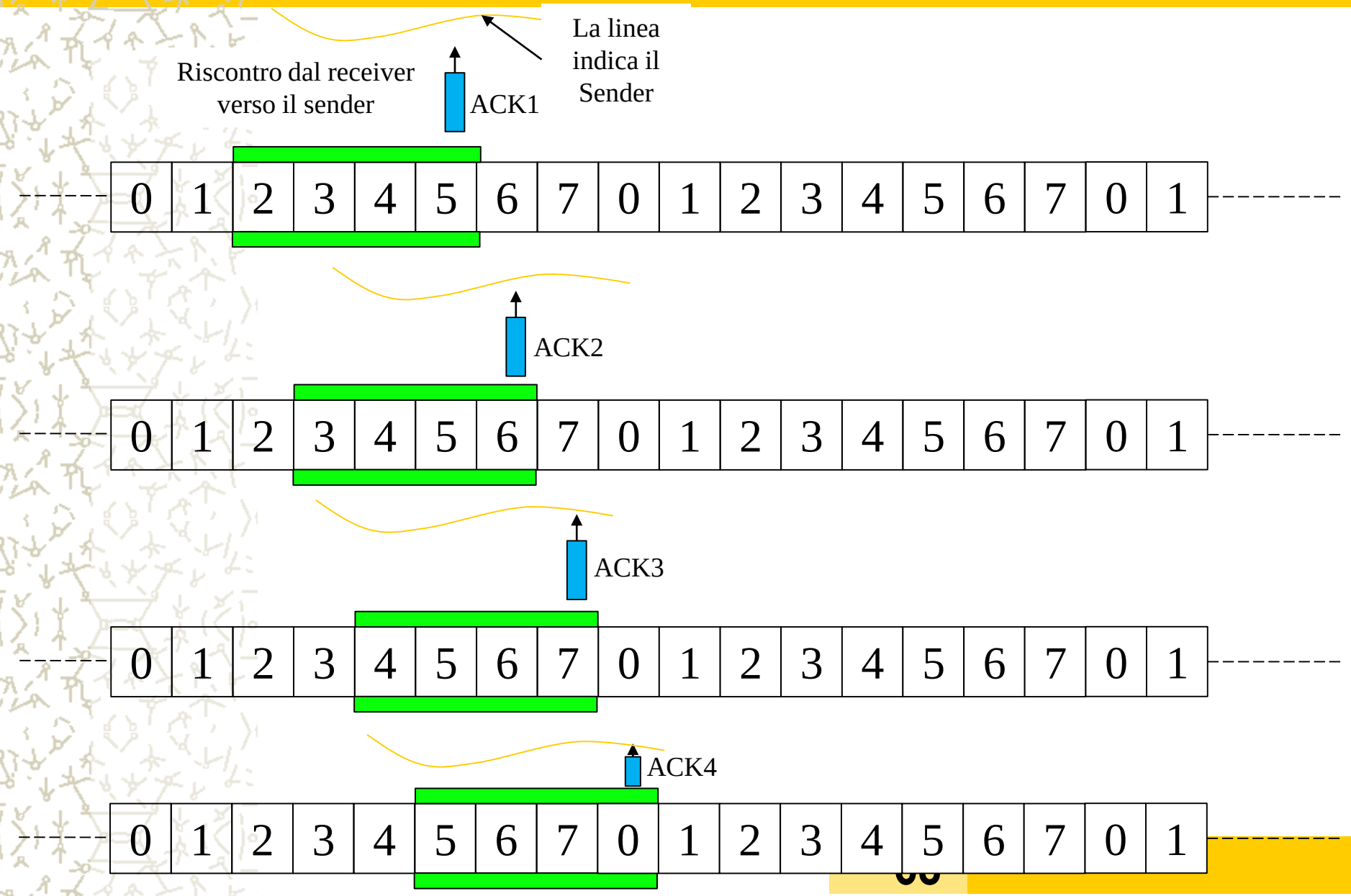
La finestra in ricezione

- In ricezione si deve tenere conto dei frame ricevuti di cui non è stato ancora inviato l'ACK, e del numero di frame ancora accettabili
- Si utilizza una finestra analoga a quella in trasmissione: la finestra contiene i numeri dei frame accettabili
- il limite inferiore è il numero del frame successivo all'ultimo ricevuto, mentre il limite superiore è dato dal primo non ancora riscontrato più W
- Ad ogni nuovo frame ricevuto il limite inferiore della finestra cresce di una unità, mentre ad ogni acknowledge inviato il limite superiore avanza di una unità
- La dimensione della finestra non può 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, perchè la ricezione è bloccata
- Qualsiasi frame ricevuto con numero fuori dalla finestra di ricezione sarà buttato via
- La finestra in ricezione non deve necessariamente avere la stessa dimensione della finestra in trasmissione
  - ad esempio una finestra in ricezione più piccola costringerà il ricevente ad inviare ACK prima che in trasmissione sia stata azzerata la finestra

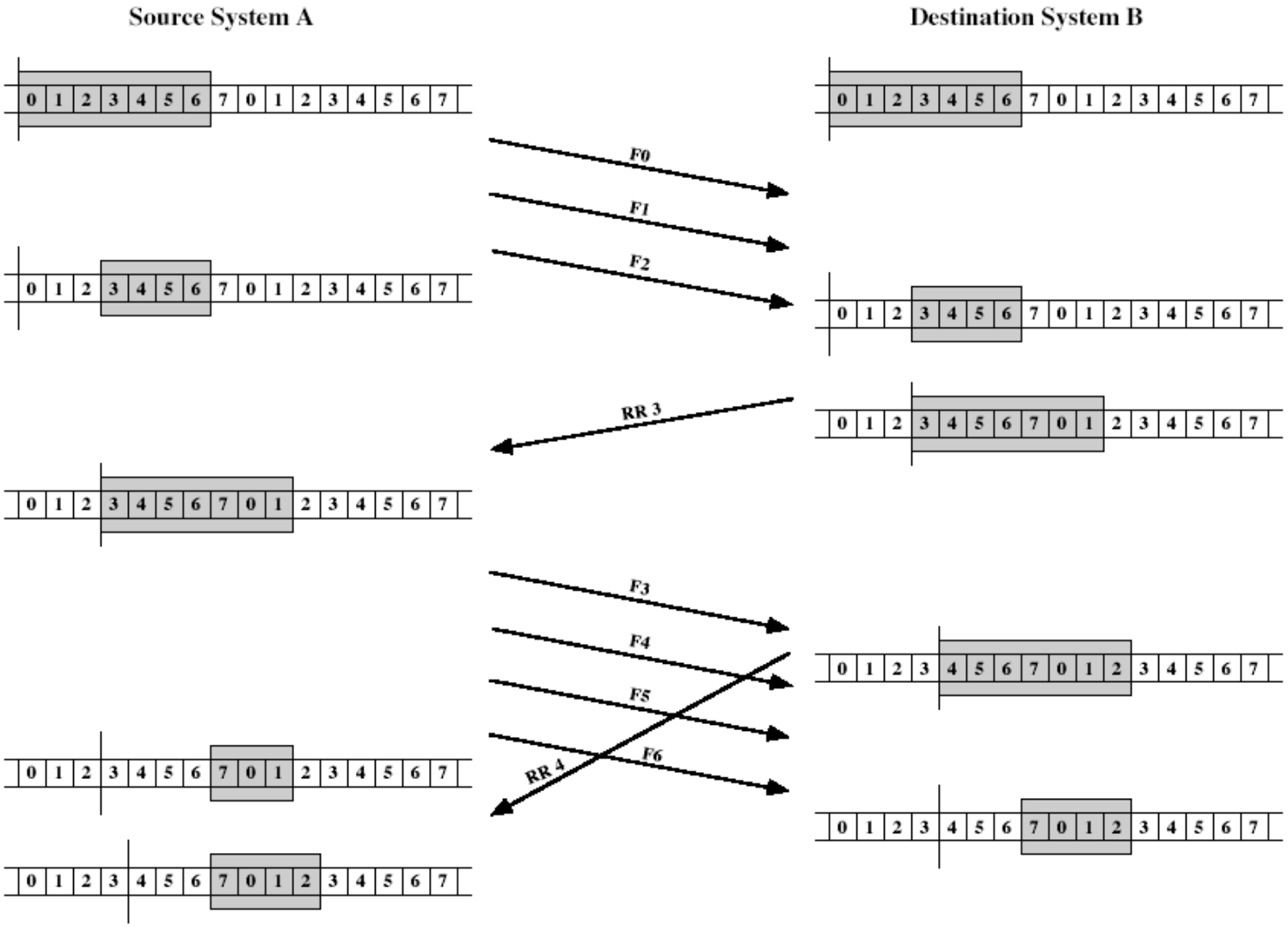
Protocolli a finestra scorrevole: ricezione



Protocolli a finestra scorrevole: ricezione



Protocolli a finestra scorrevole



Protocolli a finestra scorrevole

I numeri di sequenza sono limitati

È necessario riutilizzare i numeri di sequenza

La finestra risolve il problema

https://wps.pearsoned.com/ecs_kurose_compnetw_6/216/55463/14198702.cw/index.html

https://www.youtube.com/watch?v=9BuaeEjleQI

Protocolli a finestra scorrevole

- I protocolli a finestra scorrevole (sliding window) permettono di inviare più di un frame prima di fermarsi per attendere il riscontro, fino ad un valore massimo W fissato a priori
- Poichè in ricezione possono arrivare più 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 è necessario riscontrare tutti i frame: il ricevente può attendere di ricevere un certo numero di frame (fino a W) prima di inviare un solo riscontro cumulativo
- La numerazione dei frame è in modulo 2^n, cioè il frame successivo a quello numerato 2^n-1 avrà 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 avrà 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 necessità
  - 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 si 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 complessità di calcolo
- La dimensione della finestra (W) può essere fissata a priori dal protocollo, ma esistono protocolli che permettono di modificarne il valore dinamicamente tramite informazioni di controllo del protocollo

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 è stato ricevuto con errore, ha già 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

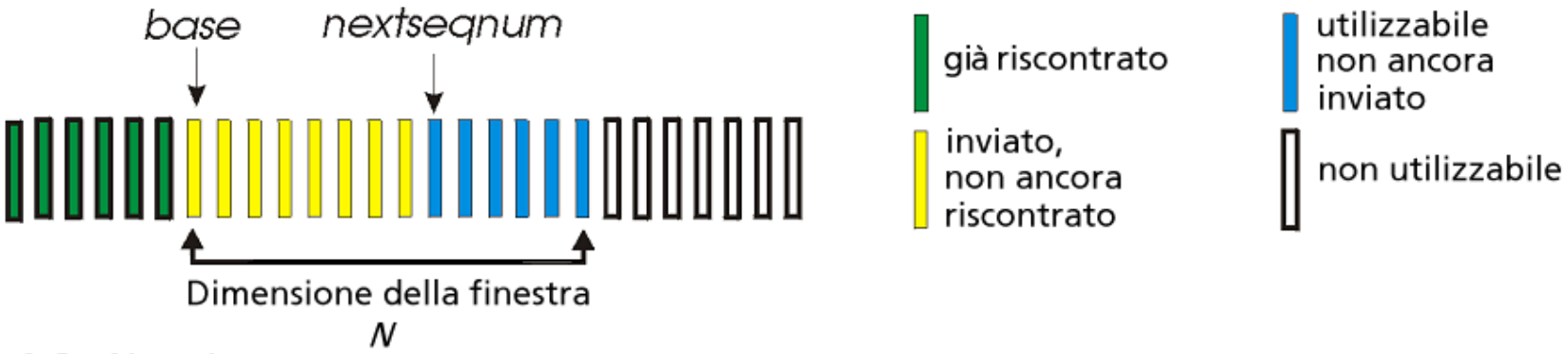
Protocolli sliding windows con errori

- 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 è stato ricevuto un frame fuori sequenza
- Sia gli ACK (RR) che i REJ riportano l'indicazione del numero di sequenza del frame che è 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 attività in ricezione

Go-Back-N

Mittente:

- Numero di sequenza a k bit nell'intestazione del pacchetto
- "Finestra" contenente fino a N pacchetti consecutivi non riscontrati



"riscontri cumulativi": un riscontro con num. di seq. *n* è interpretato come riscontro cumulativo che indica che tutti i pacchetti con un numero di sequenza <= n sono stati correttamente ricevuti dal receiver.

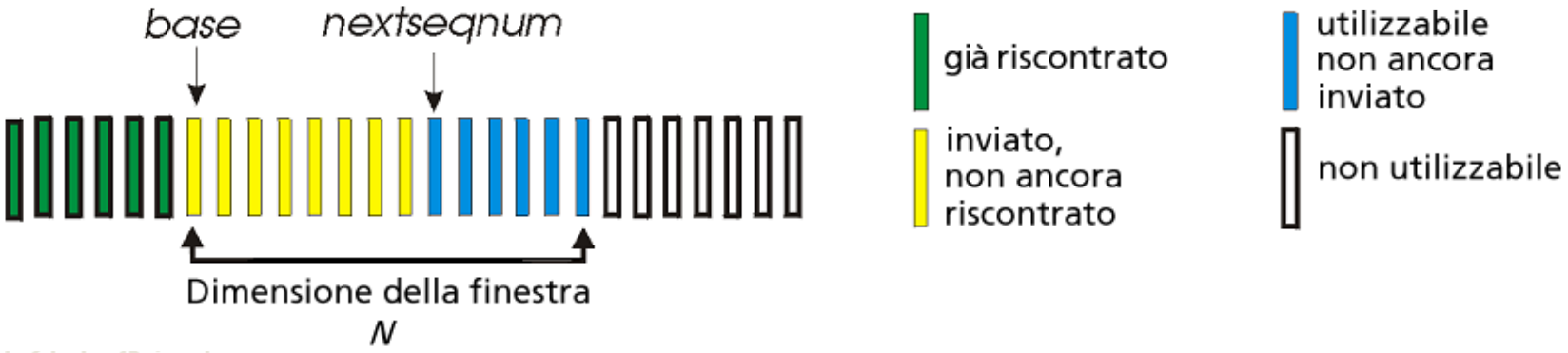
Richiede un timer per il primo pachetto della finestra in transito

Se interviene un timeout, il sender rispedisce tutti i pacchetti già spediti ma senza riscontro.

Go-Back-N

Receiver:

- Numero di sequenza a k bit nell'intestazione del pacchetto
- "Finestra" contenente fino a N pacchetti consecutivi non riscontrati



Se un pacchetto con un num. di seq. n è ricevuto correttamente ed è in ordine, il receiver invia un ACK cumulativo per il pacchetto n ed invia i dati allo strato superiore.

In tutti gli altri casi, il receiver scarta il pacchetto e rispedisce un ACK relativo al pacchetto più di recente con l'ordine giusto.

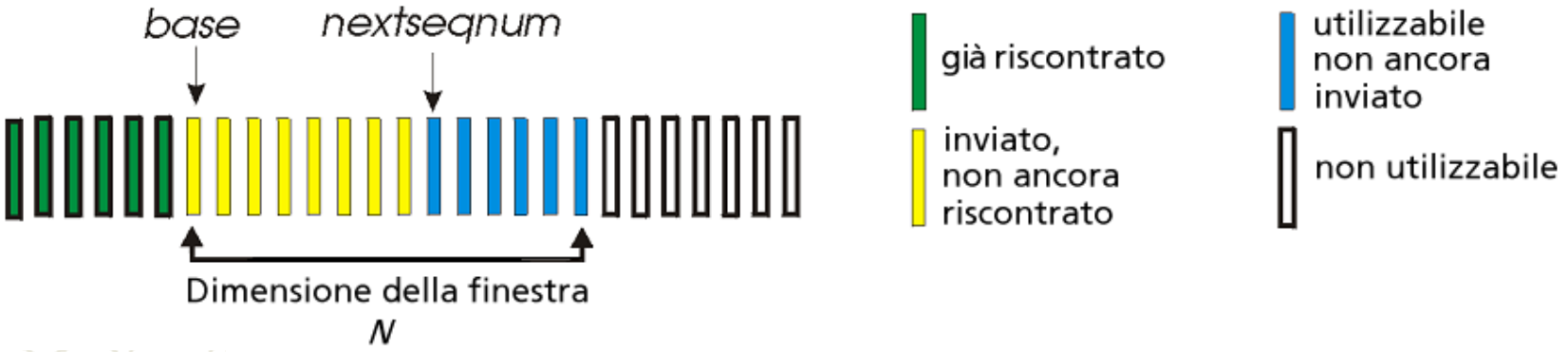
Se arriva un pacchetto non in ordine, viene scartato. Infatti, si presume che il sender lo rimanda dopo il timeout e quindi sarebbe inutile conservarlo.

Go-Back-N

Provare l'app al seguente link:

https://media.pearsoncmg.com/aw/ecs_kurose_compnetwork_7/cw/content/interactiveanimations/go-back-n-protocol/index.html

Go-Back-N

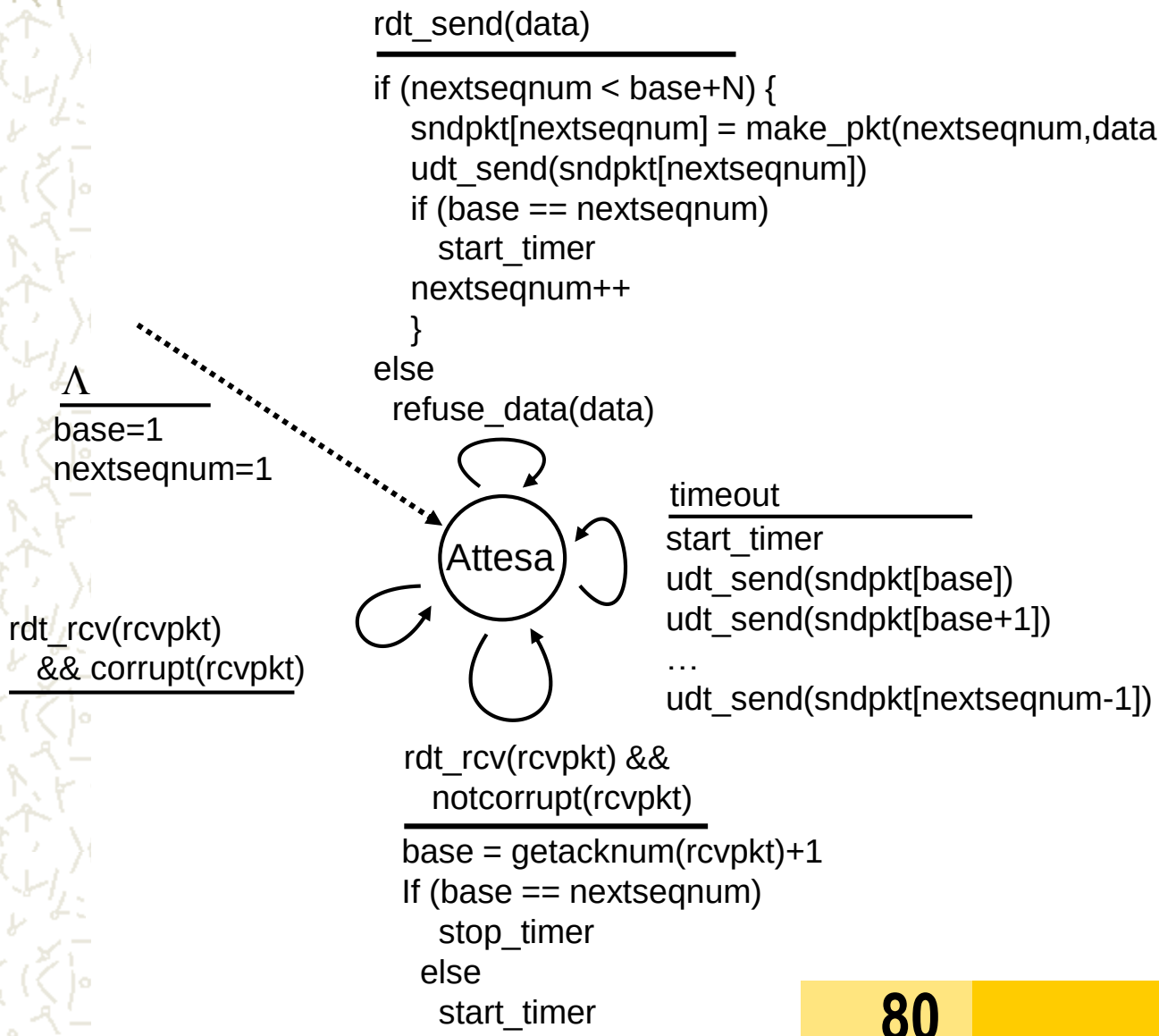


Vantaggio

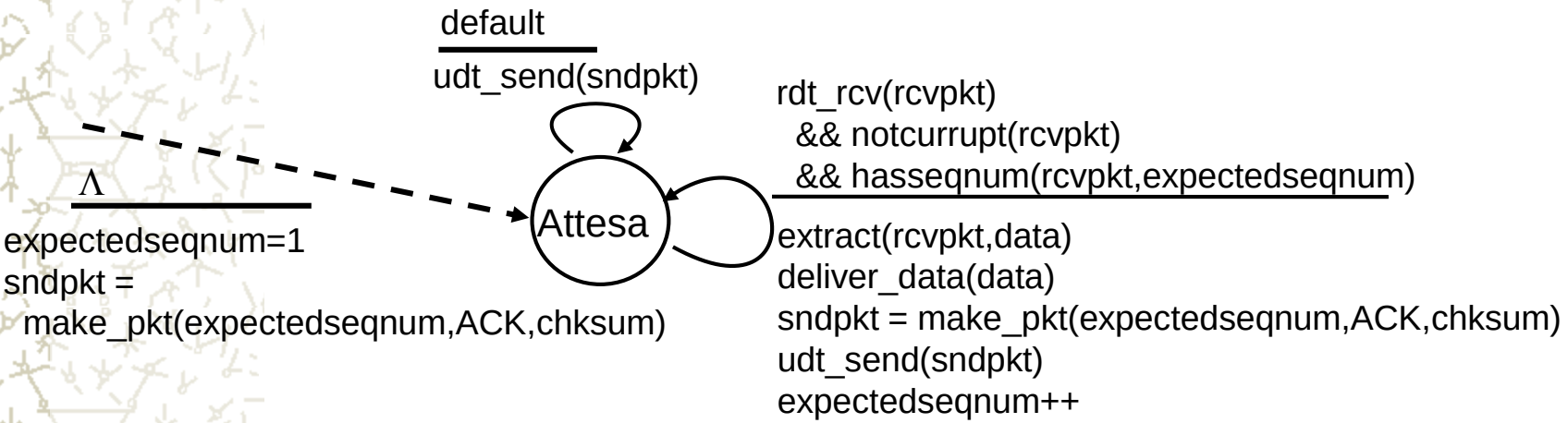
Il receiver non ha bisogno di buffering, perché non ha bisogno di memorizzare alcun pacchetto fuori ordine.

L'unica cosa che il receiver deve conservare è il numero di sequenza del prossimo pacchetto in ordine.

GBN: automa esteso del mittente



GBN: automa esteso del ricevente

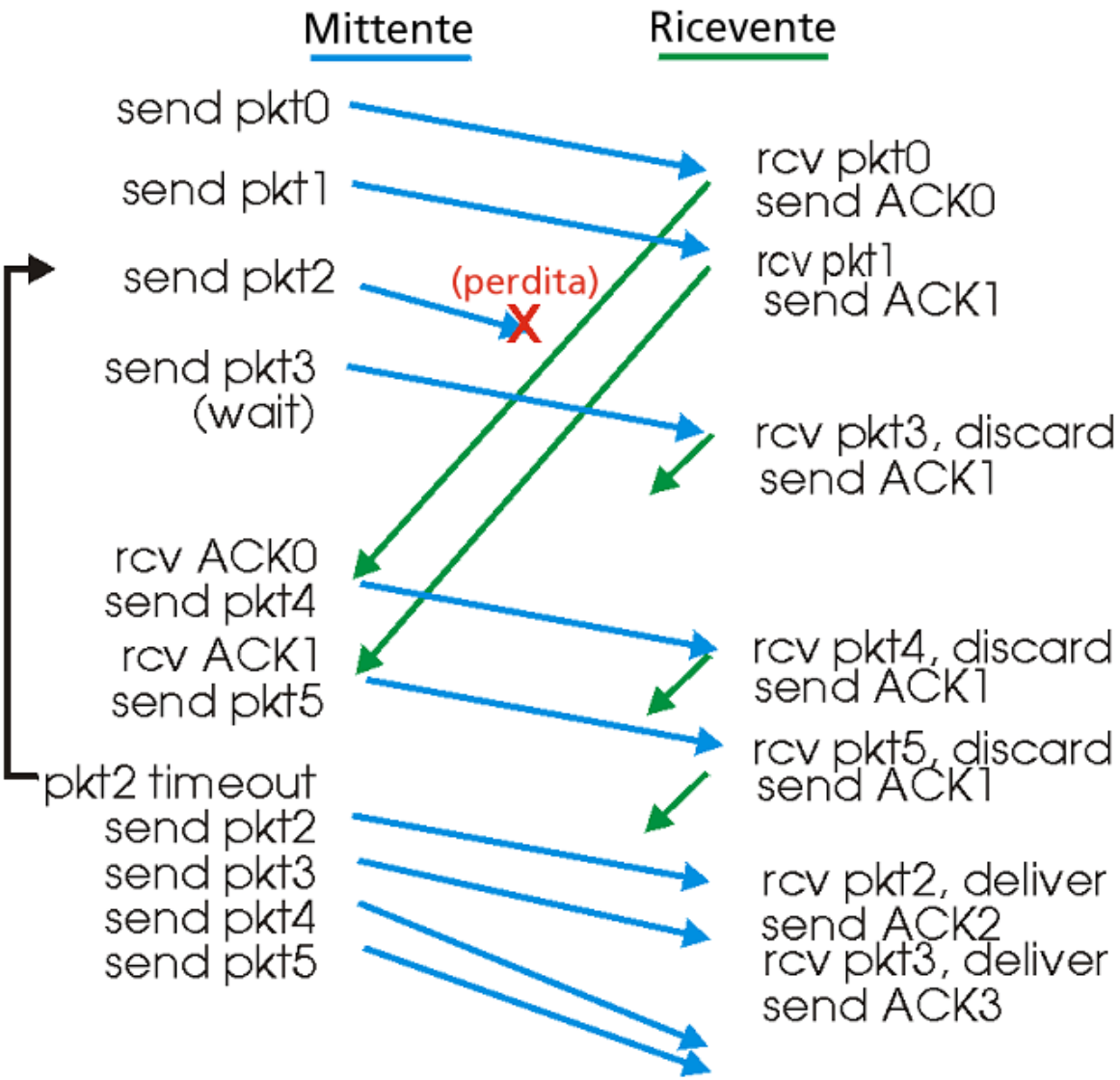


ACK-soltanto: invia sempre un ACK per un pacchetto ricevuto correttamente con il numero di sequenza più alto *in sequenza*

- potrebbe generare ACK duplicati
- deve memorizzare soltanto **`expectedseqnum`**

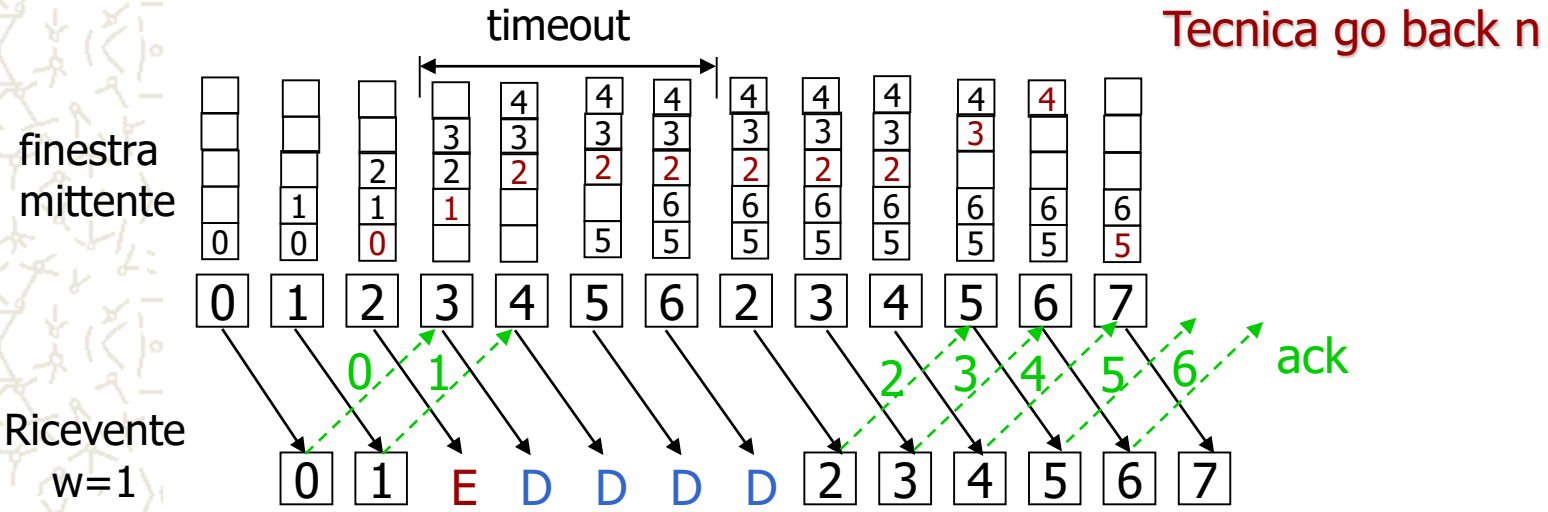
- Pacchetto fuori sequenza:
  - scartato (non è salvato) -> senza buffering del ricevente!
  - rimanda un ACK per il pacchetto con il numero di sequenza più alto *in sequenza*

GBN in azione



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 possibilità:

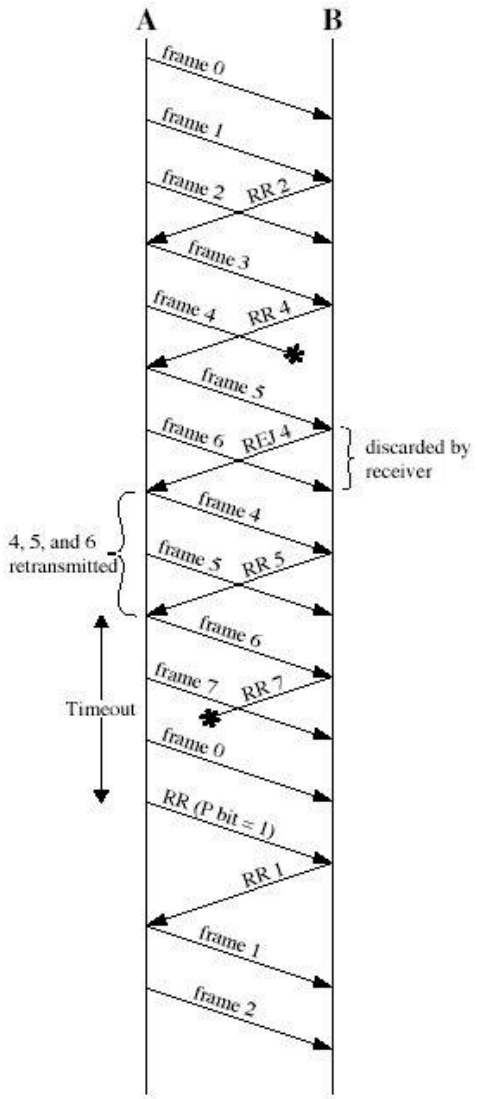
1. frame errato: in questo caso B scarta il frame:
   - se A non invia frame successivi, non accade nulla fino allo scadere del timer di A, quindi A ricomincia ad inviare frame a partire dal primo non riscontrato
   - se A invia frame successivi, B risponde con un REJ dei frame ricevuti, in modo da notificare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

Protocollo go-back-N (cont.)

2. 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 può 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; poichè 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

Altro 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

- Poichè 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 può sapere se tutti i frame sono stati ricevuti (ACK0 è il riscontro dell'ultimo frame inviato) o sono stati tutti perduti (ACK0 è il riscontro ripetuto del primo frame inviato precedentemente
- Se nell'esempio la finestra è W = 7, A può inviare frame da 0 a 6; a questo punto
  - se sono arrivati tutti, A riceverà ACK7
  - se sono andati tutti persi, A riceverà ACK0

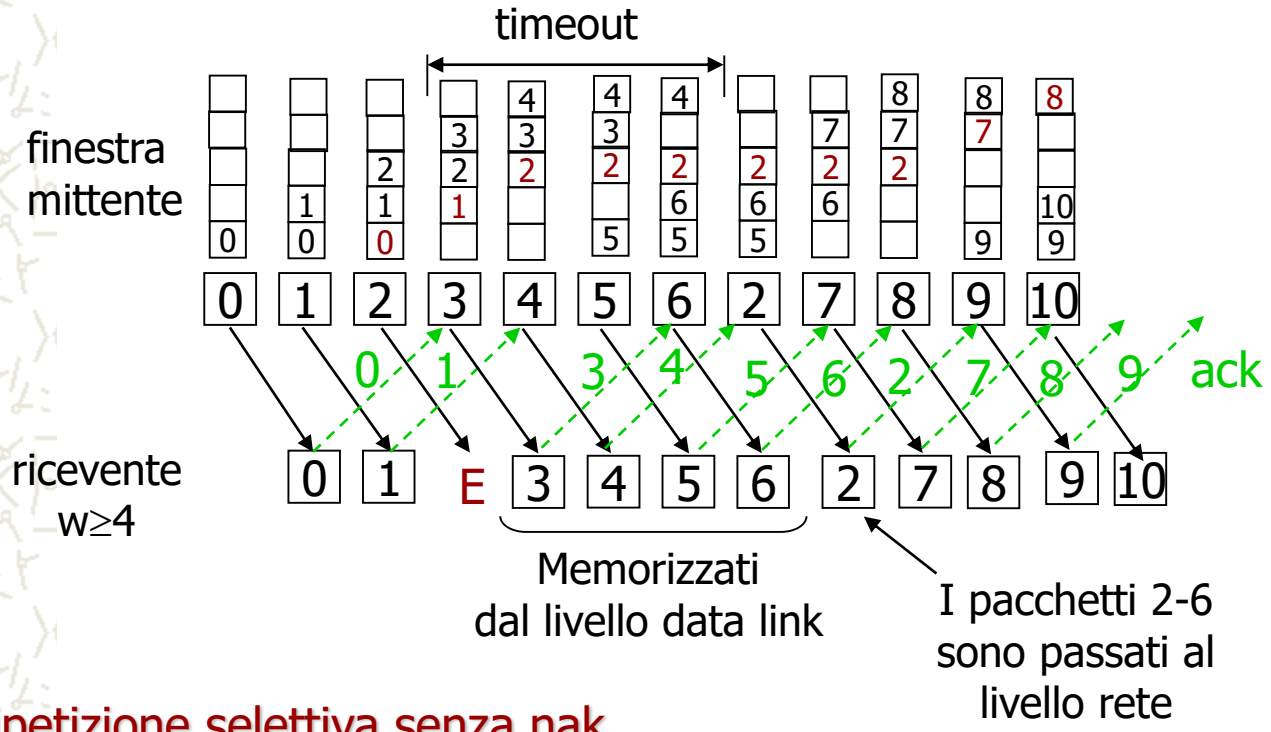
quindi con $W \leq 2^n-1$ non c'è ambiguità

Ripetizione selettiva (selective reject)

- Il ricevente invia riscontri *specifici* per tutti i pacchetti ricevuti correttamente
  - buffer dei pacchetti, se necessario, per eventuali consegne in sequenza al livello superiore
- Il mittente ritrasmette soltanto i pacchetti per i quali non ha ricevuto un ACK
  - timer del mittente per ogni pacchetto non riscontrato
- Finestra del mittente
  - N numeri di sequenza consecutivi
  - limita ancora i numeri di sequenza dei pacchetti inviati non riscontrati

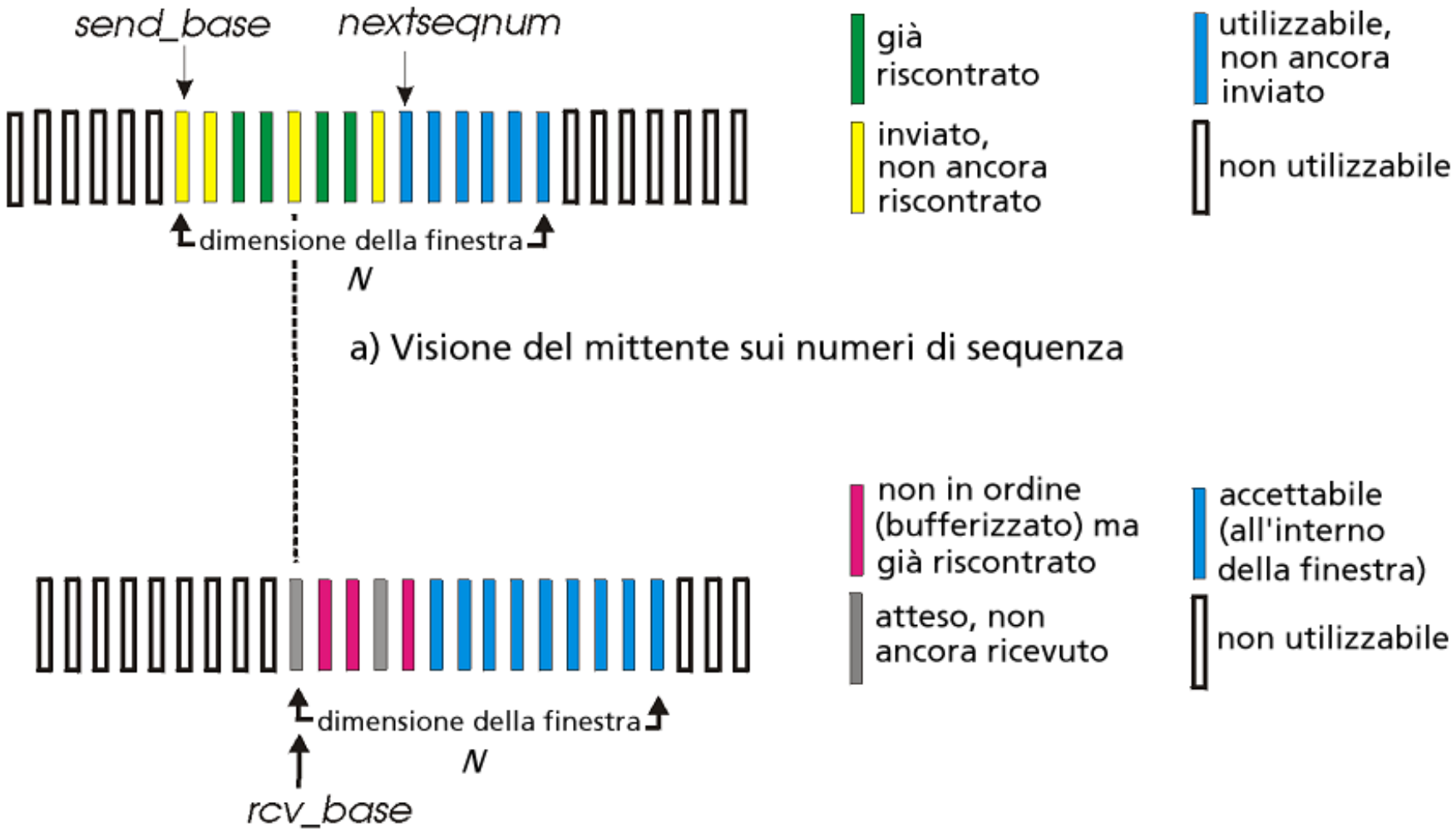
Protocollo selective reject

- 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

Ripetizione selettiva: finestre del mittente e del ricevente



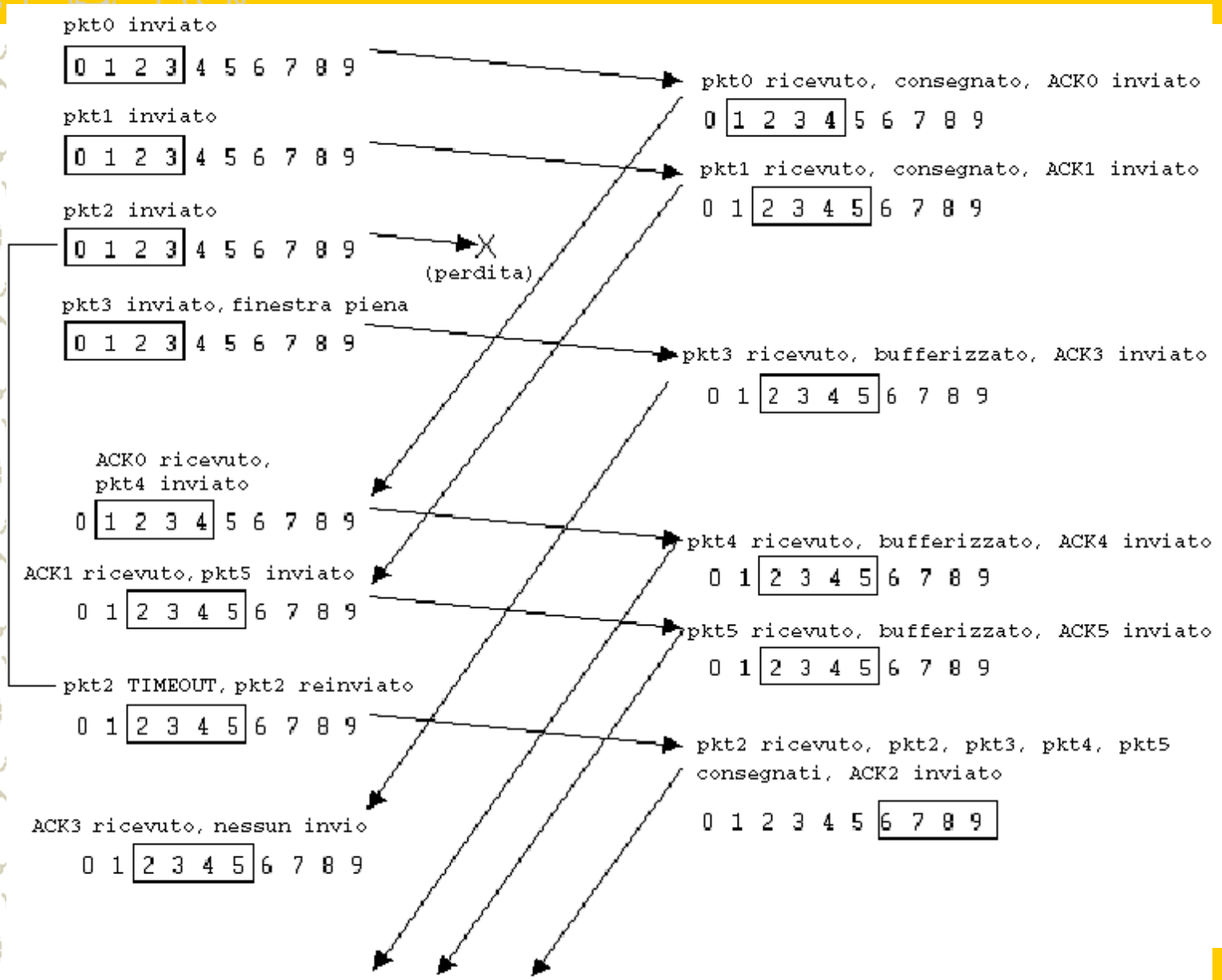
Protocollo selective reject

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

Ripetizione selettiva in azione



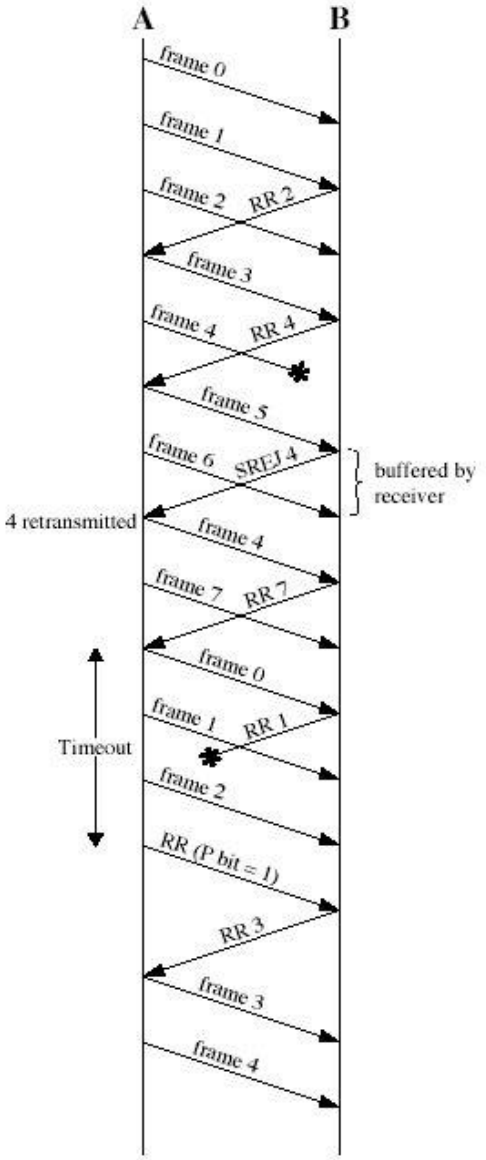
Ripetizione Selettiva

Provare l'app al seguente link:

https://media.pearsoncmg.com/aw/ecs_kurose_compnetwork_7/cw/content/interactiveanimations/selective-repeat-protocol/index.html

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

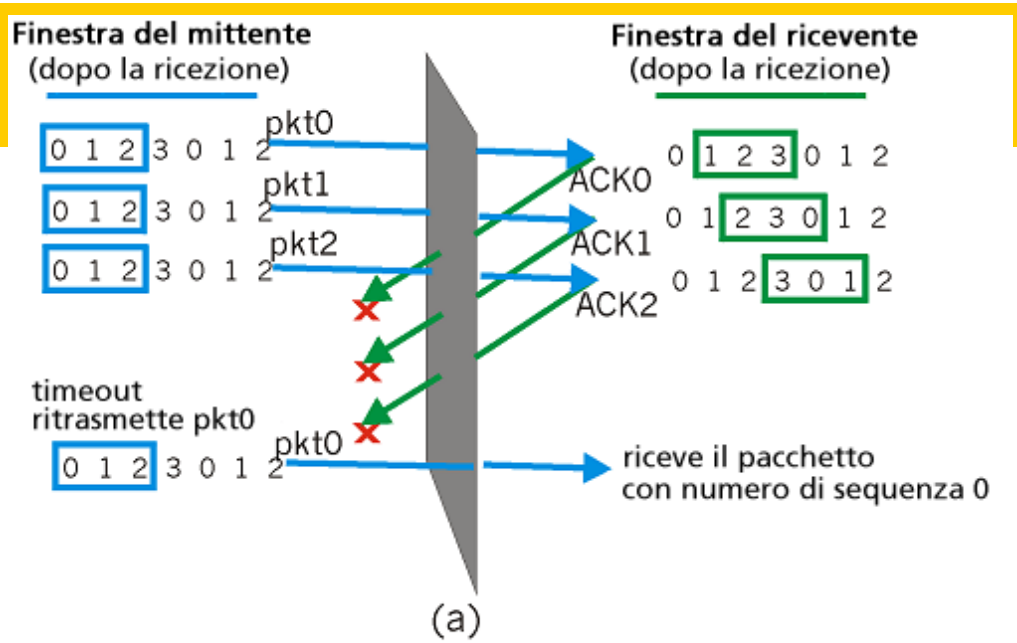


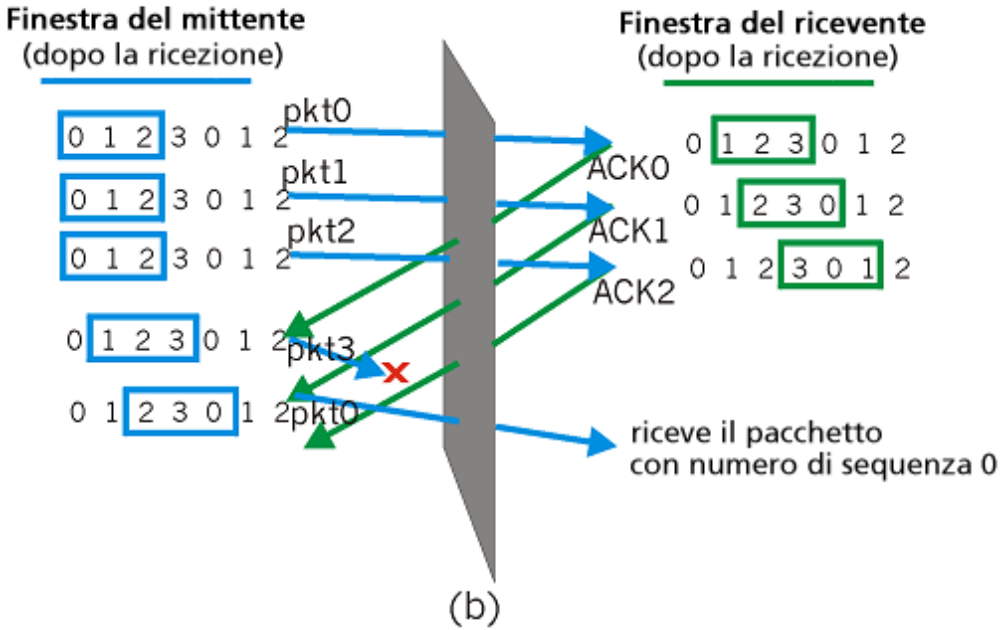
Ripetizione selettiva: dilemma

Esempio:

- Numeri di sequenza: 0, 1, 2, 3
- Dimensione della finestra = 3

- Il ricevente non vede alcuna differenza fra i due scenari!
- Passa erroneamente i dati duplicati come nuovi in (a)





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'ambiguità è necessario che le finestre in trasmissione e ricezione non si sovrappongano; questo si ottiene imponendo che la finestra abbia dimensione $W \leq 2^{(n-1)}$, cioè la metà dello spazio di indirizzamento dei frame

Trasmissioni full duplex

- Quando il canale di comunicazione permette l'invio di dati in entrambe le direzioni contemporaneamente è 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 dovrà 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