

Számítógépes Hálózatok 2013

4. Adatkapcsolati réteg – CRC, utólagos hibajavítás, csúszó ablakok

Hibafelismerés: CRC

- Hatékony hibafelismerés: Cyclic Redundancy Check (CRC)
- A gyakorlatban gyakran használt kód
 - Nagy hibafelismerési ráta
 - Hardware megvalósítás egyszerű
- Polinom aritmetikán alapul a 2-es maradékosztályok (Z_2) testén
 - A jelsorozatokat polinomnak tekintjük
 - A bitek a polinom együtthatói

Számolás Z_2 -ben

- Számolás modulo 2:

- Szabályok:

- összeadás mod 2

A	B	A + B
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

- kivonás mod 2

A	B	A - B
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

- szorzás mod 2

A	B	A · B
0	0	0
0	1	0
1	0	0
1	1	1

- Példa:
$$\begin{array}{r} 0110111011 \\ + 1101010110 \\ \hline = 1011101101 \end{array}$$

Polinom aritmetika modulo 2

- Tekintsük a polinomokat Z_2 maradékosztály test fölött

- $p(x) = a_n x^n + \dots + a_1 x^1 + a_0$

- Az a_i együtthatók és az x változók $\in \{0,1\}$

- A számítás modulo 2 történik

- Polinomok összeadása, kivonása, szorzása, (maradékos) osztása, mint ahogy ismerjük

Bit sztringek és Z_2 feletti polinomok

- Ötlet:
 - Tekintsük az n hosszúságú bit sztringet mint egy polinom együtthatóit
- Bit sztring: $b_n b_{n-1} \dots b_1 b_0$
Polinom: $b_n x^n + \dots + b_1 x^1 + b_0$
 - Egy $(n+1)$ bitből álló bit sztring megfelel egy n -ed fokú polinomnak
- Példa
 - $A \text{ xor } B = A(x) + B(x)$
 - Ha A -t k pozícióval balra toljuk (shift), ez a következőnek felel meg:
 - $C(x) = A(x) x^k$
- Ezt az izomorfizmust használva tudunk bit sztringekkel osztani

Maradékos osztás bitsztringekkel

- Példa:
 - $1101010101 : 1001 = 1100110$ maradék 11
- ```
1101010101 : 1001 = 1100110 maradék 11
1001
1000
1001
001101
1001
1000
1001
0011
```

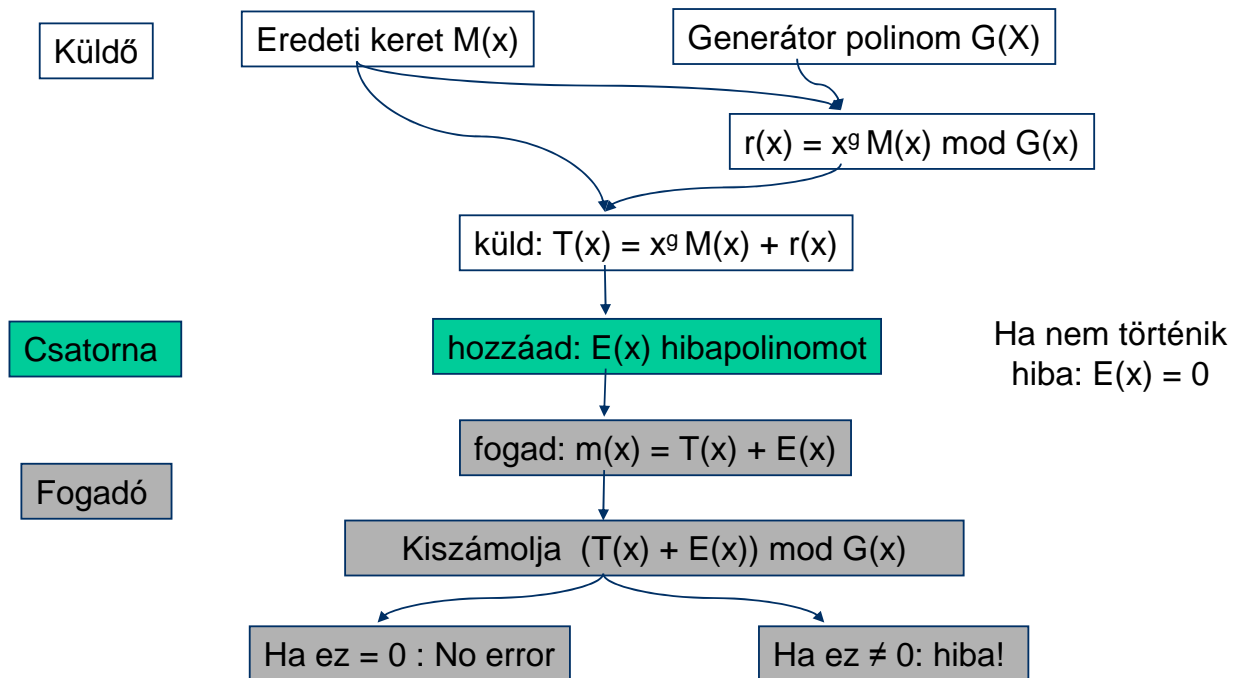
## Redundancia polinomok által: CRC

- Definiáljunk egy  $G(x)$  generatorpolinomot, melynek a foka  $g$ 
  - $G(x)$  a küldő és a fogadó által ismert
  - $g$  redundáns bitet generálunk
- Adott:
  - Keret (frame, üzenet)  $M$ , mint  $M(x)$  polinom
- Küldő
  - Kiszámolja az osztás maradékát  $r(x) = x^g M(x) \bmod G(x)$
  - Átvitelre kerül:  $T(x) = x^g M(x) + r(x)$ 
    - Figyeljük meg:  $x^g M(x) + r(x)$  többszöröse  $G(x)$ -nek
- Fogadó
  - $m(x)$ -et fogad
  - Kiszámítja a maradékot:  $m(x) \bmod G(x)$

## CRC Átvitel

- Ha nem történt hiba:
  - $T(x)$  fogadása korrekt
- Bithiba:  $T(x)$  tartalmaz megváltoztatott bitet
  - Ez ekvivalens egy  $E(x)$  hibapolinom hozzáadásához
  - A fogadóhoz  $m(x) = T(x) + E(x)$  érkezik
- Fogadó
  - Kiszámítja  $m(x) \bmod G(x)$  maradékot
  - Ha nincs hiba:  $m(x) = T(x)$ ,
    - Ekkor a maradék 0
  - Bit hibák:  $m(x) \bmod G(x) = (T(x) + E(x)) \bmod G(x)$   
$$= \underbrace{T(x) \bmod G(x)}_0 + \underbrace{E(x) \bmod G(x)}_{\text{hibaindikátor}}$$

## CRC – Áttekintés



## A generator meghatározza a CRC tulajdonságait

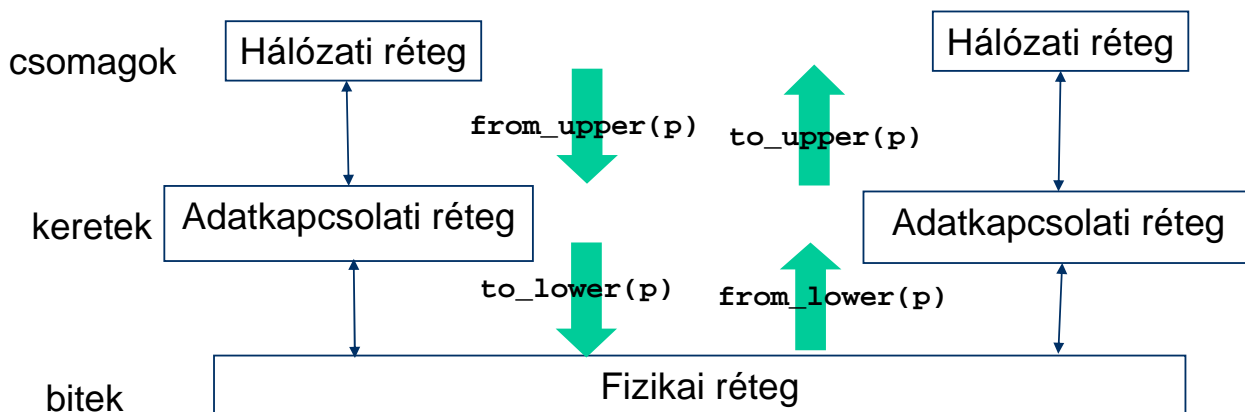
- A bit-hibákat csak akkor nem ismerjük fel, ha  $E(x)$  többszöröse  $G(x)$ -nek
- $G(x)$  választásának trükkjei:
  - 1-bit-hiba:  $E(x) = x^i$  hiba az  $i$ -edik pozíción
    - Ha  $G(x)$  legalább 2 nem nulla együtthatót tartalmaz, akkor  $E(x)$  nem többszörös
  - 2-bit-hiba:  $E(x) = x^i + x^j = x^j (x^{i-j} + 1)$ , ahol  $i > j$ 
    - $G(x)$  nem szabad, hogy osztója legyen  $(x^h + 1)$ -nek semmilyen  $h$ -ra,  $0 \leq h \leq k$ , a maximális kerethosszig,
  - Páratlan számú hiba:
    - Ekkor  $E(x)$  nem többszöröse  $(x+1)$ -nek
    - Ötlet: legyen  $(x+1)$  osztója  $G(x)$ -nek
      - ekkor  $E(x)$  nem többszöröse  $G(x)$ -nek
- $G(x)$  okos megválasztásával minden  $r$  hosszú hibasorozat (burst) felismerhető

## CRC a gyakorlatban

- Az IEEE 802.3 (Ethernet) standardban felhasznált generátor polinom (CRC-32):
  - $x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$
- Figyelem:
  - Hiba még mindig lehetséges
  - Különösen, ha a bithibáknak megfelelő  $E(x)$  többszöröse  $G(x)$ -nek.
- Implementáció:
  - Egyszerű XOR-operáció
  - HW implementáció: shift-register

## Utólagos hibajavítás

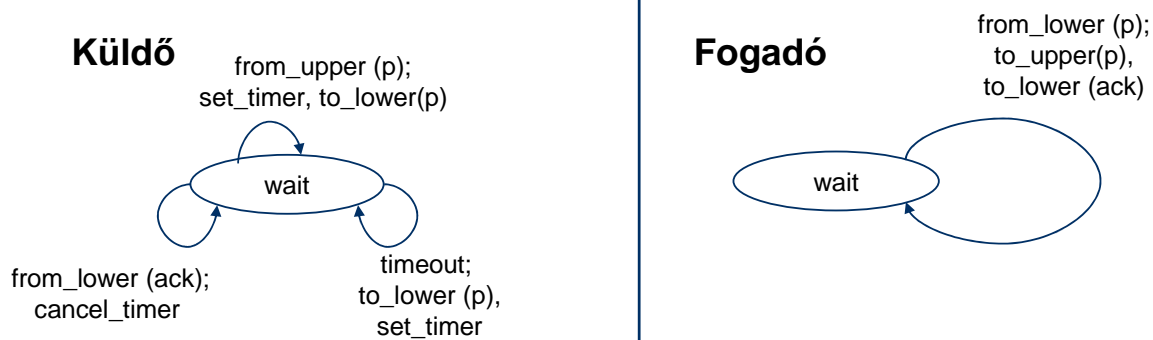
- A hiba felismerésekor a keretet újra kell küldeni
- Hogy néz ki a küldő és a fogadó összehangolt munkája?



to\_lower, from\_lower tartalmazzák a CRC-t  
vagy (szükség esetén) utólagos hibajavítást

## Egyszerű simplex protokoll nyugtákkal

- Simplex üzemmód: csomagok küldése csak egyirányú
- A fogadó nyugtázza a küldő csomagjait (ehhez fél-duplex fizikai csatorna elegendő)
  - A küldő vár egy bizonyos ideig a nyugtára (acknowledgment -- ACK)
  - Ha az idő lejárt, újraküldi a csomagot
- Első megoldási kísérlet:

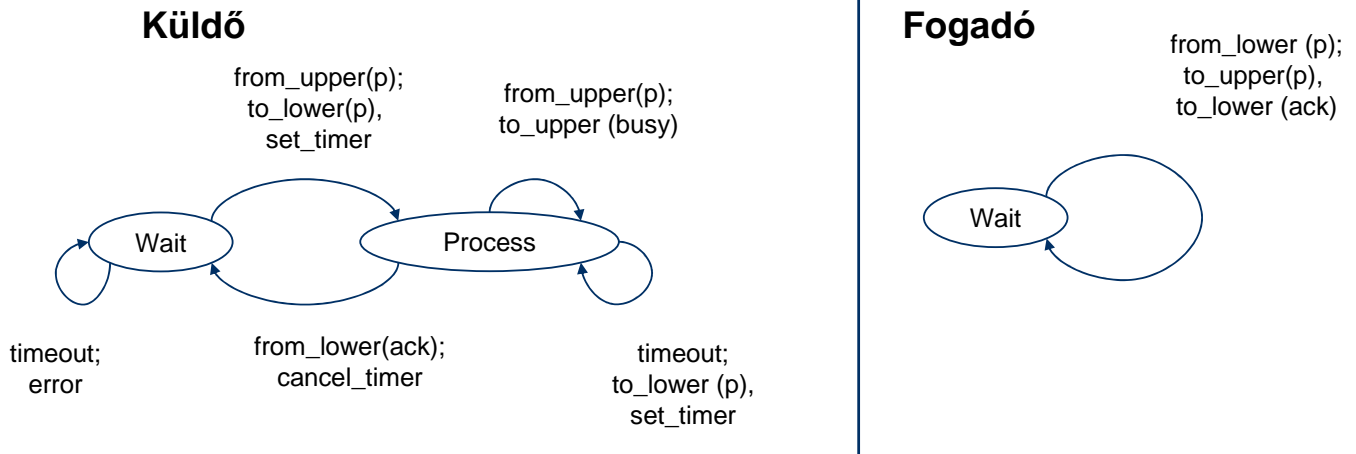


## Elemzés

- Problémák
  - A felső réteg gyorsabban küldi a csomagokat, mint ahogy a nyugták megérkeznek
  
- Mi történik, ha nyugták elvesznek

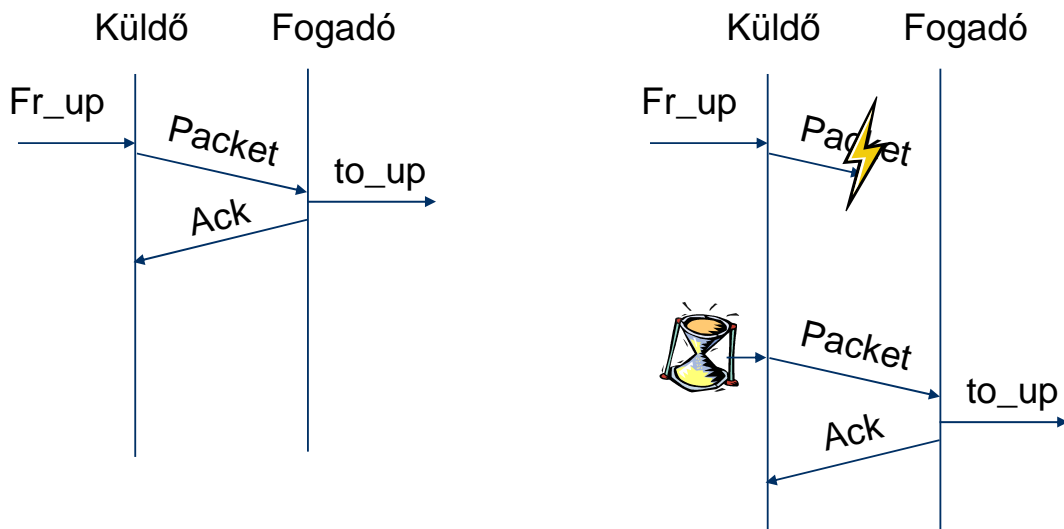
## 2. Kisérlet

- Az első probléma megoldása
  - Egy csomag a másik után



## Elemzés

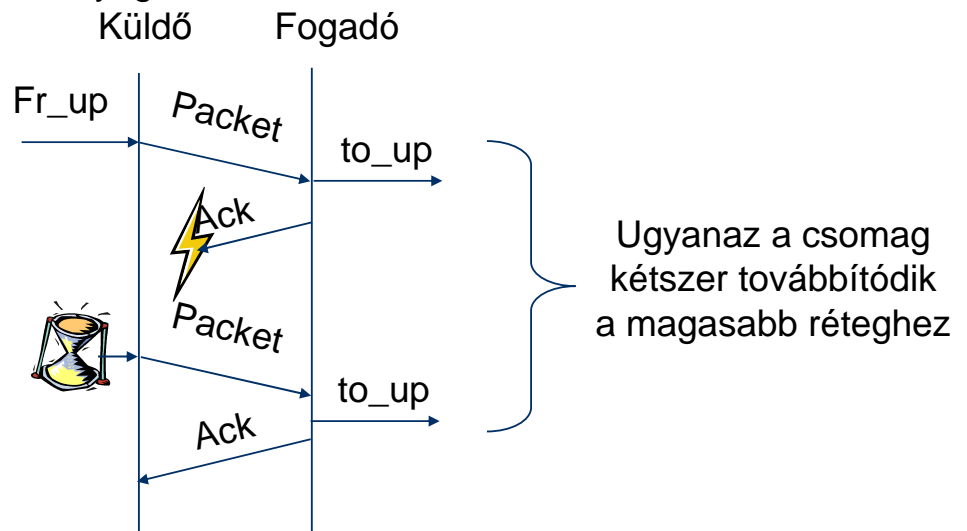
- A protokoll megvalósít egy elemi folyamfelügyeletet





## Elemzés

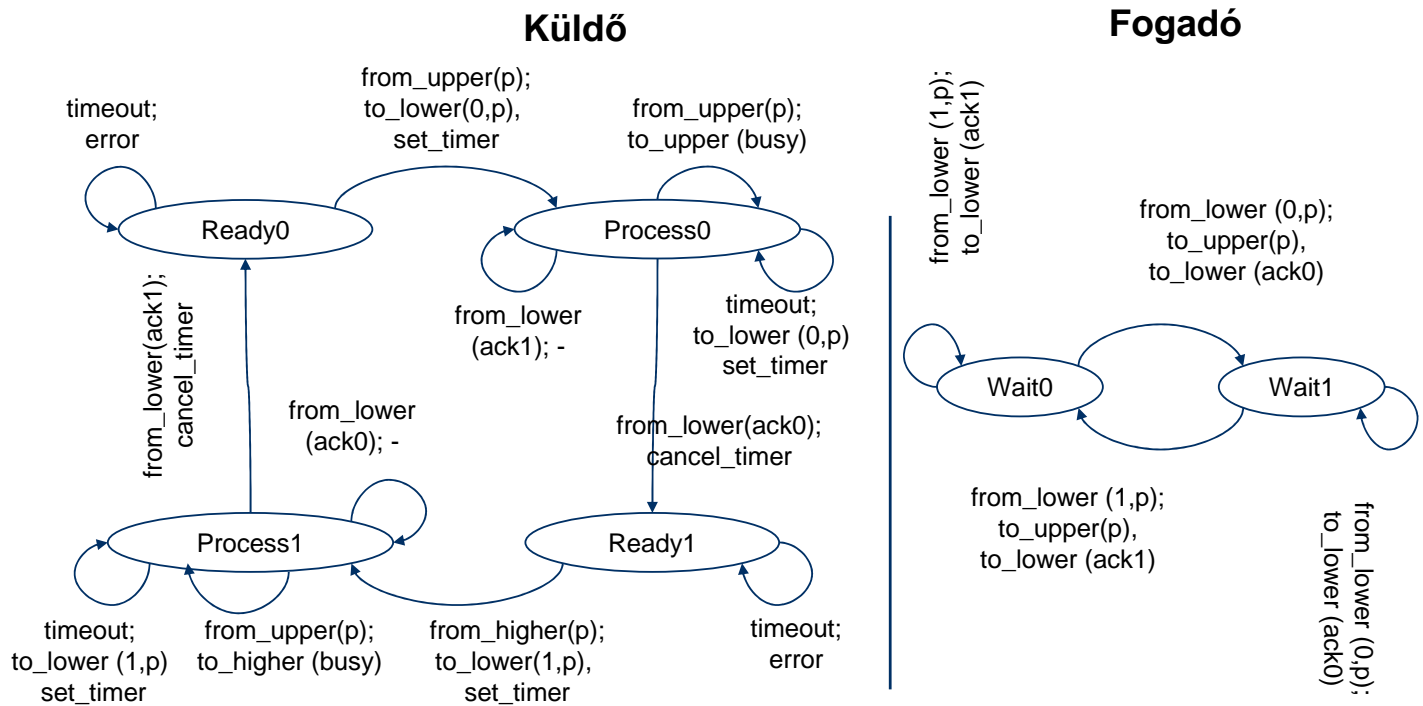
- 2. probléma: elveszik a nyugta



## A 2. probléma (duplikátumok)

- A küldő nem tud különbséget tenni elveszett csomag és elveszett nyugta között
  - Újra kell küldeni a csomagot
- A fogadó nem tud különbséget tenni egy csomag és egy régi csomag redundáns másolata között
  - További információ szükséges
- Ötlet:
  - Minden csomagot ellátunk egy **sorszámmal (sequence number)**, hogy a fogadónál az azonosítás lehetséges legyen
  - Minden csomag fejléce tartalmaz sorszámot
  - Itt: csak 0 vagy 1
- Szükséges a csomagban és a nyugtában
  - A nyugta az utolsó hibátlanul fogadott csomag sorszámát tartalmazza (tisztán konvenció)

### 3. kísérlet: nyugta és sorszám

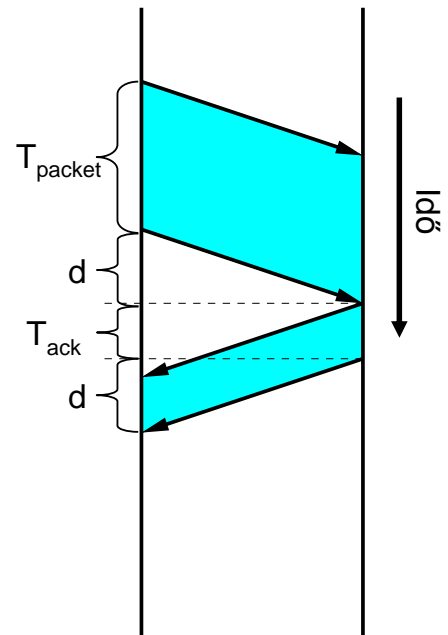


### 3. kísérlet: alternáló bit protokoll (Alternating Bit Protocol)

- A 3. kísérlet egy zajos csatorna fölötti megbízható protokoll korrekt implementációja
  - Alternating Bit Protokoll
  - Az „Automatic Repeat reQuest (ARQ)” protokollok közé tartozik
  - Folyamfelügyelet egy egyszerű formáját is tartalmazza
- Egy nyugta két feladata
  - nyugtázni, hogy egy csomag megérkezett
  - engedélyezni egy új csomag küldését

## Alteráló bit protokoll -- hatékonyság

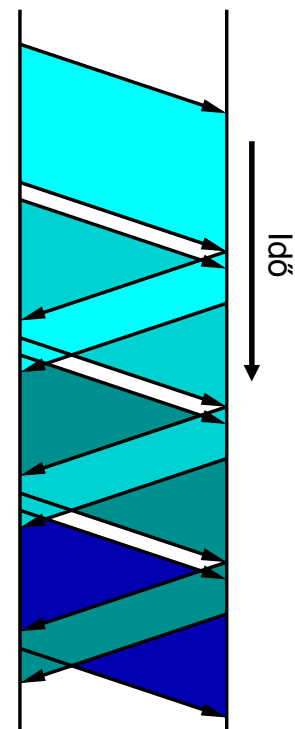
- Hatékonyság  $\eta$  a következő két érték arányaként definiált:
  - az idő, amely a küldéshez szükséges és
  - az idő, amely szükséges, amíg újra lehet küldeni
  - (hibamentes csatornán)
- $\eta = T_{\text{packet}} / (T_{\text{packet}} + d + T_{\text{ack}} + d)$
- Nagy delay esetén az alteráló bit protokoll nem hatékony



## A hatékonyság javítása

- A csomagok folyamatos küldése növeli a hatékonyságot
  - több „outstanding” csomag (elküldött, de még nem nyugtázott) növeli a hatékonyságot
  - csomag „pipeline”
- Nem csak 1-bit-sorozatszámmal lehetséges

A küldő folyamatosan küld – nő a hatékonyság

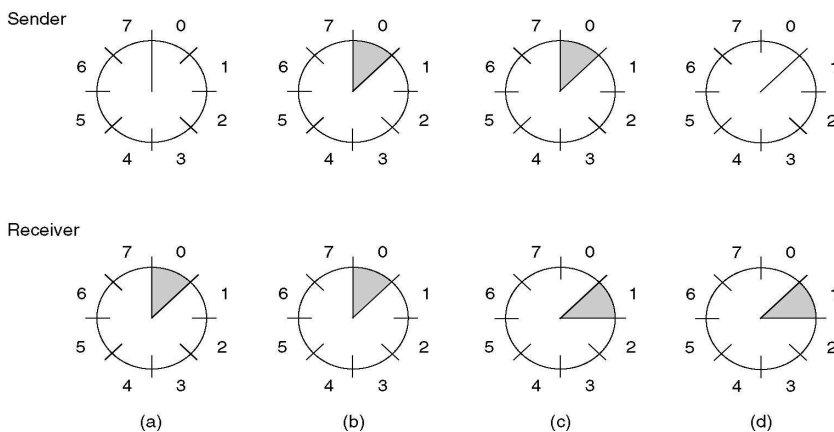


## Csúszó ablak (sliding window)

- A sorozatszámok terét megnöveljük  $n$  bitre, azaz  $2^n$  sorozatszámra
- Nem mind használható fel ugyanabban az időben
  - az Alternating Bit Protocol-ban sem lehetséges
- “Csúszó ablakok” (sliding windows) a küldőnél és a fogadónál kezelik ezt a problémát
  - Küldő: küldő-ablak
    - Sorozatszámok olyan sorozata, amelyek egy adott időben elküldhetők
  - Fogadó: fogadó-ablak
    - Sorozatszámok olyan sorozata, melyet a fogadó egy adott időpillanatban hajlandó elfogadni
  - Az ablakok mérete lehet fix vagy időben dinamikusan változtatható
  - Az ablakméret folyamfelügyeletet tesz lehetővé

## Példa

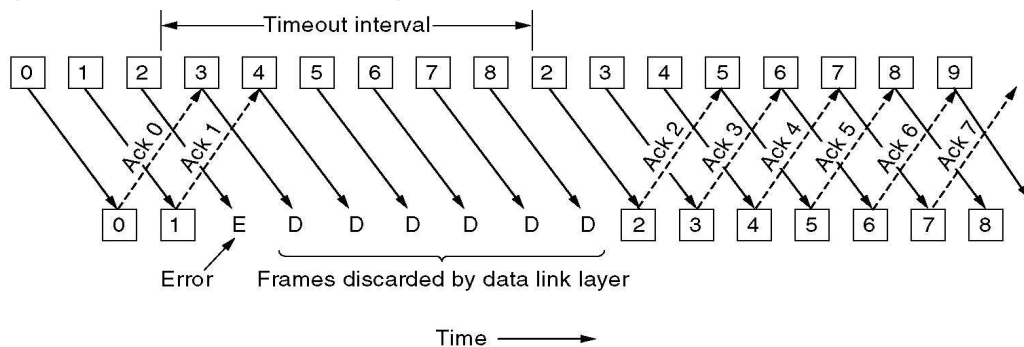
- “Sliding Window” példa  $n=3$  és fix ablakméret = 1 esetén
- A küldő itt mutatja a még nem nyugtázott sorozatszámokat
  - Ha a még nem nyugtázott keretek (frame) száma ismert, akkor ez ekvivalens az előző fólián definiált a küldő-ablakkal



- Kezdetben: mielőtt bármit küldenénk
- Az első frame küldése után 0 sorozatszámmal
- Az első frame fogadása után
- Az első nyugta fogadása után

## Átviteli hiba és a fogadó-ablak

- Feltételeink:
  - Az adatátviteli rétegnek minden frame-et helyesen és **helyes sorrendben** kell átvinni
  - A küldő hatékonyság növeléséhez pipeline technikát használva küldi a csomagokat
- Csomagvesztés esetén: Ha a fogadó-ablakméret = 1, a következő csomagokat mind eldobja a fogadó

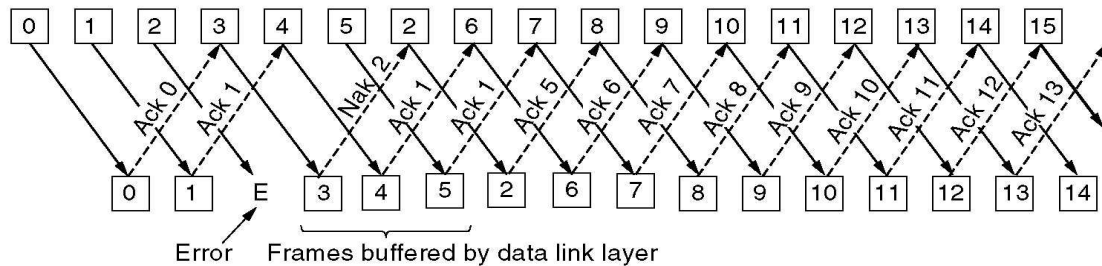


## Go-back-N

- Ha a fogadó-ablakméret = 1, akkor a fogadó nem tudja feldolgozni azokat a frame-eket, melyek egy elveszett (vagy hibás) frame-et követnek
  - Nem tudja azokat nyugtázni, mert csak egy nyugtát küld az utolsó helyesen fogadott csomagról
- A küldőnél lejár a várakozási idő a nyugtára: "Timeout"
  - Minden frame-et, amit az utolsó nyugtázott frame után küldött, újra kell küldeni
  - **"Go-back-N"** Frames!
- Kritika
  - Az átviteli médium pazarlása
  - A fogadónál viszont nagyon egyszerű a feldolgozás

## Szelektív ismétlés (Selective Repeat)

- Tegyük fel, hogy a fogadó tudja pufferelni a csomagokat, amelyek a közbenső időben érkeztek
  - azaz a fogadó-ablakméret  $> 1$
- Példa



- A fogadó értesíti a küldőt a hiányzó csomagról negatív nyugtával
- A küldő elküldi a hiányzó frame-eket szelektíven (**selective repeat**)
- Amikor a hiányzó frame megérkezik, minden frame-et (a helyes sorrendben) átad a fogadó a hálózati rétegnek

## Duplex-operáció és „hátizsák” technika (piggybacking)

- Simplex
  - Információ küldés egy irányba
- Duplex
  - Információ küldés mindkét irányba
- Eddig:
  - Simplex interfész a magasabb réteghez (hálózati réteghez)
  - (Fél-)Duplex interfész az alacsonyabb réteghez (fizikai réteghez)
- Mi kell akkor, ha az interfész a magasabb réteghez duplex
  - Nyugta és adatcsomagok elkülönítve mindkét irányban
  - Vagy: **hátizsák technika** (általánosan használt)
    - A nyugtát az ellentétes irányba küldött adat-frame fejlécébe tesszük (**piggybacking**)