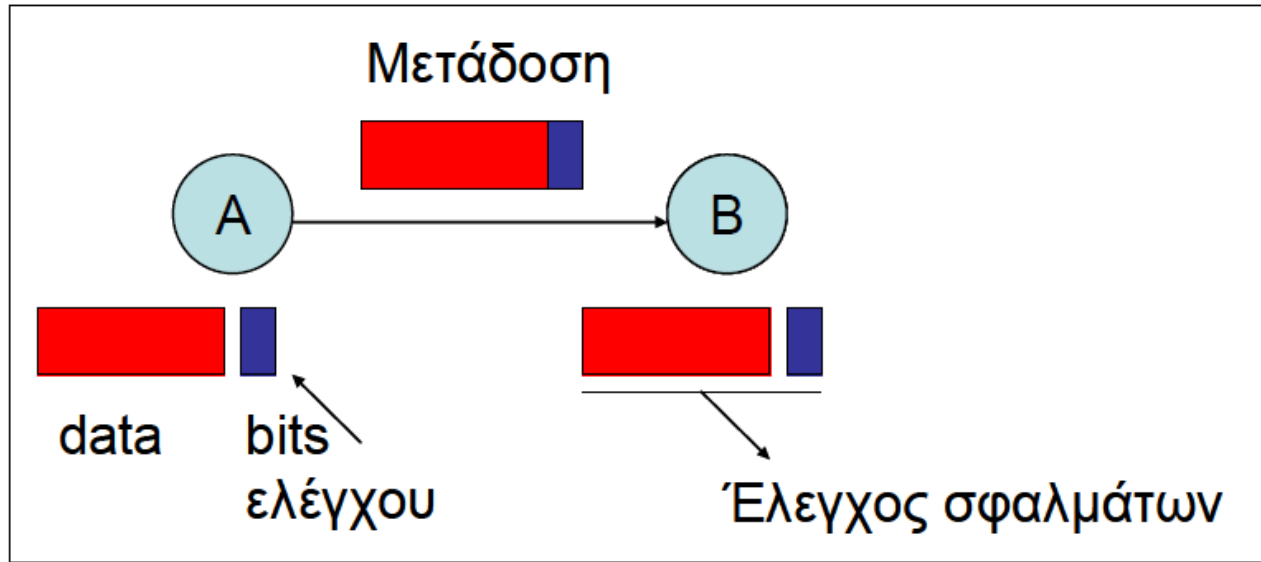


# Συμπληρωματικές Διαφάνειες Δικτύων Η/Υ

Νίκος Δημητρίου  
ΕΑΠ/ΠΛΗ22/ΑΘΗ.3  
3<sup>η</sup> ΟΣΣ 15/02/2014

# Τεχνικές Εντοπισμού Σφαλμάτων

Cyclic Redundancy Check (CRC) .σελ. 78-82



Αν εντοπίζεται ότι υπάρχει σφάλμα -> αίτηση για επανεκπομπή.

Υπάρχει μια ακολουθία bits γνωστή σε πομπό και δέκτη – Πολυώνυμο Γεννήτορας  $G(x)$

Αντιστοίχιση σε ακολουθία μήκους  $n+1$  bits ενός πολυωνύμου βαθμού  $n$

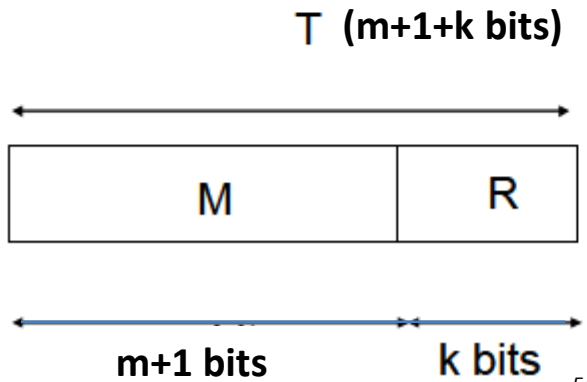
π.χ CRC-8 σελ.82  $\overset{8\ 7\ 6\ 5\ 4\ 3\ 2\ 1\ 0}{100000111} \leftrightarrow 1x^8 + 0x^7 + 0x^6 + 0x^5 + 0x^4 + 0x^3 + 1x^2 + 1x^1 + 1x^0 =$   
 $= x^8 + x^2 + x + 1$  Εδώ ο κώδικας μήκους  $n+1=9$  bits αντιστοιχεί σε πολυώνυμο βαθμού  $n=8$

**Αλγόριθμος CRC:**

Το μήνυμα  $M(x)$  βαθμού  $m$  (δηλ.  $m+1$  bits) κωδικοποιείται από το Πολυώνυμο Γεννήτορας  $G(x)$  βαθμού  $k$  (δηλ.  $k+1$  bits) ως εξής:

Εκτελούμε τη διαίρεση  $\frac{M(x)x^k}{G(x)}$  και υπολογίζουμε το ΥΠΟΛΟΙΠΟ  $R(x)$  (το οποίο θα έχει  $k$  bits)

Μεταδίδουμε το πλαίσιο  $T(x) = M(x)x^k + R(x)$



Το πλαίσιο  $T(x)$  στη διαδρομή μπορεί να επηρεαστεί από θόρυβο και κάποια bits να αλλοιωθούν οπότε να ληφθεί το πλαίσιο  $T'(x)=T(x)+E(x)$  όπου το  $E(x)$  είναι ακολουθία bits ίσου μεγέθους με το  $T(x)$  και έχει bits ίσα με 1 στις αντίστοιχες θέσεις όπου έχουν αλλοιωθεί τα bits του  $T(x)$ .

$$\text{Γίνεται η διαίρεση } \frac{T'(x)}{G(x)} = \frac{T(x) + E(x)}{G(x)} = \frac{T(x)}{G(x)} + \frac{E(x)}{G(x)}$$

Εάν δεν υπάρχει σφάλμα, ( $E(x)=000000\dots000$ ) τότε το υπόλοιπο θα ισούται με μηδέν.

Εαν υπάρχει σφάλμα (το  $E(x)$  μη μηδενικό) αυτό θα ισούται με το υπόλοιπο της διαίρεσης  $\frac{E(x)}{G(x)}$  μια και η διαίρεση  $\frac{T(x)}{G(x)}$  έχει μηδενικό υπόλοιπο.

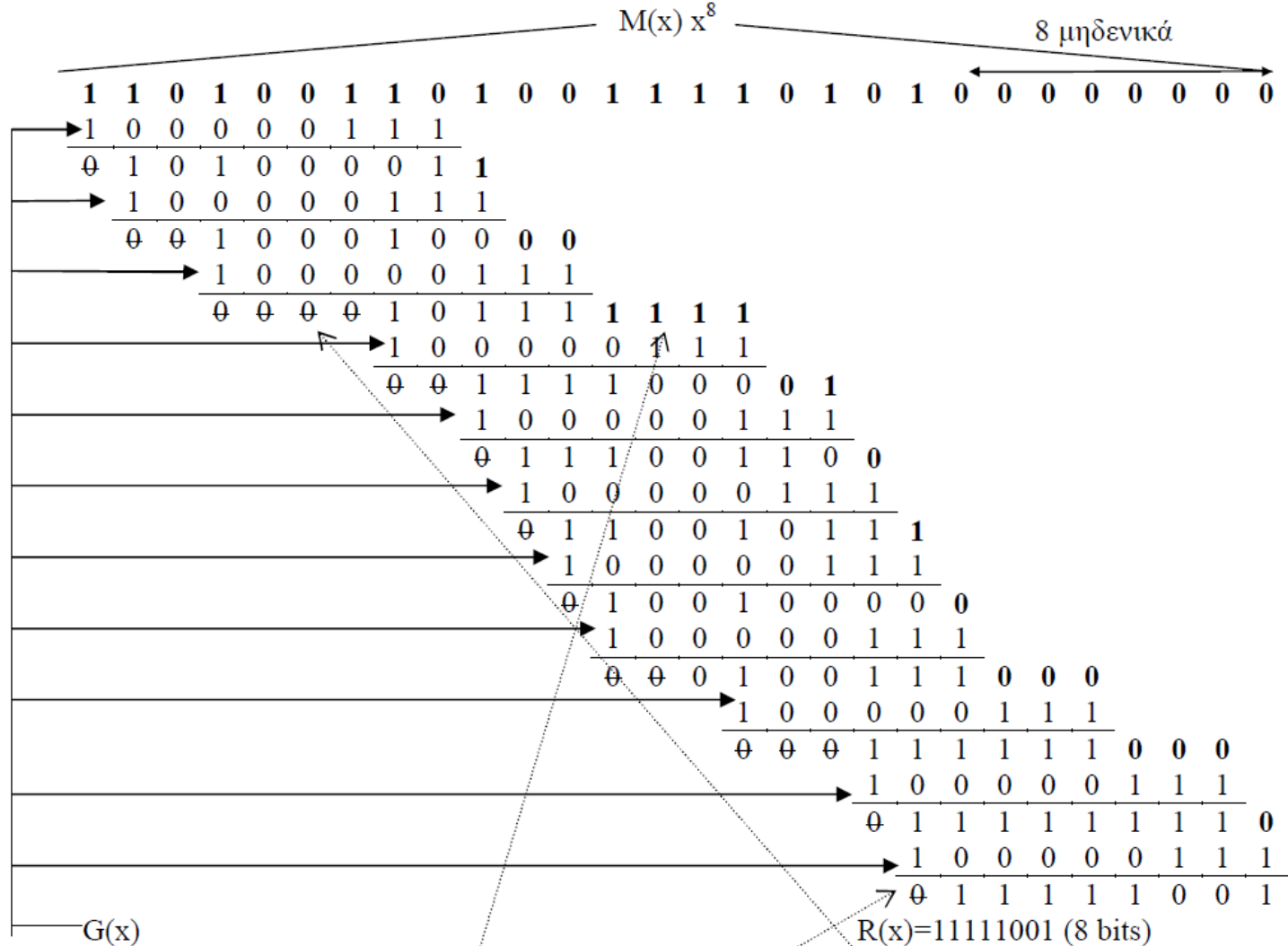
### A.A. 3.5

$M(x)=11010011010011110101$  20bits

$G(x)=100000111$  (9 bits)  $k=8$

Εκτελούμε τη διαίρεση ως εξής:

Προσθέτουμε στο τέλος του  $M(x)$   $k$  μηδενικά και διαδοχικά προσθέτουμε από αριστερά προς τα δεξιά το  $G(x)$



Κάθε φορά ‘κατεβάζουμε’ τόσα bits του  $M(x) x^8$ , όσα και τα μηδενικά αριστερά του  $1^{oo}$  ‘1’.

Οι προσθέσεις που γίνονται δεν έχουν κρατούμενο  $1+1=0+0=0$ ,  $1+0=0+1=1$ .

Το υπόλοιπο προκύπτει όταν το αποτέλεσμα της πρόσθεσης οδηγεί σε αποτέλεσμα με  $k+1$  bits και το  $1^{oo}$  τουλάχιστον (από αριστερά) bit ίσο με μηδέν.

## Δυνατότητες Εντοπισμού σφαλμάτων:

- Όλα τα σφάλματα περιττού πλήθους bit (1,3,5,...) αρκεί το  $G(x)$  να περιέχει το  $(x+1)$  δηλ. να παραγοντίζεται ως  $G(x)=(x+1)H(x)$ , όπου  $H(x)$  τυχαίο πολυώνυμο.
- Όλα τα σφάλματα 1 bit αρκεί οι όροι  $x^k$  και  $x^0$  του  $G(x)$  να αντιστοιχούν σε '1'
- Όλα τα σφάλματα 2 bit αρκεί το  $G(x)$  να έχει τουλάχιστον 3 μη μηδενικούς όρους

Άρα, το πακέτο προς μετάδοση  $T(x)$  θα είναι

|   |   |
|---|---|
| <span style="background-color: #f4a460; padding: 2px 5px;">1 1 0 1 0 0 1 1 0 1 0 0 1 1 1 1 0 1 0 1</span> | <span style="background-color: #a4f4f4; padding: 2px 5px;">1 1 1 1 1 0 0 1</span> |
| $M(x)$  | $R(x)$  |

Στο κανάλι αλλοιώνονται το  $2^{\circ}$ ,  $4^{\circ}$ , και  $11^{\circ}$  bits  
 Άρα το  $E(x)$  θα είναι

|   |
|---|
| <span style="background-color: #ffff00; padding: 2px 5px;">0 1 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0</span> |
|---|

Και το  $T'(x)=T(x)+E(x)$  θα είναι:

|  |   |
|--|---|
| <span style="background-color: #f4a460; padding: 2px 5px;">1 <u>0</u> 0 <u>0</u> 0 0 1 1 0 1 <u>1</u> 0 1 1 1 1 0 1 0 1</span> | <span style="background-color: #a4f4f4; padding: 2px 5px;">1 1 1 1 1 0 0 1</span> |
|--|---|

Στο δέκτη, η διαίρεση  $\frac{T'(x)}{G(x)}$  θα δώσει μη μηδενικό υπόλοιπο (ίσο με το υπόλοιπο

της διαίρεσης  $\frac{E(x)}{G(x)}$  διότι  $\frac{T'(x)}{G(x)} = \frac{T(x) + E(x)}{G(x)} = \frac{T(x)}{G(x)} + \frac{E(x)}{G(x)}$

E(x)

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

1 0 0 0 0 0 1 1 1

1 1 0 1 0 0 1 1 1

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 1 0 1 0 0 0 0 0 0

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 0 1 0 0 0 1 1 1 1 0

1 0 0 0 0 0 1 1 1

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

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 1 0 0 1 0 1 1 1 0

1 0 0 0 0 0 1 1 1

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

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 0 1 0 0 1 1 1 1 0 0

1 0 0 0 0 0 1 1 1

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

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 1 1 0 1 1 1 1 1 0

1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 1 0 1 1 1 0 0 1 0

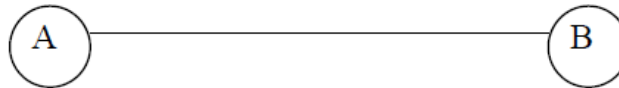
1 0 0 0 0 0 1 1 1

0 0 1 1 1 0 1 0 1 0

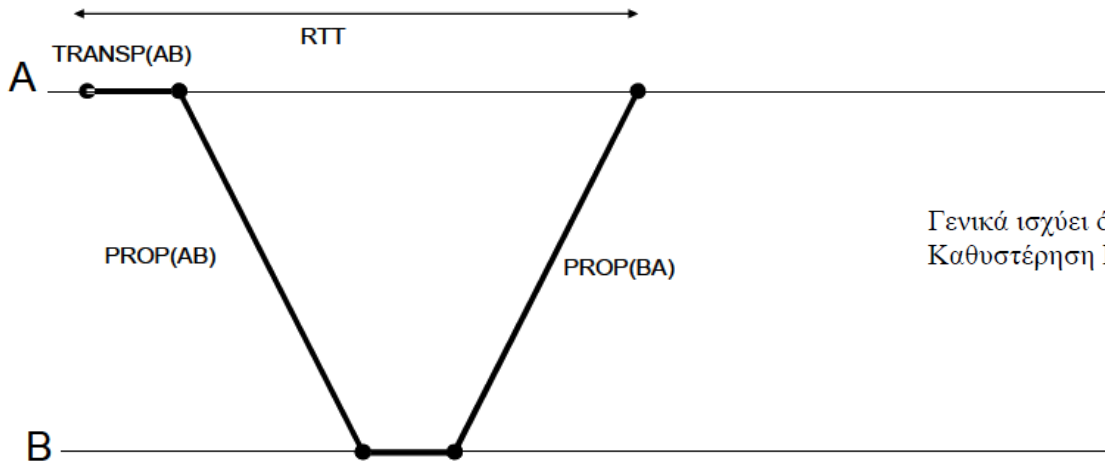
R(x)=11101010 (8 bits)

G(x)

# Πρωτόκολλα Επανεκπομπής



## Πρωτόκολλο ABP ή “Stop’n’Wait” ή “εναλλασσόμενου bit” χωρίς σφάλματα μετάδοσης



Γενικά ισχύει ότι (σελ.34)  
Καθυστέρηση Μεταφοράς=Χρόνος Διάδοσης (PROP)  
+Χρόνος Μετάδοσης (TRANSP ή TRANSA)  
+Χρόνος Αναμονής

Χρόνος αποστολής πακέτου δεδομένων και επιστροφής επιβεβαίωσης (Round Trip Time)

$$S = RTT = TRANSP(AB) + PROP(AB) + TRANSA(BA) + PROP(BA) \text{ (σχ.4.1 σελ.107)}$$

Υποθέτουμε ότι ο χρόνος προθεσμίας ισούται με το χρόνο που περιλαμβάνει τη μετάβαση του πακέτου δεδομένων και την επιστροφή της επιβεβαίωσης.

Η απόδοση της ABP χωρίς σφάλματα [ $p(\text{success})=100\%$ ] θα είναι ίση με

$$n_{ABP} = \frac{TRANSP(AB)}{S} \text{ (duty cycle του κόμβου-αποστολέα A)}$$

$$\text{Ρυθμός ροής πακέτων: } \lambda = 1 \text{ πακέτο κάθε RTT sec} = \frac{1}{RTT} \frac{\text{πακέτο}}{\text{sec}}$$

$$\text{Ρυθμός ροής δεδομένων } r = \lambda \frac{\text{πακέτα}}{\text{sec}} \cdot D \frac{\text{data\_bits}}{\text{πακέτο}} = \lambda D \frac{\text{data\_bits}}{\text{sec}}$$



## Παράδειγμα 4.4 σελ.107

Πρωτόκολλο ABP

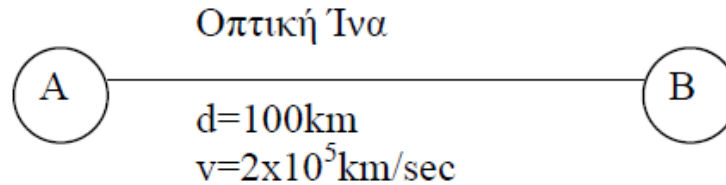
Packet Size=1024 bits

Ack.Size=1024 bits

p(success)=100%

R=64kbps

$n_{ABP}=?$



$$TRANSP(AB) = \frac{\text{Packet\_Size}}{R}$$

$$PROP(AB) = PROP(BA) = \frac{d}{v}$$

$$TRANSA(BA) = \frac{\text{Ack\_Size}}{R}$$

ΠΡΟΣΟΧΗ! Στο βιβλίο χρησιμοποιείται η σύμβαση 1kbps=1024 bps και 1Mbps=1024<sup>2</sup> bps

Και οι 2 συμβάσεις είναι σωστές (για τις ασκήσεις προτιμότερη είναι η σύμβαση 1kbps=10<sup>3</sup> bps και 1Mbps=10<sup>6</sup> bps)

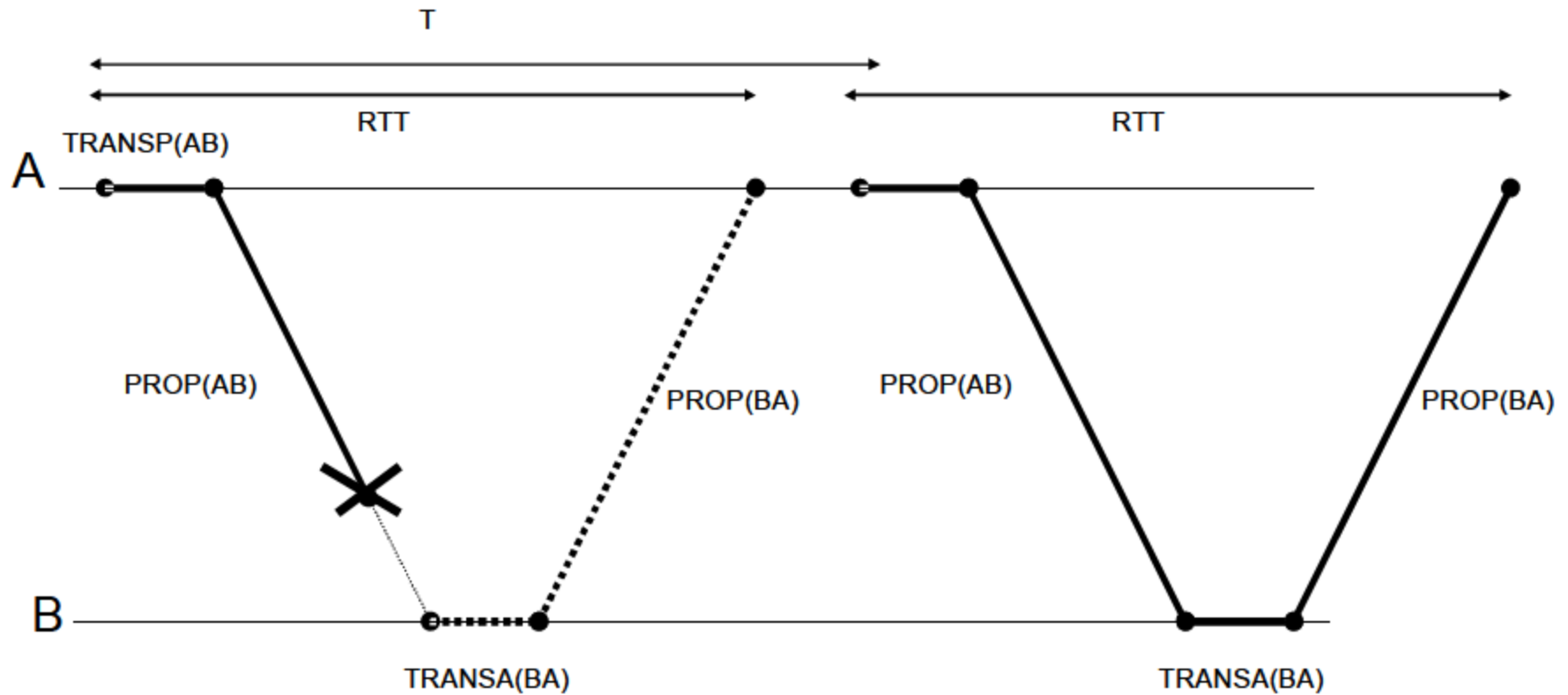
$$S = RTT = TRANSP(AB) + PROP(AB) + TRANSA(BA) + PROP(BA)$$

$$n_{ABP} = \frac{TRANSP(AB)}{S}$$

Δείτε και την Α.9.Α.4.2

## Πρωτόκολλο ABP ή “Stop’n’Wait” ή “εναλλασσόμενου bit” με σφάλματα μετάδοσης

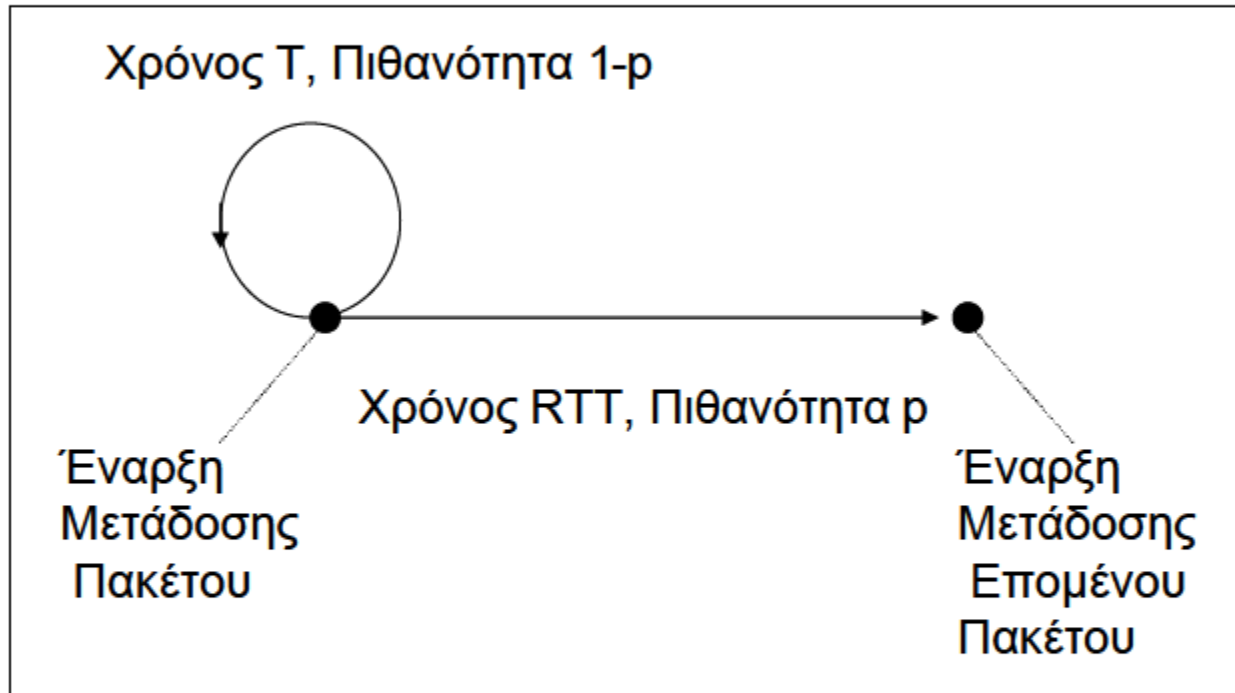
Αν  $p(\text{success}) < 100\%$  (μετάδοση με σφάλματα) , γίνεται επανεκπομπή του πακέτου μετά από χρόνο αναμονής  $T \geq RTT$



Σχήμα 4.5, σελ.109.

$p(\text{success})=p$ =πιθανότητα να μεταδοθεί σωστά ένα πακέτο και να ληφθεί εμπρόθεσμα η επιβεβαίωσή του.

$p(\text{failure})=1-p$



Μέσος Χρόνος Αποστολής πακέτου

$$E(x) = p \cdot RTT + (1-p)[T + E(x)]$$

.....↓ αν αποτύχει η μετάδοση (που το αντιλαμβάνεται ο αποστολέας μετά χρόνο T), ο μέσος χρόνος για την επιτυχή επανεκπομπή θα είναι πάλι E(x), διότι η διαδικασία επανεκπομπής δεν έχει μνήμη και η πιθανότητα επιτυχίας της δεν εξαρτάται από το τι συνέβη πριν.

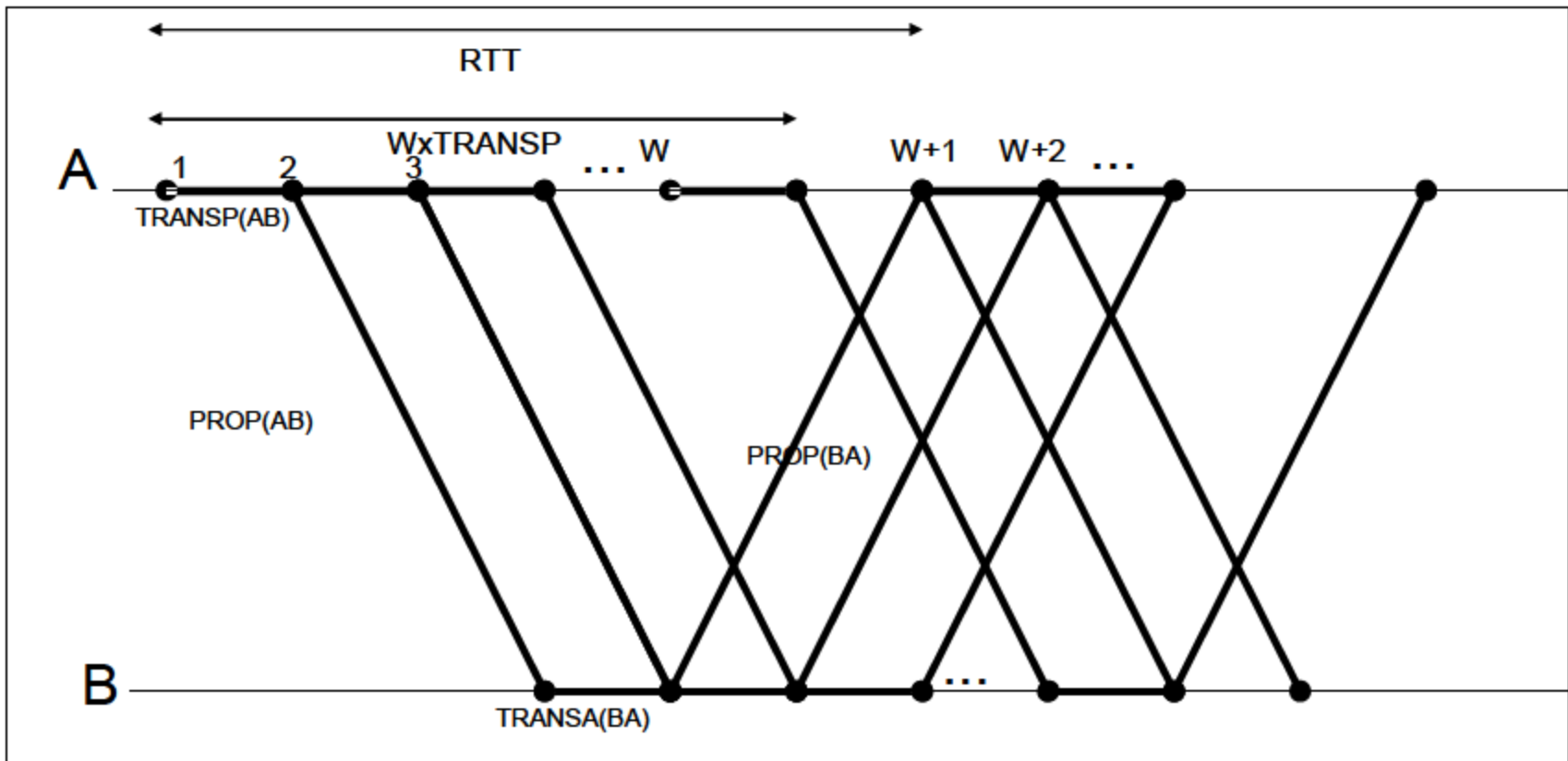
Άρα,  $E(x) = RTT + \frac{(1-p)}{p}T$

Και η απόδοση θα είναι  $n_{ABP} = \frac{TRANSP}{E(x)} = \frac{TRANSP}{RTT + T \frac{1-p}{p}}$ , σχέση (4.4) σελ.109

Μέσος ρυθμός ροής πακέτων:  $\lambda = 1 \text{ πακέτο κάθε } E(x) \text{ sec} = \frac{1}{E(x)} \frac{\text{πακέτα}}{\text{sec}}$

Μέσος ρυθμός ροής δεδομένων  $r = \lambda \frac{\text{πακέτα}}{\text{sec}} \cdot D \frac{\text{data\_bits}}{\text{πακέτο}} = \lambda D \frac{\text{data\_bits}}{\text{sec}}$

## Πρωτόκολλο Go Back N ή “Sliding Window” χωρίς σφάλματα μετάδοσης



Αποστολή  $W$  διαδοχικών πακέτων.

Αν επιβεβαιωθεί εντός προθεσμίας  $T \geq RTT$  το πακέτο 1, τότε αποστέλλονται διαδοχικά τα πακέτα  $W+1, W+2, \dots, 2W$ . Αν δεν ληφθεί η επιβεβαίωση του πακέτου  $k$ , τότε επανεκπέμπονται όλα τα πακέτα από το  $k$  και μετά (πάντα τα παράθυρα εκπομπής έχουν  $W$  πακέτα).

Απαιτούμενα bits για την αναπαράσταση του παραθύρου  $W$  στην επικεφαλίδα :  $\lceil \log_2(W) \rceil$

Και στην GoBackN, ισχύει ότι

$$S = RTT = \text{TRANSP}(AB) + \text{PROP}(AB) + \text{TRANSA}(BA) + \text{PROP}(BA)$$

Απόδοση χωρίς σφάλματα:

$$n_{GBN} = \frac{W \cdot \text{TRANSP}(AB)}{S} = W \cdot n_{ABP}$$

Αν  $W \cdot \text{TRANSP} \geq RTT$  τότε  $n_{GBN} = 100\%$  οπότε έχουμε ότι,

$$n_{GBN} = \min\left(1, \frac{W \cdot \text{TRANSP}(AB)}{S}\right)$$

**Πρωτόκολλο Go Back N ή “Sliding Window” με σφάλματα μετάδοσης**

Αν έχουμε σφάλματα μετάδοσης, όπως δείξαμε και στην ABP, θα έχουμε ανάλογα τις σχέσεις (σελ.117)

Μέσος Χρόνος Αποστολής πακέτου

$$E(x) = p \cdot \text{TRANSP} + (1-p)[T + E(x)] \Rightarrow E(x) = \text{TRANSP} + T \frac{1-p}{p}$$

$$n_{GBN} = \frac{\text{TRANSP}}{E(x)} = \frac{\text{TRANSP}}{\text{TRANSP} + T \frac{1-p}{p}}$$

Αν  $T = W \times \text{TRANSP}$ ,

$$n_{GBN} = \frac{1}{1 + W \frac{1-p}{p}}$$

Μέσος ρυθμός ροής πακέτων:  $\lambda = 1 \text{ πακέτο κάθε } E(x) \text{ sec} = \frac{1}{E(x)} \frac{\text{πακέτα}}{\text{sec}}$

**ΘΕΜΑ 3**

Ένα ABP πρωτόκολλο (δηλ. πρωτόκολλο παύσης και αναμονής) τρέχει πάνω από ένα κανάλι χρησιμοποιώντας μετρητή (timer) για να αναμεταδίδει μετά από ένα διάστημα προθεσμίας επανεκπομπής (TIMEOUT) πλαίσια για τα οποία δεν λαμβάνεται πίσω θετική επιβεβαίωση (λόγω λαθών στο πλαίσιο με τα δεδομένα ή στις επιβεβαιώσεις). Ο μετρητής ξεκινάει μόλις ο αποστολέας αρχίσει να στέλνει ένα πλαίσιο και όχι αφού το στείλει.

Έχετε τα εξής δεδομένα:

- Ταχύτητα μετάδοσης καναλιού ίση με 2 Mbits/sec.
- Μήκος πλαισίου ίσο με 200 bits.
- Χρόνος μετάδοσης επιβεβαίωσης TRANSA=0 λόγω πολύ μικρού μήκους των επιβεβαιώσεων.
- Απόδοση πρωτοκόλλου δίχως λάθη ίση με 33.3%.
- Πιθανότητα λάθους ίση με  $p=0.05$  (1 στα 20 πλαίσια κατά μέσον όρο χρειάζεται να μεταδοθεί ξανά).
- Απόδοση πρωτοκόλλου με λάθη ίση με 10%.

Ζητούνται:

**α)** Ο χρόνος μετάδοσης ενός πλαισίου TRANSP

**β)** Η καθυστέρηση διάδοσης (μονής κατεύθυνσης) PROP του σήματος στο κανάλι.

**γ)** Η διάρκεια TIMEOUT της προθεσμίας επανεκπομπής.

$$E \equiv 2011A / \text{B}$$

$$a) \text{TRANSP} = \frac{[P]}{R} = \frac{200 \text{ bits}}{2 \cdot 10^6 \frac{\text{bits}}{\text{sec}}} = 10^{-4} \text{ sec}$$

b) Δίνεται ότι  $\eta_0 = 33,3\%$  (χωρίς σφάλματα)

$$\eta_0 = \frac{\text{TRANSP}}{\text{RTT}} = \frac{\text{TRANSP}}{\text{TRANSP} + \cancel{\text{TRANSA}} + 2\text{PROP}} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow \eta_0 \cdot \text{TRANSP} + 2\eta_0 \cdot \text{PROP} = \text{TRANSP} \Rightarrow \text{PROP} = \frac{(1 - \eta_0) \text{TRANSP}}{2\eta_0} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow \text{PROP} = \frac{0,66}{0,66} \cdot \text{TRANSP} = 10^{-4} \text{ sec}$$



8) Δίνεται ότι  $\eta_P = 10\%$   $P_F = 0,05 \Rightarrow P_S = 0,95$

$$\eta_P = \frac{\text{TRANSP}}{\text{RTT} + T \cdot \frac{1-P_S}{P_S}} \Rightarrow \eta_P \cdot \text{RTT} + \eta_P \cdot T \cdot \frac{1-P_S}{P_S} = \text{TRANSP} \Rightarrow$$

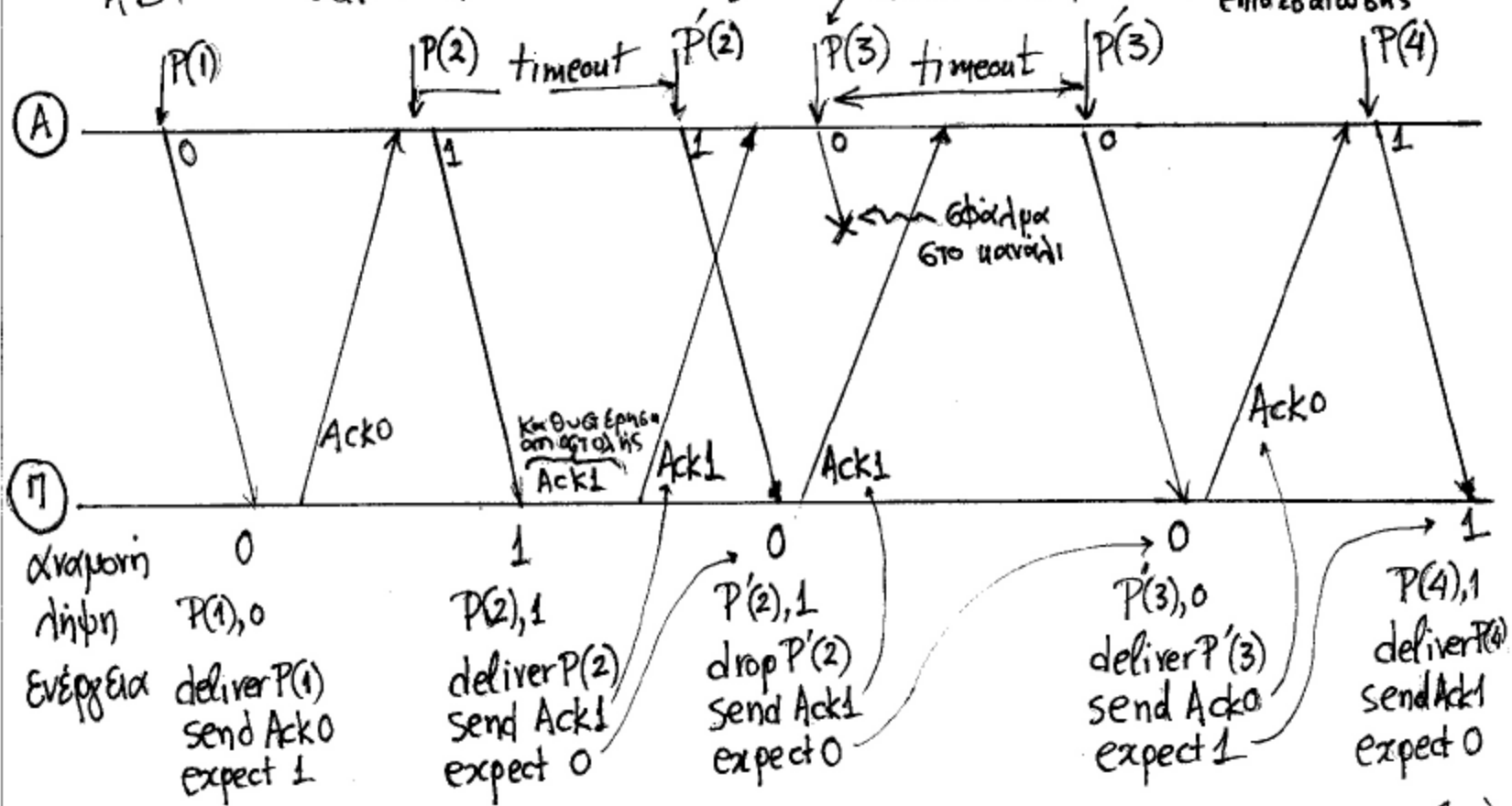
$$\Rightarrow T = \frac{\text{TRANSP} - \eta_P \cdot \text{RTT}}{\eta_P \cdot \frac{1-P_S}{P_S}}$$

$$\text{RTT} = \text{TRANSP} + \text{TRANSA} + 2\text{PROP} = 3 \cdot 10^{-4} \text{ sec}$$

$$\Rightarrow T = \frac{10^{-4} \text{ sec} - 10^{-1} \cdot 3 \cdot 10^{-4} \text{ sec}}{10^{-1} \cdot \frac{0,05}{0,95}} = \frac{10^{-3} - 3 \cdot 10^{-4}}{\frac{1}{19}} \text{ sec} =$$

$$= 19 \cdot 0,7 \cdot 10^{-3} \text{ sec} = 13,3 \text{ msec}$$

Σχόλια για Παράδειγμα 4.3  
 ABP. σελ. 106.

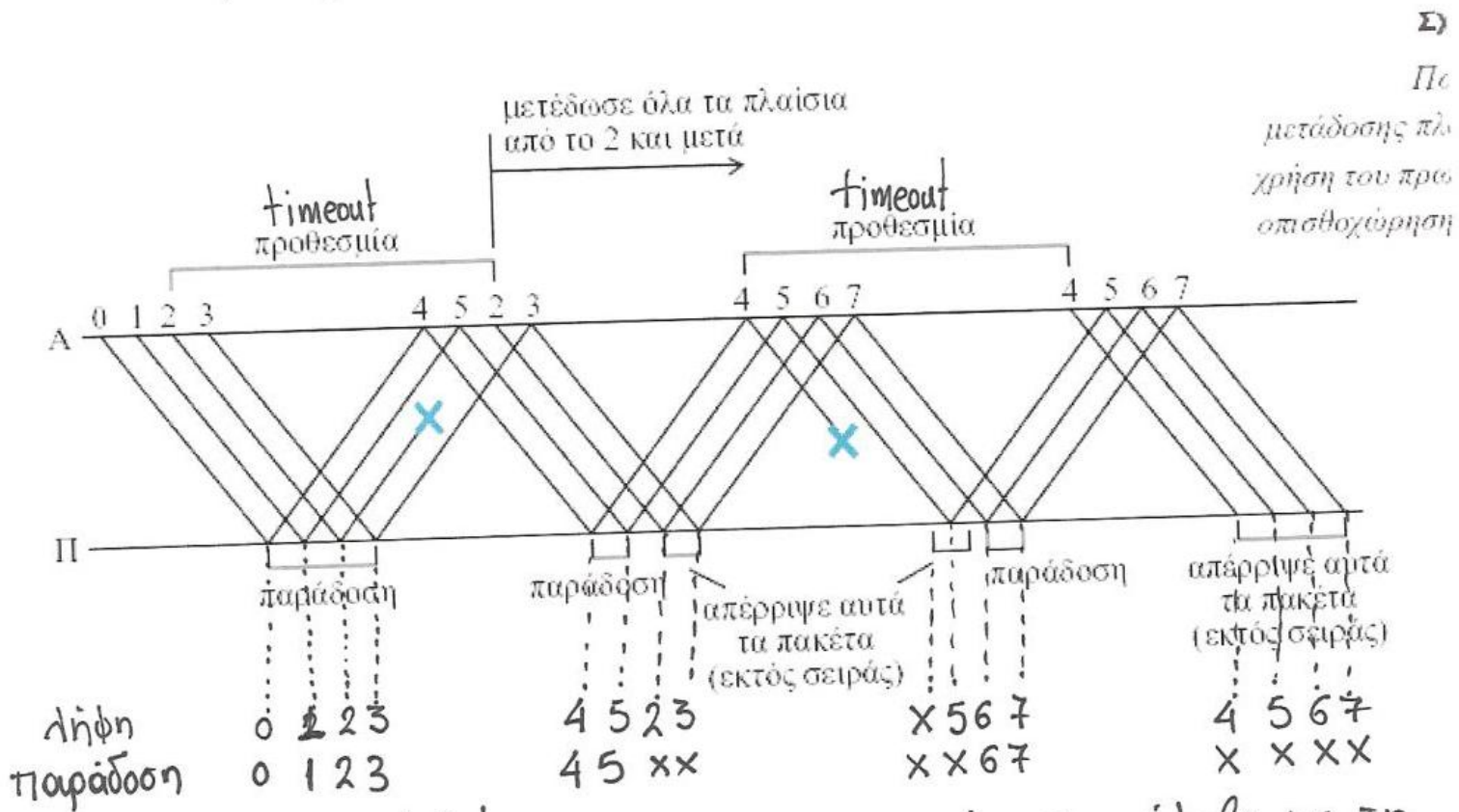


Αποστολέας (A) : Στέλνει πακέτα και 1 bit επικεφαλίδα (0/1)

Παραλήπτης (Π) : Απαρτίζει αντίστοιχη επικεφαλίδα (0/1) και στέλνει επιβεβαιώσεις

# Σχέδια για Go Back-N & SRP.

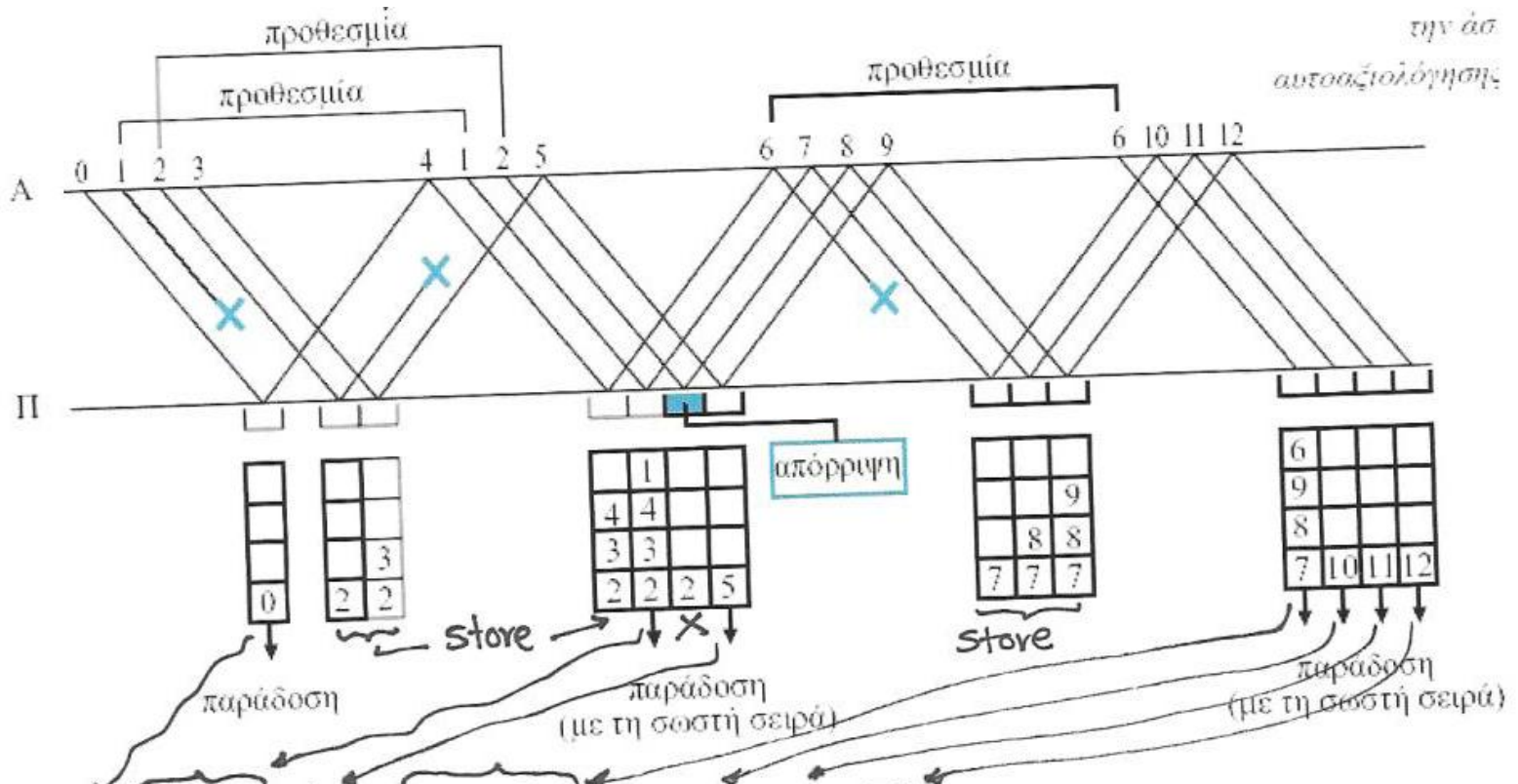
σελ. 113 Παράδειγμα 4.5 Go Back-N



Ο παραλήπτης παραδίδει/προωθεί μόνο τα πακέτα που έλαβε με τη σωστή σειρά & απαιτεί επανεκπομπή όλων των πακέτων μετά το 'αποτυχημένο' => Πρόβλημα Go Back N: Άσυστη χρήση παραλίου/συνδέσμου για αναμετάδοση όλων των πακέτων.

1ο σενάριο μετάδοσης πλαισίων

σελ. 123  
 σχ. 4.13  
 SRP.



Παράδοση: 0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12

ο παραλήπτης αποθηκεύει προσωρινά τα ληφθέντα πακέτα (που είναι εκτός σειράς) και αναμένει αναμετάδοση μόνο των "αποτυχημένων". ώστε να προωθεί τελικά τα πακέτα στη σωστή σειρά

Μειονέκτηρα SRP: Απαιτήσεις μνήμης στον παραλήπτη για αποθήκευση πακέτων.