

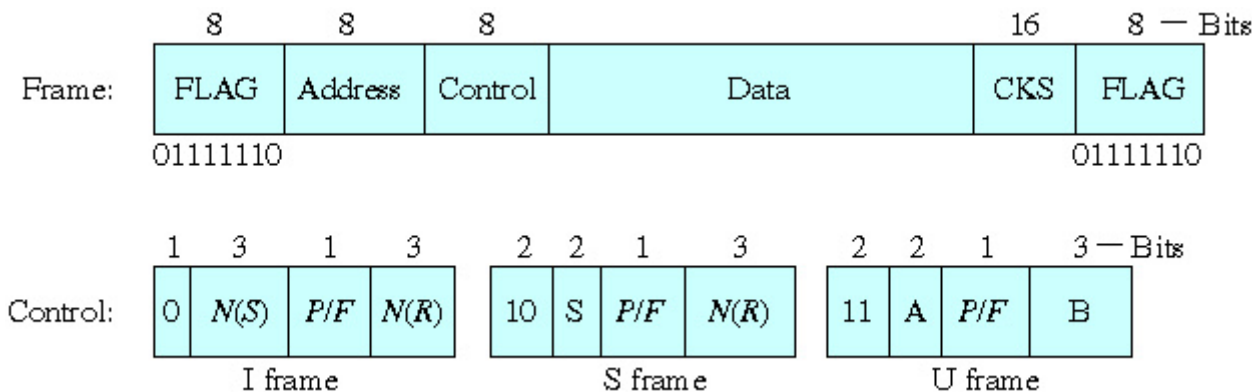
ΚΕΦ. 6 : Επιπεδο Ζεύξης Δεδομένων και Πρωτόκολλα Επαναμετάδοσης

- Σχηματισμός πλαισίων (οργάνωση bits σε πακέτα, κώδικες ελέγχου σφαλμάτων)
- Πρωτόκολλα επαναμετάδοσης (στο επίπεδο ζεύξης η επίπεδο μεταφοράς)

Σχηματισμός πλαισίων – Ενθυλάκωση : HDLC το κυρίαρχο πρωτόκολλο

πλαίσια: πληροφορίας (I), επίβλεψης (S) και μη αριθμημένα (U) για σύνδεση/αποσύνδ.

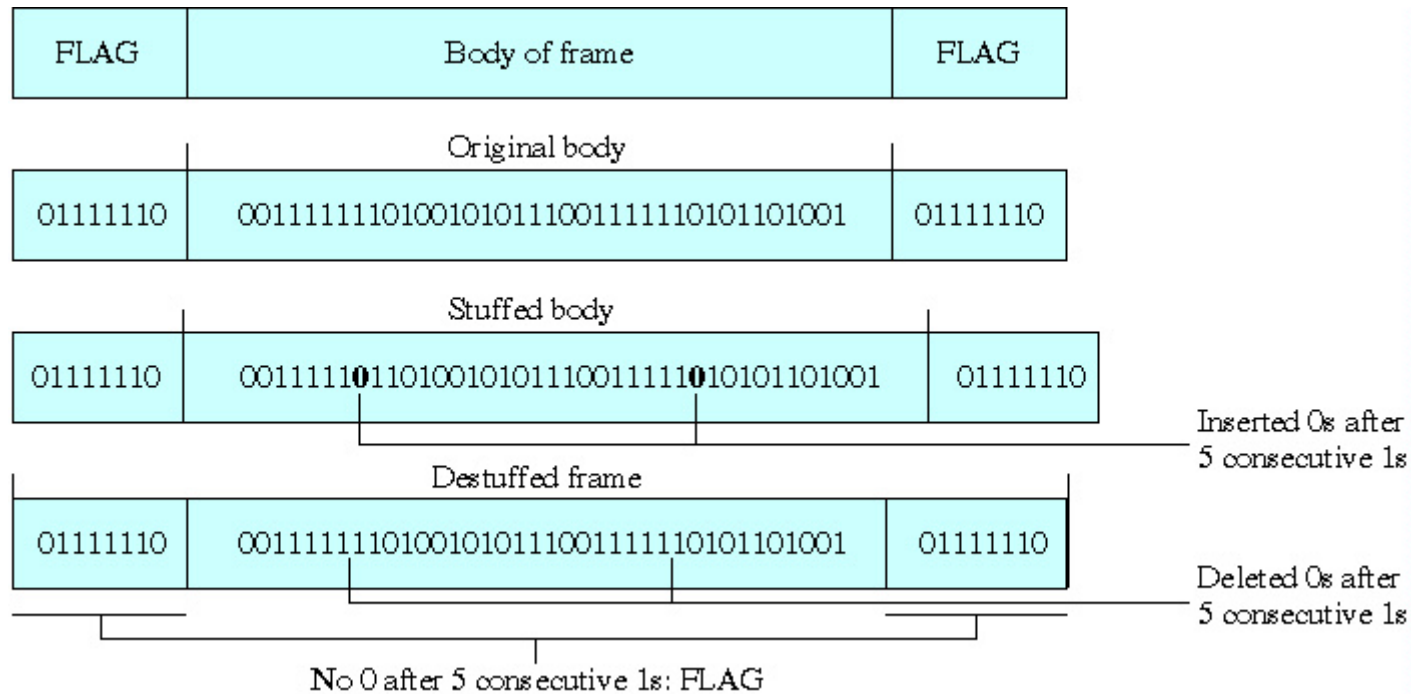
- N(S): αριθ. σειράς πλαισίου / N(R): αριθ. σειράς αναμενόμενου επόμενου πλαισίου
- N(R) επιβεβαιώνει πακέτα με N(S) μέχρι N(R)-1 (mod 8 αριθμητική η 128 με αίτημα)
- P=1 για άμεση μετάδοση επιβεβ. μέσω ενός πλαισίου S με F=1 => επιτάχ. ελέγχ. σφαλμ.
- S πακέτο μπορεί να δείξει RR (έτοιμος να λάβω), NRR (όχι έτοιμος), REJ (απόρριψη)



προσθήκη / αφαίρεση (stuffing / de-stuffing) bits για αποφυγή σύγχυσης FLAG/πληροφ.

–FLAG : 01111110

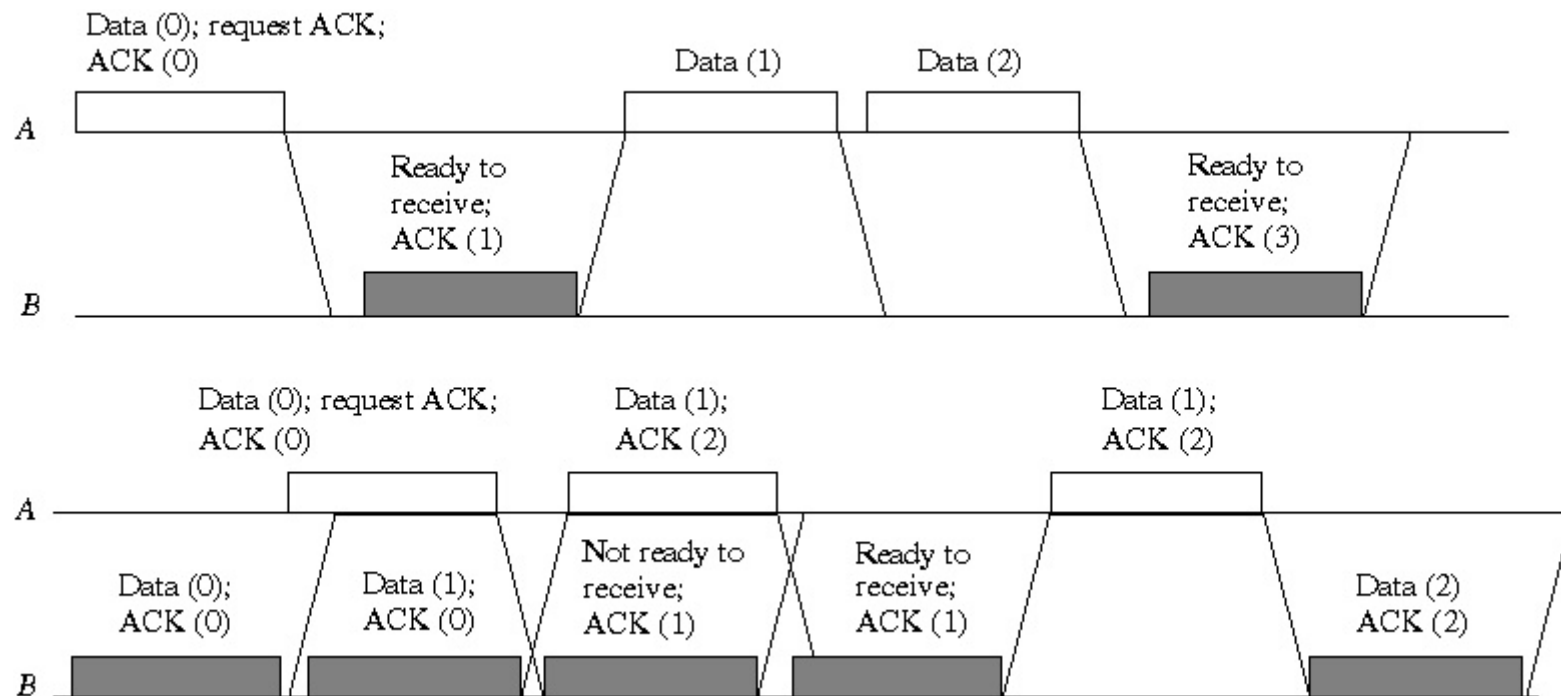
–Κανόνας : Προσθήκη 0 μετά από πέντε 1



Ανταλλαγή πλαισίων για HDLC συνδέσεις κατά το ασύγχρονο ισοσταθμισμένο σχήμα

Παράδειγμα : (πάνω: ο Α στέλνει πακέτο (1 πλαίσιο) και ζητά επιβεβαίωση που έρχεται με S πλαίσιο. Στη συνέχεια στέλνει 2 πακέτα, κ.λ.π.)

(κάτω: ανταλλαγή πακέτων και από τους 2 σταθμούς. Β στέλνει 0 και 1, Α στέλνει 0 ζητώντας άμεση επιβ. κ.λ.π.)



Σχηματισμός πλαισίων : LAPD (Balanced Link Access Procedures)

περίπου ίδιο με το HDLC (ασύγχ. Ισοσταθ. Σχήμα)

Σχηματισμός πλαισίων : FDDI

- 4B5B κωδικοποίηση για εισαγωγή αρκετών μεταβάσεων προς διευκόλυνση συγχρονισμοί
- IDLE σύμβολα συντηρούν τον συγχρονισμό ελλείψει πακέτων

Σχηματισμός πλαισίων : ATM πάνω από DS-3 γραμμή

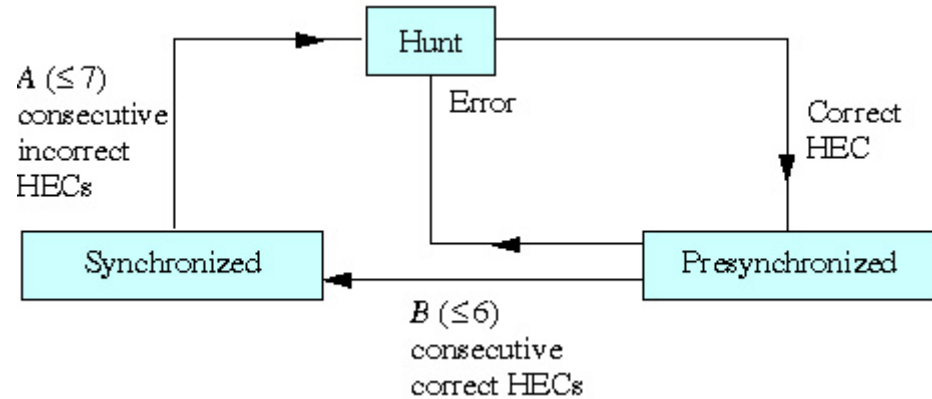
(ψηφιακή γραμμή δομημένη σε χρονικά πλαίσια «φυσικού επιπέδου»
για μεταφορά 672 τηλ. κυκλ. στα 44.736Mbps)



Σχηματισμός πλαισίων : ATM πάνω από SONET

Ο δέκτης χρησιμοποιεί το HEC byte (πέμπτο) του ATM cell

Ελέγχει κατά πόσο το HEC είναι σε αρμονία με το την υποτιθέμενη αρχή του cell.



Πρωτόκολλα Επαναμετάδοσης

- Έλεγχος στο επίπεδο της ζεύξης
- Έλεγχος από άκρη σε άκρη (συνήθως για χαμηλό ρυθμό σφαλμάτων)
 - Ζεύξεις απλώς απορρίπτουν αλλοιωμένα πακέτα
 - Πρωτόκολλο στο επίπεδο μεταφοράς φροντίζει για επαναμεταδόσεις

Τα ίδια πρωτόκολλα μπορούν να χρησιμοποιηθούν και για τους δύο ελέγχους

Παράδειγμα : μονοπάτι με ασύρματη ζεύξη πιθανόν χρειάζεται πρωτόκολλο επαναμετάδοσης στη ζεύξη), συνήθως όχι για οπτική ίνα.

Γενικές αρχές πρωτοκόλλων επαναμετάδοσης :

- Μετάδοση επιβεβαιώσεων
- Χρήση χρονομετρητών για εντοπισμό καθυστερημένων / χαμένων πακέτων

Πρωτόκολλα :

- Διακοπής και αναμονής (stop and wait - SWP)
- Εναλλασσόμενου bit (alternating bit - ABP)
- Επιλεκτικής επανάληψης (selective repeat - SRP)
- Επιστροφής κατά N (GO BACK N)

Αξιολόγηση πρωτοκόλλων

Ορθότητα : Λήψη ενός (και μόνο) σωστού πακέτου για κάθε μεταδιδόμενο πακέτο

Απόδοση : Λόγος του μέγιστου ρυθμού μετάδοσης προς ρυθμό καναλιού (σε πακ/sec)

– Η απόδοση εξαρτάται από:

– ρυθμό μετάδοσης του καναλιού !

– καθυστέρηση διάδοσης, μήκος πακέτου, χρόνο επεξεργασίας

– ρυθμό σφαλμάτων στο κανάλι (αμελητέο για αξιόπιστα κανάλια)

– Αύξουσα σειρά απόδοσης : SWP, ABP, GO BACK N, SRP

Πολυπλοκότητα :

– Αύξουσα σειρά πολυπλοκότητας : SWP, ABP, GO BACK N, SRP

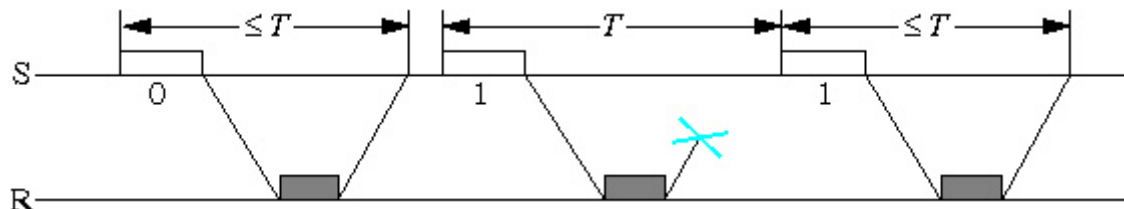
Stop and Wait πρωτόκολλο

- (1) Μετάδοση ενός πακέτου από το πομπό και αναμονή
- (2) Μόλις λάβει ο πομπός επιβ \rightarrow (1)
- (3) Εάν δεν λάβει ο πομπός επιβ μέσα σε χρόνο $T \rightarrow$ επαναμετάδοση πακέτου
(Υπόθεση : οι επιβεβ. που δεν χάνονται δεν μπορούν να καθυστερήσουν πάνω από T
(«ακαδημαϊκό» πρωτόκολλο, θεώρηση για λόγους μελέτης)

Το πρωτόκολλο είναι ορθό (δηλ: Λήψη ενός (και μόνο) σωστού πακέτου για κάθε μεταδιδόμενο πακέτο), υποθέτοντας άνω φράγμα στο T (καθυστ. επιβ.)

Τα πακέτα φέρουν αριθμό σειράς (0-1) για αποφυγή σύγχυσης από τον δέκτη
(π.χ. το τρίτο πακέτο είναι νέο η απαναμετάδοση?)

Σε half-duplex γραμμή πακέτα και επιβ. δεν μπορούν να μεταδίδονται ταυτόχρονα



Αναγεννητική Μέθοδος (για μελέτη απόδοσης)

Πρόβλημα 1: Μετάδοση πακέτου με πιθανότητα σφάλματος p

Ερώτημα: Υπολογισμός μέσου αριθμού μεταδόσεων μέχρι την πρώτη επιτυχία

Απάντηση: τυχ. μετ. X , X =αριθμός μεταδόσεων μέχρι την πρώτη επιτυχία

$$P\{X=n\} = p(1-p)^{n-1} \text{ και } E\{X\} = \sum n p(1-p)^{n-1} = 1/(1-p)$$

Πρόβλημα 1 : Όπως το παραπάνω. Εναλλακτική λύση

$X=1$ με πιθ. p και $X=1+Y$ με πιθ. $(1-p)$, κατανομή της X = κατανομή της Y

$$E\{X\} = (1-p)1 + pE\{1+Y\} = (1-p)1 + p(1+E\{Y\}) = (1-p)1 + p(1+E\{X\}) = 1 + E\{X\} \implies E\{X\} = 1/(1-p)$$

(Πλεονέκτημα στο συγκεκριμένο πρόβλημα : αποφυγή Σ)

Σημαντικότερα πλεονεκτήματα εάν υπάρχει διαφοροποίηση στη διάρκεια επιτυχίας η μή

Πρόβλημα 2 : Όπως το παραπάνω αλλά με διαφοροποίηση στη διάρκεια επιτυχίας η μή .

$[D,p] \rightarrow$ [χρονική διάρκεια (κόστος), πιθανότητα να συμβεί]

Π.Χ. $[T, 1-p]$ και $[T+\alpha, p]$

Ερώτημα : Μέσος χρόνος (όχι αριθ. μεταδ.) μέχρι την πρώτη επιτυχία, τ

Αναγεννητική Μέθοδος (2)

FIGURE A.1

Transmitter model.

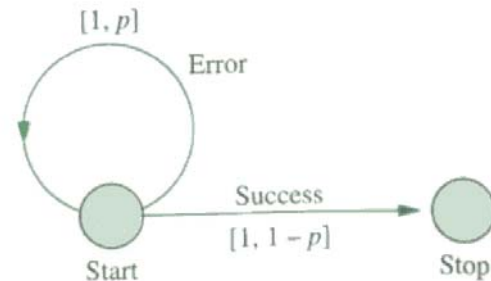
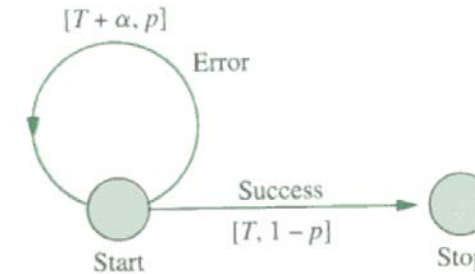


FIGURE A.2

Transmission durations.



$$E\{\tau\} = (1-p)T + p(T + \alpha + E\{\tau\}) \implies \tau = (T + p\alpha) / (1-p)$$

Πρόβλημα 3 : Όπως το Πρόβλ. 2 αλλά με μεταδόσεις σε πολλαπλές ζεύξεις Z01, Z12, Z23 (κόμβοι 0 (πηγή) , 1, 2, 3 (προορισμός))

Z01 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+α, p]

Z12 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+2α, p] με ανάγκη επαναμετάδοσης από την πηγή

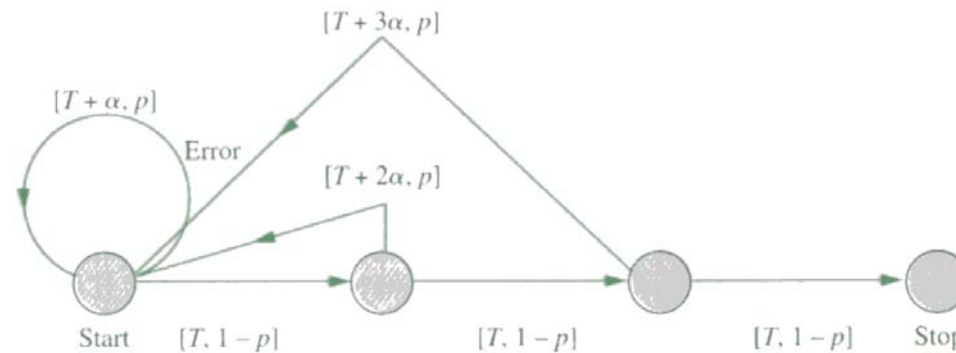
Z23 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+3α, p] με ανάγκη επαναμετάδοσης από την πηγή

Ερώτημα : Μέσος χρόνος μέχρι την πρώτη επιτυχία, τ

Αναγεννητική Μέθοδος (3)

FIGURE A.3

Multistep transmission.



T_k : μέσος χρόνος από κόμβο k μέχρι τον προορισμό (κόμβο 3)

$$T_0 = E\{\tau\}$$

$$E\{\tau\} = p(T + \alpha + E\{\tau\}) + (1-p)(T + T_1)$$

$$T_1 = p(T + 2\alpha + E\{\tau\}) + (1-p)(T + T_2)$$

$$T_2 = p(T + 3\alpha + E\{\tau\}) + (1-p)T$$

Επίλυση των παραπάνω εξισώσεων δίνει το $E\{\tau\}$

Αναγεννητική Μέθοδος (4)

Πρόβλημα 4 : Όπως το Πρόβλ. 3 αλλά με επαναμεταδόσεις από τους κόμβους και όχι από την πηγή

Z01 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+α, p]

Z12 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+2α, p] με ανάγκη επαναμετάδοσης από τον κόμβο 1

Z23 : [D,p] --> [T, 1-p] και [T+3α, p] με ανάγκη επαναμετάδοσης από τον κόμβο 2

Ερώτημα : Μέσος χρόνος μέχρι την πρώτη επιτυχία, τ

T_k: μέσος χρόνος από κόμβο κ μέχρι τον προορισμό (κόμβο 3)

$$T_0 = E\{\tau\}$$

$$E\{\tau\} = p(T + \alpha + E\{\tau\}) + (1-p)(T + T_1)$$

$$T_1 = p(T + 2\alpha + T_1) + (1-p)(T + T_2)$$

$$T_2 = p(T + 3\alpha + T_2) + (1-p)T$$

Επίλυση των παραπάνω εξισώσεων δίνει το $E\{\tau\}$

Stop and Wait πρωτόκολλο (7)

Ανάλυση Απόδοσης:

S: Χρόνος μετάδοσης χωρίς σφάλμα (κατ' υπόθεση σταθερός)

1-p : πιθανότητα σφάλματος, τ =χρόνος μετάδ. πακ.

X: (R.V.) = χρόνος μέχρι την επιτυχή μετάδοση

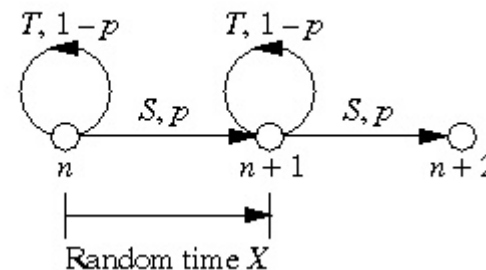
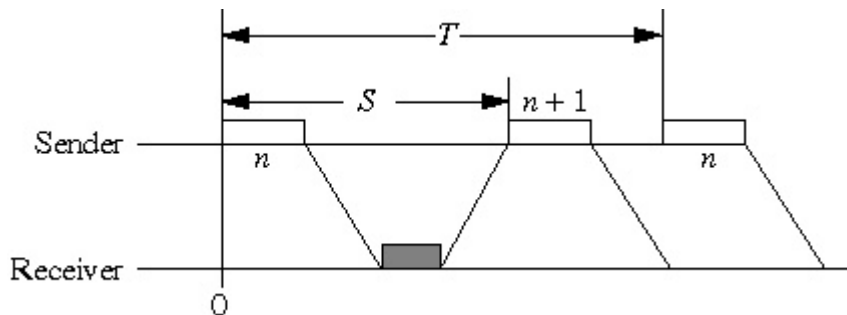
T: Timeout (επιλέγεται μεγάλο ώστε να «αποκλείεται» να ξεπερνιέται από καθυστ. επιβ.)

Y: (R.V.) = χρόνος μέχρι την επιτυχή μετάδοση μετά από σφάλμα

$$E\{X\} = pS + (1-p)(T + E\{Y\}) = pS + (1-p)(T + E\{X\}) \implies E\{X\} = S + T(1-p)/p$$

$$\implies \text{Throughput} = 1/E\{X\}$$

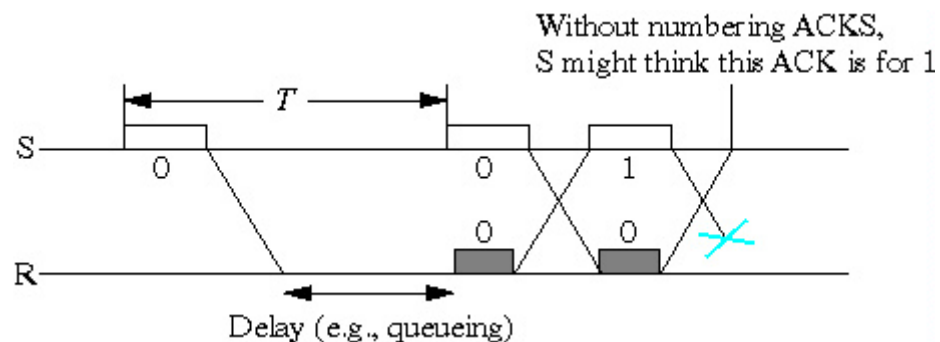
Αποδοτικότητα = throughput / ταχύτητα γραμμής = $1/E\{X\}/1/\tau$: $n_{swp} = \frac{\tau}{S + T(1-p)/p}$



Alternating Bit Protocol (ABP)

(Υπόθεση για το SWP: οι επιβεβ. που δεν χάνονται δεν μπορούν να καθυστερήσουν πάνω από T («ακαδημαϊκό» πρωτόκολλο, θεώρηση για λόγους μελέτης)

- Το ABP είναι σαν το SWP αλλά δεν υποθέτει φραγμένη από T καθυστέρηση πακέτων
 - Σε αντίθεση με το SWP, το ABP αριθμεί (0 / 1) τις επιβεβαιώσεις και μπορεί να ξεχωρίσει επιβ. προηγούμενων πακέτων
 - ABP ορθό υπό την FIFO υπόθεση για πακέτα και επιβ., δηλ. Όταν έχουμε ένα FIFO PTA (packet-to-ack system)
- (υπόθεση που ισχύει για απλή ζεύξη η (εικονικό) κύκλωμα), αλλά όχι για datagrams)



Alternating Bit Protocol (ABP (2)) (Εναλλασσόμενου bit)

ABP μη ορθό για μη FIFO περιβάλλοντα:

P_n = μετάδοση πακέτου n , A_n = λήψη επιβ. για πακέτο n , ' = για αντίγραφο

Π.χ. : $P_1, P_1', A_1, P_2, A_2, P_3, L_3, A_1'$ δυνατή

πακέτο 3 χάνεται αλλά επιβεβαιώνεται από την επιβ. του P_1' (A_1')

Απόδοση:

–Αποδοτικότερο του SWP αφού το T μπορεί να είναι μικρό

(μέχρι τ για full-duplex οπότε έχουμε back-to-back μετάδοση αντιγράφων)

–Υπόθ. : Επιβ. καθυστερεί S η χάνεται. Απόδοση όπως του SWP :

$$n_{ABP} = \frac{\tau}{S + T(1-p)/p}$$

GO BACK N (GBN) (Οπισθοχώρησης κατά N)

Μετάδοση μέχρι W πακέτων χωρίς επιβεβαίωση του πρώτου

(\implies αποδοτικότερο του ABP)

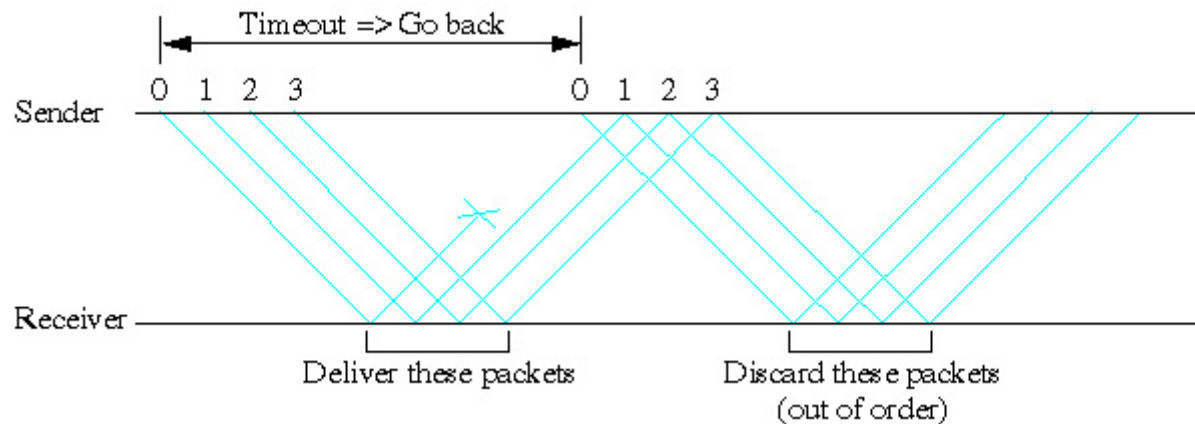
W = μέγεθος παραθύρου

$T \geq W\tau$

SN για πακέτα και επιβ. 0, 1, 2 ... $W-1$

Εάν δεν έλθει επιβ. για πακ. $n+1$ σε $T \implies$ επαναμετάδοση πακ. $n+1, n+2, \dots, n+W-1$

Για $W=4$:



GO BACK N (GBN) (2)

- Για FIFO PTA, GBN είναι ορθό και αρίθμηση modulo W είναι αρκετή
- Για μη FIFO PTA, GBN ορθό με αρίθμηση modulo $(W+2M+1)$, όπου M φράσσει τον βαθμό «διαταραχής» της FIFO ιδιότητας
- ABP αντιστοιχεί σε GBN με $W=1$
- Αύξηση απόδοσης του GBN με αρνητικές επιβ. (NACKs) (όταν υπάρξει κενό στους SNs των σωστών πακέτων ==> ταχύτερη κοινοποίηση σφάλματος από τον δέκτη και ταχύτερη έναρξη επαναμεταδόσεων

Απόδοση GBN (υποθέτοντας κανάλι χωρίς σφάλματα)

Υποθ. : S (καθυστέρηση άφιξης επιβ.) σταθερό

Χωρίς σφάλματα, W πακέτα μεταδίδονται σε $W\tau$ sec

- Εάν $S \geq W\tau$: W πακέτα σε S χρόνο ==> απόδοση = $W\tau / S$
- Εάν $S < W\tau$: ο πομπός δεν σταματάει ==> απόδοση 100%

$$n_{GBN} = \min \left\{ 1, \frac{W \times \tau}{S} \right\}.$$

GO BACK N (GBN) (3)

Απόδοση GBN (υποθέτοντας κανάλι με (σημαντικά) σφάλματα (π.χ. Ασύρματα))

Υποθ. : $T=S=W\tau$ (100% απόδοση εφικτή με μηδενικά σφάλματα)

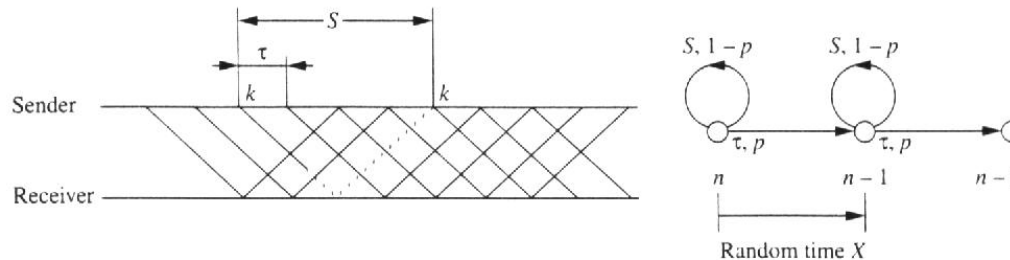
–Απώλεια του k πακέτου η της επιβ. του \Rightarrow απώλεια S χρόνου μετάδοσης

–κατάσταση n : το ξεκίνημα μετάδοσης ακολουθίας n πακέτων

– p : πιθ. πακέτο και επιβ. χωρίς σφάλμα -- X : (r.v.) χρόνος μετάδοσης ενός πακέτου

$$E\{X\} = p\tau + (1-p)\{S + E\{X\}\} \implies E\{X\} = \tau + (1-p)S/p$$

$$\eta_{GBN} = \frac{\tau}{E(X)} = \frac{\tau}{\tau + \frac{(1-p)S}{p}} \qquad \eta_{GBN} = \frac{1}{1 + \frac{(1-p)S}{p\tau}} \qquad S = T = W\tau$$



Παράδειγμα : $S = 20 \tau \rightarrow \eta_{GBN} = 31\%$ για $p = 0.9$ και $\eta_{GBN} = 83\%$ για $p = 0.99$.

Για $T = \tau$ στο ABP $\rightarrow \eta_{ABP} \approx 4.9\%$ για $p = 0.9$ και $\eta_{ABP} \approx 5\%$ για $p = 0.99$.

GO BACK N (GBN) (4)

Παράδειγμα 1 επιλογής W:

ασύρματη ζεύξη 20 Km, ταχύτητα 13 kbps, μέγεθος πακ. 1000 bits, επιβ. 100 bits.

χρόνος διάδοσης προς τη μία κατεύθυνση $(20 \text{ km}) / (3 \times 10^5 \text{ km/s}) = 6.67 \times 10^{-5} \text{ s} \implies$

$(6.67 \times 10^{-5}) \times (13 \times 10^3) = 0.86 \text{ bit}.$

$S = 1000 + 100 + 2 \times 0.86 \approx 1102 \text{ bits}$, $\tau = 1000 \text{ bits}$

Αποδοτικότητα του GO BACK N :

$$\min \left\{ 1, \frac{W \times 1000}{1102} \right\}.$$

Εάν $W=1$, αποδοτικότητα 90%. Εάν $W=2$, αποδοτικότητα 100%.

αποδοτικότητα του ABP 90% ενώ το πιο πολύπλοκο GBN 100%.

GO BACK N (GBN) (5)

Παράδειγμα 2 επιλογής W:

οπτική ζεύξη 50km, ρυθμό μετάδοσης 2.4 Gbps, μέγεθος πακ. και επιβ. 424 bits.

$$\tau = (50 \text{ km}) \times (5 \text{ } \mu\text{s/km}) \times (2.4 \times 10^9 \text{ b/s}) = 6 \times 10^5 \text{ bits,}$$

$$S = 2 \times 424 + 2 \times 6 \times 10^5 \approx 1.2 \times 10^6 \text{ bits}$$

αποδοτικότητα του GBN ή SRP :

$$\min \left\{ 1, \frac{W \times 424}{1.2 \times 10^6} \right\}.$$

αποδοτικότητα 100% επιτυγχάνεται για $W = 1.2^6 / 424 = 2831$.

Συμπέρασμα : Το GBN είναι αποδοτικότερο του ABP όταν $S \gg \tau$ που μπορεί να συμβεί όταν ταχύτητα μεγάλη, πακέτα σχετικά μικρά, απόσταση διάδοσης μεγάλη. Εάν τα σφάλματα ελέγχονται από άκρο σε άκρο (*end-to-end*) αντί από ζεύξη σε ζεύξη (*link-by-link*), τότε το GBN είναι πάντα σημαντικά πιο αποδοτικό από το ABP.

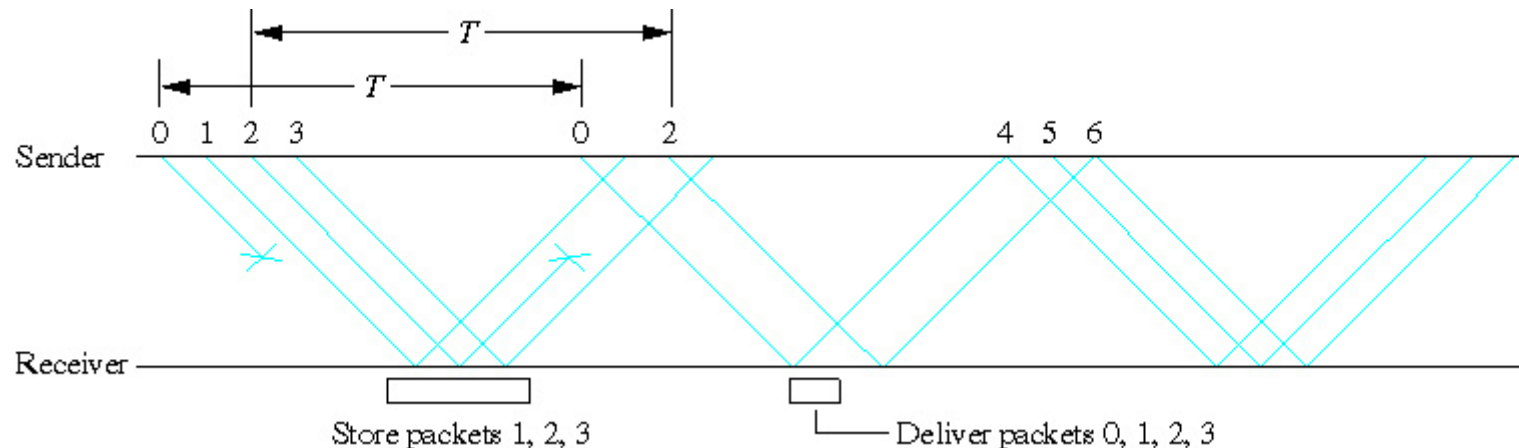
Πρωτόκολλο Επιλεκτικής Επαναμετάδοσης (SRP)

Όπως το GBN αλλά με επιλεκτική επαναμετάδοση (\implies αποδοτικότερο του GBN)

Εάν L =μέγιστο SN επιβεβαιωμ. πακ, επιτρέπεται μετάδοση πακ. με SN μέχρι $L+W-1$

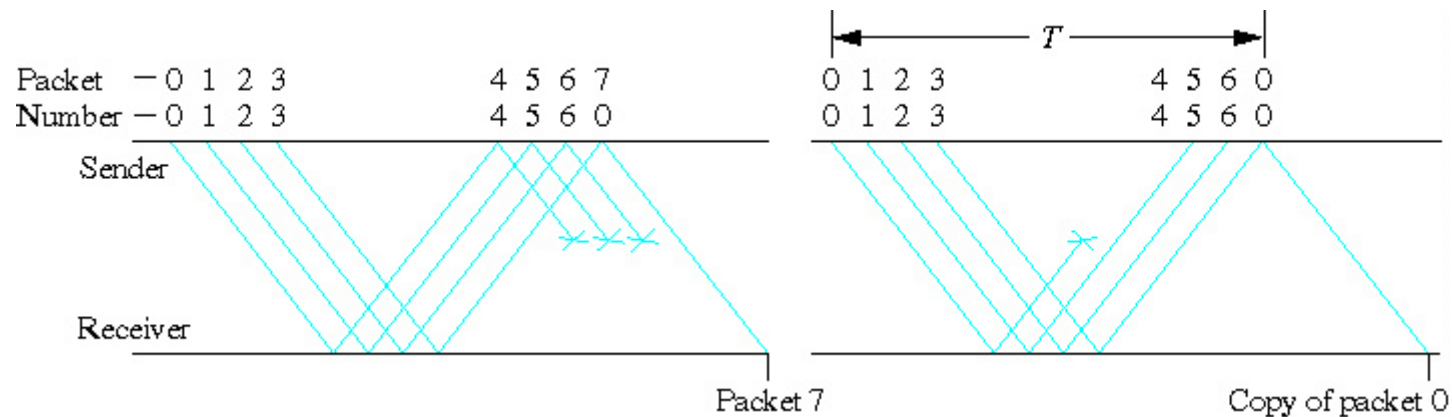
Εάν δεν φτάσει επιβ. μέσα σε T , το αντίστοιχο πακ. (και μόνο!) επαναμεταδίδεται

Πακ. που φτάνουν εκτός σειρά αποθηκεύονται στο δέκτη ώστε να παραδοθούν με σειρά στα παραπάνω επίπεδα. Πρέπει να μπορούν να αποθηκευτούν μέχρι $W-1$ εκτός σειράς πακέτα, άρα απαραίτητη χωρητικότητα αποθήκευσης είναι W



Πρωτόκολλο Επιλεκτικής Επαναμετάδοσης (SRP) (2)

Για FIFO PTA modulo $2W$ αρίθμηση πακ και επιβ είναι αναγκαία για σωστή λειτουργία
 Παράδειγμα : Για $W=4$ και modulo 7 αντί για modulo 8 αριθμητική υπάρχει πρόβλημα
 (ο δέκτης δεν θα ξέρει αν το τελευταίο πακέτο είναι νέο (αριστερά) η επαναμετάδοση (δεξιά))



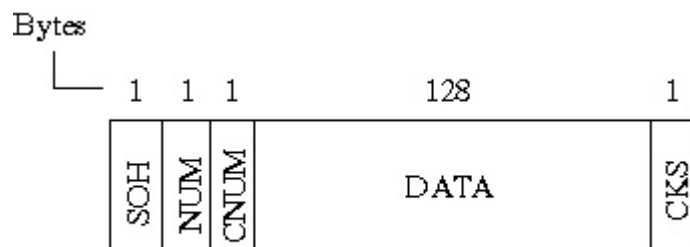
Απόδοση :

Χωρίς σφάλματα η απόδοση είναι ίδια με του GBN

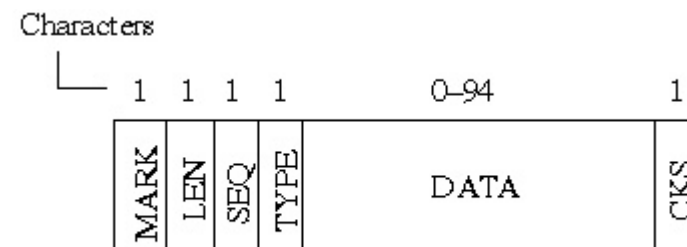
Με σφάλματα η απόδοση πέφτει αλλά είναι μεγαλύτερη του GBN

Παραδείγματα Πρωτοκόλλων Ζεύξης Δεδομένων

- SNA : IBM's (1974), SDLC, GBN με θετικές και αρνητ. Επιβ.
- X.25 : Δημόσιο δίκτυο δεδομένων, LAPB, GBN με θετικές και αρνητ. Επιβ. ; W=8, 128
- Internet : απο άκρη σε άκρη, SRP, W μεταβαλλόμενο με καθυστέρηση, επιβ. με ένδειξη επόμενου αναμενόμενου byte από τον δέκτη
- XMODEM : παρόμοιο με ABP (μη full-duplex λειτουργία, σταθερού μεγέθους πακέτα)
NUM: SN (modulo 256), CNUM: συμπλήρωμα του NUM, CKS: checksum (byte ισοτιμίας)
NACKs κάθε 15sec (για ανενεργό δέκτη) η σε περίπτωση σφάλματος
Παραλλαγές: XMODEM-CRC, YMODEM (1024 bytes ωφέλιμο φορτίο δυνατό)
- KERMIT: για μεταφορά αρχείων μεταξύ υπολογιστών με σύνδεση από σημείο σε σημείο παρόμοιο του ABP, υποστήριξη και SRP, κλπ



(a) XMODEM



(b) Kermit

Έλεγχος Συμφόρησης στο Internet

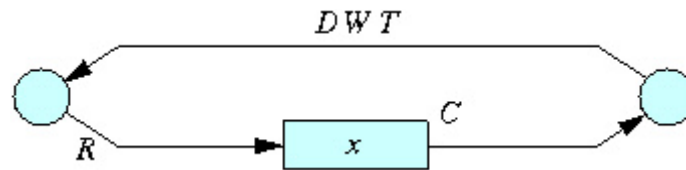
- Έλεγχος ροής: Ο δέκτης διαφημίζει W_{max} με τις επιβ. στο οποίο προσαρμόζεται η πηγή ώστε να μην κατακλύσει τον δέκτη
- Έλεγχος συμφόρησης : η πηγή ελαττώνει W όταν δεν λάβει επιβ η όταν αυτές καθυστερούν, διαφορετικά αυξάνει W

Γενικότεροι στόχοι και μηχανισμοί:

- Δίκαια και αποδοτική χρήση πόρων
- Μηχανισμοί ελέγχου συμφόρησης : τιμολόγηση, δέσμευση πόρων, προτεραιότητες, έλεγχος ρυθμού, έλεγχος παραθύρου
- Μηχανισμοί πληροφόρησης κατάστασης δικτύου:
 - καθυστέρηση
 - απώλειες πακέτων
 - ειδική πληροφορία από τους δρομολογητές

Μηχανισμός καθυστέρησης / παραθύρου

–Καθυστέρηση υπολογίζεται από τον χρόνο μέχρι την άφιξη της επιβ (T)



–D : RTT χωρίς καθυστέρηση (δηλ χωρίς ουρά x στον δρομολογητή)
D=min{T} (εκτίμηση D μετρώντας το ελάχιστο T)

Περίπτωση μίας σύνδεσης :

–RD πακ / επιβ χωράνε στον «αγωγό» από πηγή-προορισμό-πηγή

–Συνολικά πακ/επιβ = W = RD+x ==> x =W-RD

–Αλγόριθμος : Για επιθυμητή ουρά x₀

–Αύξησε W εάν $x < x_0 + \epsilon$

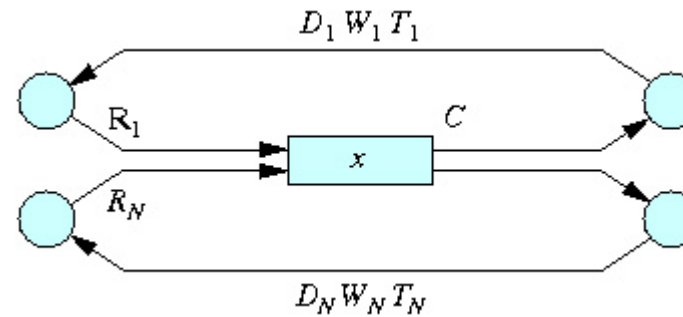
–Ελάττωσε W εάν $x > x_0 - \epsilon$

Μηχανισμός καθυστέρησης / παραθύρου (2)

Περίπτωση πολλών συνδέσεων :

$$-x_k = W_k - R_k D_k$$

(εκτίμηση του backlog της κ)



-Αλγόριθμος(Vegas) : Για επιθυμητή ουρά 2

-Αύξησε W εάν : $W_k - R_k D_k \leq 1$

-Ελάττωσε W εάν : $W_k - R_k D_k \geq 3$

Εάν $x_k=2$ τότε $R_k=C/N \Rightarrow$ δίκαια χρήση πόρων

\Rightarrow αποδοτική (η γραμμή δεν μένει ανενεργή)

Μηχανισμός Επαναμεταδόσεων του TCP

–SRP -- Επιβ φέρουν SN ίσο με K+1 εάν το K είναι το τελευταίο πακ που ελήφθη σωστά και δεν υπάρχει άλλο προηγούμενο πακέτο που να μην έχει ληφθεί σωστά

Παράδειγμα : (εντοπισμός απωλειών με time-out)

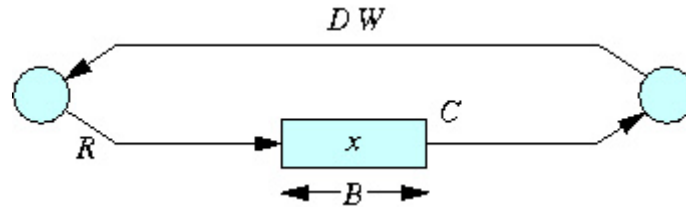
- Εάν 1, 2, 3, ..., K έχουν σταλεί και ληφθεί σωστά
- τελευταία επιβ K+1 (δηλ SN του ANAMENOMENΟΥ πακέτου)
- το πακ K+1 χάνεται
- το πακ K+2 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (1η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+3 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (2η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+4 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (3η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+5 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (4η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+6 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (5η επανάληψη επιβ)
- time-out για το K+1 , το πακ K+1 αποστέλλεται
- το πακ K+7 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (6η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+1 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+8
- τα πακ K+1, K+2,, K+7 προωθούνται προς την εφαρμογή

Μηχανισμός Επαναμεταδόσεων του TCP (2)

Παράδειγμα : (fast retransmission σχήμα)

- Εάν 1, 2, 3, ..., K έχουν σταλεί και ληφθεί σωστά
- τελευταία επιβ K+1 (δηλ SN του ANAMENOMENΟΥ πακέτου)
- το πακ K+1 χάνεται
- το πακ K+2 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (1η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+3 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (2η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+4 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (3η επανάληψη επιβ)
- Μετά την 3η επανάληψη, η πηγή θεωρεί ότι το K+1 έχει χαθεί και το επαναμεταδίδει.
Δηλ. δεν περιμένει μέχρι το time-out (αυτό είναι το fast retransmission σχήμα)
- το πακ K+5 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+1 (4η επανάληψη επιβ)
- το πακ K+1 λαμβάνεται σωστά και αποστέλλεται επιβ με SN K+6
- τα πακ K+1, K+2,, K+5 προωθούνται προς την εφαρμογή

Μηχανισμός απωλειών / παραθύρου (Tahoe, Reno)



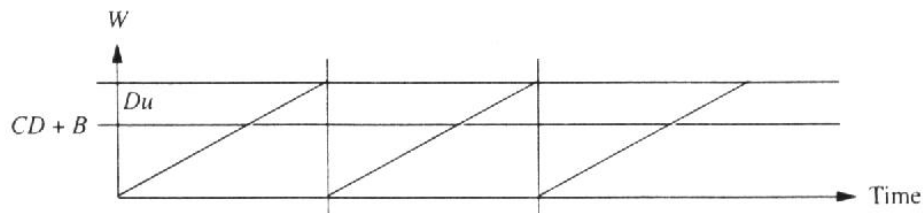
–Απώλεια πακ όταν : Time-out η με την 3η επανάληψη επιβ με ίδιο SN

Περίπτωση μίας σύνδεσης :

–Αλγόριθμος (αφελής):

–Αύξησε W κατά u (μονάδες/sec εάν δεν υπάρχουν απώλειες

– $W=1$ όταν υπάρχουν απώλειες



–Μέσο παράθυρο

περίπου ίσο με $(CD+B+Du)/2$

$W=CD+B \rightarrow$ απώλεια

$W=CD+B+Du$ όταν γίνει

γνωστό στην πηγή

–Σημαντικές απώλειες /

επαναμεταδόσεις

Μηχανισμός απωλειών / παραθύρου (2)

- Επιλογή του ρυθμού u :

- $W \rightarrow W+1/W$ όταν ληφθεί μία επιβ

- Σε χρόνο D (RTT) λαμβάνονται περίπου W επιβ \implies

$\implies W$ αυξάνεται κατά 1 πακ σε χρόνο D

$\implies W$ αυξάνεται γραμμικά με ρυθμό $u = 1/D$ (εξάρτηση από το D)

Βελτίωση A (slow start with congestion avoidance):

- Μετά από απώλεια (όταν $W=W_c$):

- $W=1$ (\implies slow start)

- Μεγάλη αύξηση του W στην αρχή, μέχρι $W=W_c/2$:

αύξηση κατά 1 για κάθε επιβ \implies κατά W σε χρόνο $D \implies$

$\implies W$ διπλασιάζεται κάθε $D \implies$ αυξάνεται εκθετικά : $W(t) \sim 2^{t/D}$

- μικρή (γραμμική) αύξηση του W στη συνέχεια (\implies congestion avoidance)

Μηχανισμός απωλειών / παραθύρου (3)

Βελτίωση B (fast retransmit):

[TCP: επιβ --> SN του byte που περιμένει ο δέκτης

Μετά από απώλεια πακ η πηγή λαμβάνει επιβεβαιώσεις με τον ίδιο SN]

–Με την τρίτη επανάληψη επιβ με ίδιο SN, η πηγή στέλνει το πακέτο

(όχι αναμονή μέχρι time-out αλλά με την άφιξη της τρίτης επιβ ==> fast retransmit)

ΚΑΙ

υποδιπλασιάζει το παράθυρο W_c (πολλαπλασιαστική μείωση (κατά 50%))

δηλ

$$W = W_c / 2$$

Μηχανισμός απωλειών / παραθύρου (4)

Βελτίωση Γ (fast recovery):

Στόχος ο καλύτερος έλεγχος του backlog (περίπου σε επίπεδο $W_c/2$)

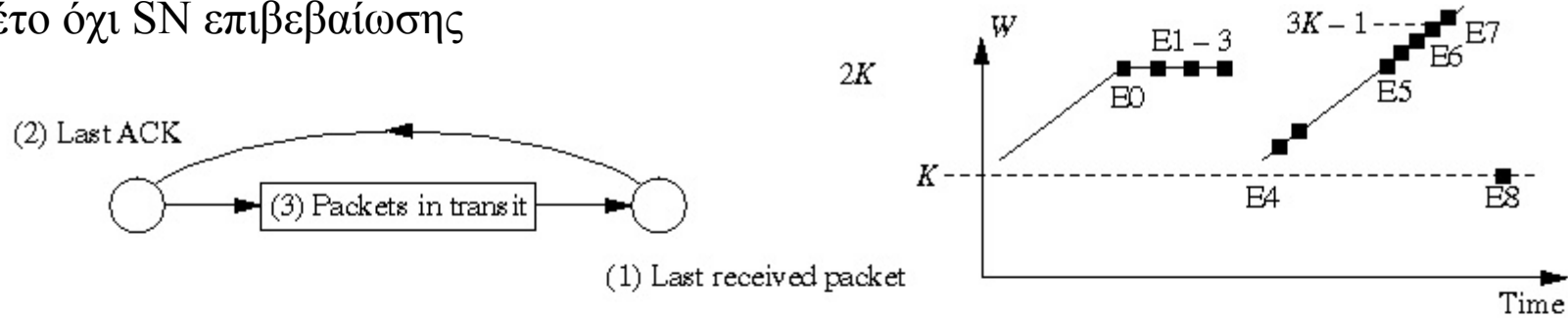
- Με την τρίτη επιβ με ίδιο SN (πχ $L+1$), η πηγή στέλνει το χαμένο πακέτο (L) και αλλάζει το W_c σε $W = W_c / 2 + 3$
- Για κάθε λαμβανόμενη επιβ : $W = W + 1$
- Όταν $W=W_c + 1$ αποστέλλεται το επόμενο πακ (\implies fast recovery)
- Όταν το πακ L ληφθεί σωστά, $W = W_c / 2$ (\implies fast recovery)
- μικρή (γραμμική) αύξηση του W στη συνέχεια (\implies congestion avoidance)

Tahoe : slow start + congestion avoidance

Reno : fast retransmission + fast recovery + congestion avoidance

Μηχανισμός απωλειών / παραθύρου (5)

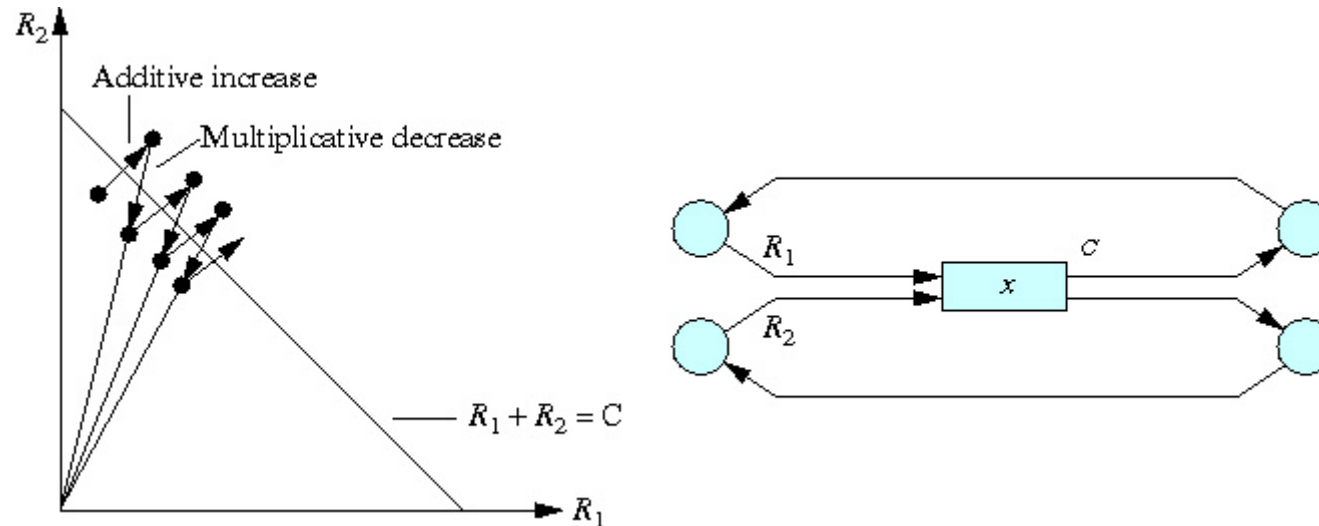
(2) --> Τελευταίο επιβεβαιωμένο
πακέτο όχι SN επιβεβαίωσης



(2)	(3) <i>Packets in Transit</i>	(1)	W	Event
$L - 1$	$L + 2K - 1, \dots, L + 3, L + 2, L + 1, L$	$L - 1$	$2K$	[E0] L was lost
$L - 1$	$L + 2K - 1, \dots, L + 3, L + 2$	$L + 1$	$2K$	[E1] 1st dup ACK: Don't change W
$L - 1$	$L + 2K - 1, \dots, L + 3$	$L + 2$	$2K$	[E2] 2nd dup ACK: Don't change W
$L - 1$	$L, L + 2K - 1, \dots, L + 4$	$L + 3$	$K + 3$	[E3] 3rd dup ACK: Retransmit L, reset W
$L - 1$	$L, L + 2K - 1, \dots, L + 5$	$L + 4$	$K + 4$	[E4] W + 1 for each ACK (even dup)
.	Continue
$L - 1$	$L + 2K, L, L + 2K - 1, \dots, L + K$	$L + K - 1$	$2K + 1$	[E5] W large enough => send new packet
$L - 1$	$L + 2K + 1, L, L + 2K - 1, \dots, L + K + 1$	$L + K$	$2K + 2$	Continue increasing W, sending new packets
.	
$L - 1$	$L + 3K - 2, \dots, L$	$L + 2K - 1$	$3K - 1$	[E6] Continue
$L + 2K - 1$	$L + 3K - 1, \dots, L + 2K$	L	$3K$	[E7] End of fast recovery
$L + 2K$	$L + 3K, \dots, L + 2K + 1$	$L + 2K$	K	[E8] Reset W = K and resume congestion avoidance

Προσθετική αύξηση - Πολλαπλασιαστική μείωση του ρυθμού μετάδοσης (additive increase - multiplicative decrease)

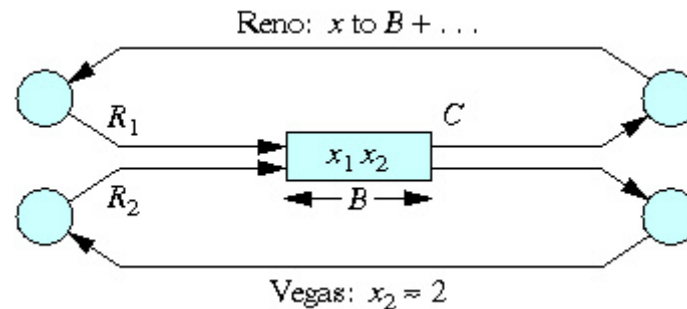
–Επιτυγχάνει δίκαιη κατανομή πόρων σε πολλαπλές πηγές (θεωρούμε 2 στο σχήμα)



- Όταν δεν υπάρχει συμφόρηση, ο ρυθμός αύξησης του W (\rightarrow ρυθμού) εξαρτάται από το D (RTT) \implies δεν επιτυγχάνεται σύγκλιση σε δίκαια κατανομή
- RED (Random Early Drop) : Τυχαία απόρριψη πακ από τους δρομολογητές όταν επέρχεται συμφόρηση ώστε να ενημερωθούν «όλες» οι πηγές και όχι μόνο όποιες τύχαινε να χάσουν πακέτα από υπερχείλιση

Μη συμβατότητα των εκδόσεων Vegas και Reno

- Vegas συγκλίνει σε δίκαια κατανομή ρυθμών
- Σύγκριση ρυθμών και backlog πηγής με Vegas και πηγής με Reno



- X_{Reno} μεγαλώνει μέχρι υπερχείλιση , $X_{\text{Vegas}} = 2 \implies$
Reno πηγή επιτυγχάνει μεγαλύτερους ρυθμούς