

# Τρίτη Σειρά Ασκήσεων

## ΑΣΚΗΣΗ 1

- Ένα πακέτο ανώτερου επιπέδου τεμαχίζεται σε 10 πλαίσια, κάθε ένα από τα οποία έχει πιθανότητα 80 τοις εκατό να φτάσει χωρίς σφάλμα.
  - Αν το πρωτόκολλο συνδέσου μετάδοσης δεδομένων δεν υλοποιεί έλεγχο σφαλμάτων, πόσες φορές πρέπει να σταλεί κατά μέσο όρο το μήνυμα ώστε να περάσει ολόκληρο;

## ΑΣΚΗΣΗ 1 – ΛΥΣΗ

- Κάθε πλαίσιο έχει 0,8 πιθανότητα να φτάσει σωστό στον προορισμό του. Για να φτάσουν και τα 10 πλαίσια σωστά στο προορισμό τους η πιθανότητα είναι  $0,8^{10}$ , που είναι περίπου 0,107. Ονομάζουμε αυτήν την τιμή  $p$ .
- Οι αναμενόμενες μεταδόσεις για να φτάσει ένα μήνυμα ολόκληρο είναι:

$$E = \sum_{i=1}^{\infty} ip(1-p)^{i-1} = p \sum_{i=1}^{\infty} i(1-p)^{i-1}$$

- Για να απλοποιήσουμε την παραπάνω σχέση χρησιμοποιούμε το γνωστό τύπο της Γεωμετρικής προόδου,  $S = \sum_{i=1}^{\infty} a^i = 1/(1-a)$

Στη συνέχεια παραγωγίζουμε κατά μέλη ως προς  $a$ ,

$$S' = \sum_{i=1}^{\infty} ia^{i-1} = 1/(1-a)^2$$

- Και στη σχέση που προκύπτει αντικαθιστούμε όπου  $a = 1-p$ , και έχουμε  $E = 1/p = 1/0,107 \approx 9,3$ . Άρα χρειάζονται 9,3 μεταδόσεις κατά μέσο όρο.

## ΑΣΚΗΣΗ 2

Η ακόλουθη κωδικοποίηση χαρακτήρων χρησιμοποιείται σε ένα πρωτόκολλο συνδέσου μετάδοσης δεδομένων:

A:01000111 , B:11100011 , FLAG: 01111110 , ESC:11100000

Δείξτε την ακολουθία bit που μεταδίδεται (σε δυαδική μορφή) για το πλαίσιο τεσσάρων χαρακτήρων: **A,B,ESC,FLAG** όταν χρησιμοποιείται κάθε μία από τις ακόλουθες μεθόδους πλαισίωσης:

(α) Μετρητής byte.

(β) Byte σημαίας και συμπλήρωση byte.

(γ) Αρχικό και τελικό byte σημαίας και συμπλήρωση bit.

## ΑΣΚΗΣΗ 2 – ΛΥΣΗ

- Όταν χρησιμοποιούμε τη μέθοδο πλαισίωσης με μετρητή byte έχουμε,
  - Έναν μετρητή στην αρχή που δείχνει πόσοι χαρακτήρες (bytes) θα μεταδοθούν. Στην περίπτωση μας έχουμε 4 χαρακτήρες (4 bytes) προς μετάδοση, οπότε η ακολουθία είναι:
    - **00000100(4)** 01000111(A) 11100011(B) 11100000(ESC) 01111110(FLAG)
- Με τη μέθοδο byte σημαίας και συμπλήρωσης byte έχουμε:
  - Ένα byte σημαίας (FLAG ή flag byte) στην αρχή και το τέλος του πλαισίου
  - Και ένα ειδικό byte διαφυγής (ESC ή esc byte) πριν από δεδομένα που έχουν την ίδια ακολουθία bit με το byte διαφυγής ή το byte σημαίας. Έτσι μπορεί να γίνει η διάκριση μεταξύ ενός byte σημαίας ή διαφυγής, από ένα ίδιο byte που βρίσκεται στα δεδομένα.
    - **01111110(FLAG)** 01000111(A) 11100011(B) **11100000(ESC)** 11100000(ESC) **11100000(ESC)** 01111110(FLAG) **01111110(FLAG)**
- Με τη μέθοδο συμπλήρωσης με αρχικά και τελικά byte σημαίας και συμπλήρωση bit,
  - Γίνεται το ίδιο ακριβώς όπως προηγουμένως μόνο που εδώ προστίθεται ένα bit 0 μέσα σε μία ακολουθία από άσους, μέσα στα δεδομένα. Έτσι κάνουμε τον διαχωρισμό των byte των δεδομένων από τα byte σημαίας και διαφυγής.
    - **01111110(FLAG)** 01000111(A) **110100011(B)** 111000000(ESC) 011111010(FLAG) **01111110(FLAG)**

## ΑΣΚΗΣΗ 3

- Η απόσταση από τη Γη μέχρι ένα μακρινό πλανήτη είναι περίπου  $9 \times 10^{10}$  m.
- Ποια είναι η αξιοποίηση καναλιού αν χρησιμοποιήσουμε το πρωτόκολλο παύσης και αναμονής (stop-and-wait) για τη μετάδοση πλαισίων σε ένα σύνδεσμο από σημείο σε σημείο στα 64 Mbps;
- Υποθέστε ότι δεν υπάρχουν σφάλματα, ότι το μέγεθος πλαισίου είναι 32 KB και ότι η ταχύτητα του φωτός είναι  $3 \times 10^8$  m/sec.

## ΑΣΚΗΣΗ 3 – ΛΥΣΗ

- Στο πρωτόκολλο stop-and-wait ο αποστολέας στέλνει ένα πλαίσιο και περιμένει πριν προχωρήσει σε μετάδοση ένα πακέτο επιβεβαίωσης.
- Δεδομένου ότι υπάρχουν σφάλματα, η αξιοποίηση του καναλιού (απόδοση) του stop-and-wait είναι:

$$A = \frac{t_f}{(t_f + t_{ack})} = \frac{1}{\left(1 + \left(\frac{t_{ack}}{t_f}\right)\right)}$$

Όπου:

$$t_f = (32 \times 8) \text{ Kbits} / 64 \text{ Mbps} = 4 \times 10^{-3} \text{ sec}$$

$$t_{ack} = 2 t_{prop} = 2 \left[ \frac{(9 \times 10^{10})}{(3 \times 10^8)} \right] = 600 \text{ sec}$$

$$\text{Άρα: } A = 6,67 \times 10^{-6} = 6,67 \times 10^{-4} \%$$

## ΑΣΚΗΣΗ 4

- Στο προηγούμενο πρόβλημα, υποθέστε ότι χρησιμοποιείται ένα πρωτόκολλο κυλιόμενου παραθύρου Go-Back-N με παράθυρο μεταδότη  $w$ .
- Για ποιο μέγεθος παραθύρου μεταδότη θα ήταν ίση με 100% η εκμετάλλευση του συνδέσμου;
- Μπορείτε να πραβλέψετε το χρόνο επεξεργασίας του πρωτοκόλλου στον αποστολέα και τον παραλήπτη.

## ΑΣΚΗΣΗ 4 – ΛΥΣΗ

- Για ένα παράθυρο αποστολής  $w$ , η αξιοποίηση δίνεται από τον τύπο:

$$A = \frac{w t_f}{(t_f + t_{ack})} = \frac{w}{\left(1 + \left(\frac{t_{ack}}{t_f}\right)\right)}$$

- Για να έχουμε εκμετάλλευση του καναλιού 100 % πρέπει:

$$\frac{w}{\left(1 + \left(\frac{t_{ack}}{t_f}\right)\right)} = 1 \rightarrow w = 150001$$


## ΑΣΚΗΣΗ 7

- Υπολογίστε το ποσοστό του εύρους ζώνης που σπαταλιέται σε επιβαρύνσεις (κεφαλίδες και αναμεταδόσεις) από το πρωτόκολλο selective repeat σε ένα βαριά φορτωμένο δορυφορικό κανάλι 50 kbps με πλαίσια δεδομένων που αποτελούνται από 40 bit κεφαλίδας και 3960 bit δεδομένων.
- Υποθέστε ότι ο χρόνος διάδοσης του σήματος από τη γη ως το δορυφόρο είναι 270 msec . Δε χρησιμοποιούνται πλαίσια επιβιβέωσης. Τα πλαίσια αρνητικής επιβεβαίωσης (nack) έχουν μέγεθος 40 bits. Ο ρυθμός σφαλμάτων για τα πλαίσια δεδομένων είναι 1% ενώ ο ρυθμός σφαλμάτων για τα πλαίσια αρνητικής επιβεβαίωσης είναι αμελητέος και τα παράθυρα μεταδότη και αποδέκτη μεγάλα.

## ΑΣΚΗΣΗ 7 – ΛΥΣΗ

- $p=0,01$

Κάθε πλαίσιο δεδομένων

- (  ) αναμεταδίδεται:  
$$\frac{p}{(1-p)} = 0,01 \text{ φορές}$$

- Χρόνος μετάδοσης δεδομένων πλαισίου :  
 $t_d = 3960 \text{ bits} / 50 \text{ kbps} = 79,2 \text{ msec}$

ΕΠΙΒΑΡΥΝΣΕΙΣ:

- Χρόνος μετάδοσης header πλαισίου  
 $t_h = 40 \text{ bits} / 50 \text{ kbps} = \mathbf{0,8 \text{ msec}}$

- Χρόνος μετάδοσης των εσφαλμένων πλαισίων:

$$\left(\frac{p}{(1-p)}\right) \times (t_f + t_h) = 0,01 \times 80 \text{ msec} = \mathbf{0,8 \text{ msec}}$$

- Χρόνος μετάδοσης των nack:

$$t_d = \left(\frac{p}{(1-p)}\right) \times t_{tr.nack} = 0,01 \times \left(40 \text{ bits} / 50 \text{ kbps}\right) = \mathbf{0,008 \text{ msec}}$$

Άρα σε επιβαρύνσεις χάνονται  $0,8 + 0,8 + 0,008 = \mathbf{1,608 \text{ msec}}$

Ή  $1,608 / (79,2 + 1,608) = \mathbf{1,99\%}$  του συνολικού bandwidth

## ΑΣΚΗΣΗ 8

- Θεωρήστε ένα δορυφορικό κανάλι των 64 kbps χωρίς σφάλματα που χρησιμοποιείται για αποστολή πλαισίων δεδομένων των 512 byte σε μια κατεύθυνση, με πολύ μικρές επιβεβαιώσεις να επιστρέφουν στην αντίστροφη κατεύθυνση.
- Ποια είναι η μέγιστη διεκπεραιωτική ικανότητα (throughput) του καναλιού για μεγέθη παραθύρου 1,7,15 και 127; Ο χρόνος διάδοσης ανάμεσα στη γη και το δορυφόρο είναι 270 msec.

## ΑΣΚΗΣΗ 8 –ΛΥΣΗ

- Η μετάδοση ξεκινάει τη χρονική στιγμή  $t=0$ . Για να ολοκληρωθεί η αποστολή των 512 bytes = 4096 bits χρειάζεται χρόνος  $t=4096/64 * 10^3 \rightarrow t=64 \text{ msec}$ . Το τελευταίο bit του πλαισίου φτάνει



στο δορυφόρο τη στιγμή  $t=64+270 = 334$  msec. Έπειτα στέλνεται από το δορυφόρο ένα πολύ μικρό μήνυμα επιβεβαίωσης το οποίο φτάνει στη γη τη χρονική στιγμή  $t=334 + 270 = 604$  msec

- Όταν έχουμε μέγεθος παραθύρου 1 πλαίσιο, τότε στέλνονται 4096 bit στα 604 msec δηλαδή έχουμε διεκπεραιωτική ικανότητα **6781 bps**.
- Όταν το μέγεθος του παραθύρου είναι 7 πλαίσια, στέλνονται  $7*4096 = 28672$  msec. Ο αποστολέας σταματάει τη μετάδοση από χρόνο  $28672/64000 = 448$  Το πρώτο ACK από την μετάδοση του πρώτου πλαισίου (4096 bits) φτάνει στη γη τη στιγμή 604 msec και έτσι ο αποστολέας μπορεί να ξαναρχίσει τη μετάδοση. Οπότε η διεκπεραιωτική ικανότητα είναι 28672 bits σε 604 msec δηλ. **47470.2 bps**
- Στην περίπτωση που το μέγεθος παραθύρου είναι μεγαλύτερο των 10 πλαισίων παρατηρούμε ότι ο αποστολέας στέλνει συνεχώς διότι όταν φτάσει το ACK του πρώτου πλαισίου (1<sup>η</sup> στιγμή  $t=604$  msec) το παράθυρο δεν έχει ακόμα εξαντληθεί (διότι τα 10 πλαίσια  $10*4096 = 40960$  bits, χρειάζονται  $40960/64000 = 640$  msec για να μεταδοθούν). Άρα, έχουμε μία συνεχή μετάδοση.
- Στις περιπτώσεις που το παράθυρο είναι μεγαλύτερο του 10 όπως και στο παράδειγμα μας 15 και 127, η διεκπεραιωτική ικανότητα είναι **64 Kbps**. Δηλαδή η μέγιστη που μπορεί να προσφέρει το κανάλι.

# AGNIGAS

① 5 routers προορίζονται να συνδεθούν μέσω δικτύου με  
πλήρες point-to-point. Ανάμεσα σε κάθε ζεύγος  
routers, ο εξοπλισμός ληφθεί να ρυθμιστεί  
1 γραμμή κεντρικής ταχύτητας ή κεντρικής ταχύτητας  
ή κεντρικής ταχύτητας ή κεντρικής γραμμής

Εάν απαιτείται υπολογισμός χρόνου 100 msec για  
την εγκατάσταση και ενδυνάμυνση ενός κάθε ρυθμιστικού  
πρόσθετος χρόνος θα χρειαζόταν για την ενδυνάμυνση όλων  
των δυνατών ρυθμιστικών

Ενώ 10 γραμμές (Συνολικά  $4+3+2+1$ ) point-to-point  
≠ γραμμή ενώ 4 δυνατά απλά  
αποτελεί πιθανών συνδέσεων =  $4^10$

$$\text{Total} = 4^{10} \cdot 100 \cdot 10^{-3} \text{ sec} = 29 \text{ ώρες}$$

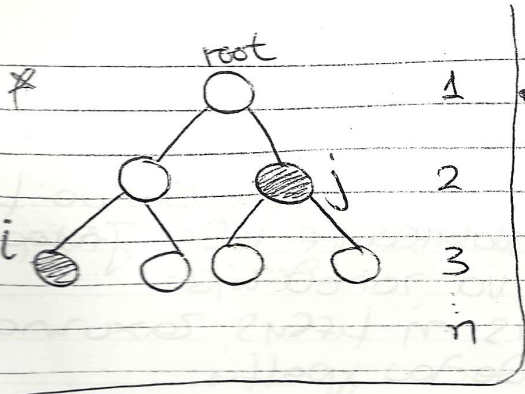
(# router = συσκευή που εφευρέθηκε το κάθε ραδιόφωνο  
το οποίο θα βρεθεί και ανακατασκευαστεί με τον χρόνο θα το  
επιτελεσθεί στον χρόνο του προοριστού)

5x2

② Μια ομάδα  $2^{n-1}$  routers συνδέονται μεταξύ τους σε  
ένα διαδίκτυο όπου με 1 router / κόμβο. Ο router  $i$   
συνδέεται με τον  $j$  σταθμό με ένα link που είναι το  
όσο και τον  $k$  ή τον  $l$  σταθμό με ένα link που  
είναι ένα router  $j$ .

Κατασκευάζει μια προεπιλεγμένη εγγραφή για τον  
λίγο αριθμό πληροφοριών / link υποδείχνοντας ότι το  $n > 20$   
και ότι όλα τα ζεύγη routers έχουν την ίδια  
υπόσταση εμβάσεων.





• Επείδη το  $n \rightarrow \infty$  οταν συμπαινω  
 50% φυλλα :  $n$  minutes  
 25% φυλλα - 1 :  $n-1$  "  
 12,5% φυλλα - 2 :  $n-2$  "

• Αρα το φυλλο επειδη κανη  $n-1$  hops για να φτασω  
 6τα φυλλα,  $n-2$  hops για να φτασω 6τα  $n-1$  minutes

→ το 50% εστιη  $n-1$  hops } το hops στο root ληπει ληξ  
 25% "  $n-2$  " }  $\Rightarrow 0,5(n-1) + 0,25(n-2) \dots =$   
 12,5% "  $n-3$  " }  $n-2$  hops

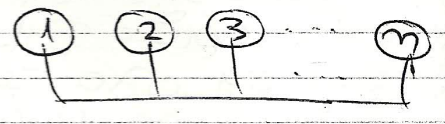
Αλλα επειδη το φυλλο παρη στο  $n-1$  ηδη παρη ειναι  
 data απευθως στο  $n-1$  ειναι

$$\text{hops} = 2(n-2)$$

3  
 3) Το λεγονται εως broadcast ειναι ειναι το  
 bandwidth που χανεται λογω του οτι ποσοι εστια (host)  
 προσπαθουν να εχω ταυτοχρονη προσβαση στο καναλι  
 ειναι οτι ο χρονος διαχυσης εε slots, λε καθευαν  
 ανε τους  $n$  hosts να προσπαθουν να χυειτορουνε  
 το καναλι λε ηδυνασμα  $P$  εε καθε slot.  
 Να υπολογιστουν το ποσο εως slots που χανεται  
 λογω συγκρουσης (collisions)

3 3 ηδυνα εδικοηαυδ:

- a) Να ληξ ηεβοδωθ κανηε host
- b) Να ληεβοδωθ ληρο 1 host
- c) " " ηεβοβοηηον στο 1 → collision





• πιθανότητα να ληφθεί επιτυχώς κάποια στάση

$$P_{idle} = (1-p)^n$$

• πιθανότητα να επιτύχει λίγο 1 host (επιτυχώς ληφθεί)  
= πιθανότητα να ληφθεί επιτυχώς οι n-1 και να επιτύχει ο n

$$P_{succ} = p \cdot n(1-p)^{n-1}$$

$$\text{Αρα: } P_{col} = 1 - P_{idle} - P_{succ} \Rightarrow P_{col} = 1 - (1-p)^n - pn(1-p)^{n-1}$$

λεξ  $k \times k \times 4$

④ ΣΥΜΠΕΡΙΕΡΕ ΤΩΝ ΚΑΘΥΣΤΡΟΥΣ ΑΝΑΛΗΦΑ ΕΝΩ ΑΡΧΙΖΕΙ  
ΝΟΣ ΛΗΨΗΣ ΤΩΝ  $x$  bits ΛΕΓΩ ΝΟΣ ΛΟΝΟΝΑΙΑ ΤΩΝ  
(K) hops ΓΙΑ ΔΙΚΤΩ ΛΕΥΚΟΥΣ ΚΥΚΛΩΝΟΣ ΚΑΙ ΕΓ  
ΕΝΑ ΕΠΙΧΕΙΡΙΣ ΚΑΠΡΩΠΗΝΟ ΔΙΚΤΩ ΛΕΥΚΟΥΣ ΝΑΚΕΤΩΝ

Ο ΧΡΑΝΟΣ ΕΠΙΧΕΙΡΙΣΗΣ (ΕΠΙΧΕΙΡΙΣΗΣ) ΚΥΚΛΩΝΟΣ ΕΙΝΑΙ

⑤ sec. Η ΚΑΘΥΣΤΡΟΥΣ ΔΙΑΔΟΣΗΣ ΕΙΝΑΙ  $d$  sec/hop.

ΤΟ ΛΕΥΚΟΣ ΤΩ ΝΑΚΕΤΩ ΕΙΝΑΙ  $p$  bits ΚΑΙ Ο ΡΥΘΜΟΣ  
ΛΕΥΚΟΥΣ ΔΕΔΟΣΕΩΝ ΕΙΝΑΙ  $b$  bps.

ΚΑΙΩ ΑΝΟ ΝΑΕΣ ΑΥΤΗΣ ΕΧΕ ΤΟ ΔΙΚΤΩ ΛΕΥΚΟΥΣ  
ΝΑΚΕΤΩ < ΚΑΘΥΣΤΡΟΥΣ ΑΝΟ ΤΟ ΛΕΥΚΟΥΣ ΚΥΚΛΩΝΟΣ?

- ΧΡΑΝΟΣ ΛΕΥΚΟΥΣ: ΧΡΑΝΟΣ ΓΙΑ ΝΑ ΒΓΕΙΩ ΤΑ ΔΕΔΩΝΑ  
ΕΓΩ ΑΝΟ ΤΩ ΛΕΥΚΟΥΣ ( $\approx$  ογκο bits + ρυθμο ληφθεί)

- ΧΡΑΝΟΣ ΔΙΑΔΟΣΗΣ: ΧΡΑΝΟΣ ΓΙΑ ΝΑ ΤΟΠΟΘΕΤΩΝ ΟΤΑ  
ΤΑ bits ΚΑΙ ΝΑ ΠΡΕΒΑΝ ΓΡΩΝΟΔΩΝ ( $\approx$  αναδωδω + τω δωδω)

▷ ΜΕΛΕΤΩΝ ΚΥΚΛΩΝΟΣ ( $k \cdot d =$  καθυστέρηση διαδοσης)

ΧΡΑΝΟΣ ΛΕΥΚΟΥΣ ΝΑΚΕΤΩ = ΧΡ. ΛΕΥΚΟΥΣ + ΧΡ. ΔΙΑΔΟΣΗΣ

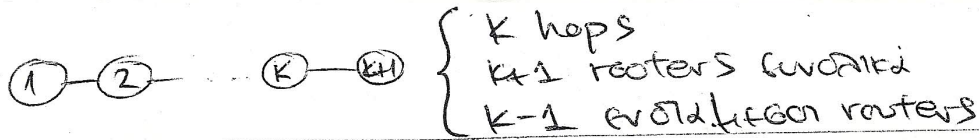
ΓΙΑ:  $t = s$  sec : setup OK (επιχειρίση)

$t = s + \frac{x}{d}$  : last bit sent (σαν το τελευταίο bit  
βγανη στο τω ληφθεί)

$$t = s + \frac{x}{d} + k \cdot d \quad \text{arrival of the last bit}$$

(ρετρη να τω και  $k$  hops  $\times d$  sec)





▷ Μεταγωγή Πακέτων

Για να έχω  $k$  hops  $\rightarrow k+1$  routers

- χρόνος για να μεταδώσω  $x$  bits:  $t = \frac{x}{b}$
- καθυστέρηση διαόδου  $t = kd$
- καθυστέρηση λόγω ανακωδικοποίησης στους ενδιάμεσους κόμβους (επιπλέον το τελευταίο πακέτο στο τελευταίο κόμβο)  $t = \frac{(k-1)p}{b}$  από

$$t = \frac{x}{b} + \frac{(k-1)p}{b} + kd$$

Τελικά:  $S + \frac{x}{b} + kd < \frac{x}{b} + kd + \frac{(k-1)p}{b}$

$$\Rightarrow \frac{(k-1)p}{b} > S$$

5) Έχω  $x$  bits με το δίκτυο σε ένα δίκτυο με  $k$  hops ως μια σειρά πακέτων καθ' ύλην από τα οποία περιέχει  $p$  bits data και  $h$  bits header οπου  $x \geq p+h$ . Ο κόμβος μεταδίδει  $b$  bps και η καθυστέρηση διαόδου αμελητέα. Για μια τιμή  $\geq p$  ελαχιστοποιείται η συνολική καθυστέρηση;

• αριθμός πακέτων:  $\frac{x}{p}$

• συνολική ποσότητα δεδομένων να σταθεί  $\frac{x}{p} (p+h)$

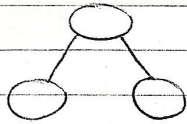
• χρόνος μεταδόσεως  $\frac{x}{p} (p+h) \cdot \frac{1}{b}$

• χρόνος για ανακωδικοποίηση:  $\frac{(k-1)(p+h)}{b}$

• Συνολική καθυστέρηση  $t = \frac{x}{p \cdot b} (p+h) + \frac{(k-1)(p+h)}{b} \rightarrow$

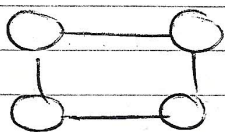
6  
 α) Τοπολογία για δίκτυα ευρείας κλίμακας (WAN)

α) Τοπολογία αστεράς δίκτυα: όταν οι κόμβοι κεντρικά του δικτύου είναι  $\neq$  κεντρικά.  $\bigcirc$ : router



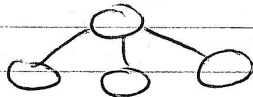
- ⊖ Βλάβη βίαιου router  $\Rightarrow$  καταρρέει ολόκληρο το δίκτυο
- ⊖ Για επάρκειση χωρητικότητας  $\Rightarrow$  κατασκευάζονται +1 κόμβοι  $\rightarrow$  αυξάνεται η απόδοση

β) Τοπολογία δακτύλιου



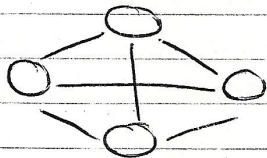
- ⊕ Ευελιξία: δυνατότητα επαναρρύθμισης
- ⊖ Όχι κατάλληλο  $\Rightarrow$  κόστος +1 κόμβοι

γ) Τοπολογία αστεράς



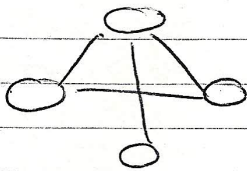
- ⊕ Ευελιξία επαναρρύθμισης
- ⊖ Απλά κόπιας οπτικά ή αν βλάβη  $\Rightarrow$  καταρρέει ολόκληρο το δίκτυο

δ) Δίκτυο πλήρους συνδεσιμότητας



- ⊕ Μόνο 1 κόμβος ανά κ ή αν βλάβη
- ⊖ Μεγάλο κόστος συνδεσιμότητας, συντήρησης, αν επάρκειση στ. λειτουργίας δίκτυο

ε) Μερικώς συνδεσιμότητα



$$f'(p) = 0 \Rightarrow \frac{px}{pb} + \frac{hx}{pb} + \frac{kp}{b} - \frac{p}{b} + \frac{h(k-1)}{b} = 0 \Rightarrow$$

$$0 - \frac{1}{p^2} \frac{hx}{b} + \frac{k}{b} - \frac{1}{b} + 0 = \left(\frac{k-1}{b}\right) - \frac{hx}{p^2 b} = 0 \Rightarrow p^2(k-1) - hx = 0 \Rightarrow p^2 = \frac{hx}{k-1}$$

$$\Rightarrow p = \sqrt{\frac{hx}{k-1}}$$



\* 7

7) 3 διαφορετικές τεχνολογίες κωδικοποίησης με  $N$  κελφούς. Το 1ο έχει τεχνολογία απλής κωδικοποίησης. Το 2ο είναι ένας απλός δωτικός και το 3ο πλήρης επιπέδου κωδικοποίησης από κάθε κελφό σε όλους τους άλλους. Πώς να κωδικοποιήσουμε, πώς, χρονοδιαγράμματα σε κελφούς?

*να σημειωθεί: εφάρμοζονται αν είναι single ή double sided*

	<u>απλής</u>	<u>δωτικός</u>	<u>πλήρης</u>
best	2	1	1
avg	2	$N/4 = 1$	1
worst	2	$N/2 = 2$	1

... back to basics: τυπικές επιπλοκές

1) Nyquist: κωδικοποίηση δωτικός

$$MDR = 2H \log_2 V \quad (C = 2W \log_2 M)$$

← max data rate

\* αν κάθε σύμβολο αντιστοιχεί στο 2 bits  $\Rightarrow V = 2^2 = 4$   
 3  $\Rightarrow V = 2^3 = 8$

Shannon: κωδικοποίηση

$$MDR = H \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right)$$

\* αν κωδικοποίησης 20 dB  
 $10 \log_{10} \frac{S}{N} = 20 \Rightarrow \log_{10} \frac{S}{N} = 2 \Rightarrow \frac{S}{N} = 10^2 \Rightarrow \frac{S}{N} = 100$

1) κωδικοποίησης σύμβολα σε δωτικό 4 kHz κωδικοποίησης κωδικοποίησης 1 μsec. MDR? κωδικοποίησης κωδικοποίησης = 16 bit  $\rightarrow 2^{16}$  κωδικοποίησης

$$MDR = 8000 \cdot 16 = 128000 \text{ bps} \Rightarrow MDR = 128 \text{ kbps}$$

$$MDR = 2H \log_2 V = 2 \cdot 4000 \cdot \log_2 2^{16} = 2 \cdot 4000 \cdot 16 \log_2 2 = 128 \text{ kbps}$$



2) A μεταφορική διαδρομή έχει εύρος φωνής 6 MHz  
 Ποσα Gbps αν χρησιμοποιούνται 4 grades χωρίς depth?

$$\left. \begin{array}{l} H = 6 \cdot 10^6 \text{ Hz} \\ V = 4 \end{array} \right\} \text{MDR} = 2 \cdot 6 \cdot 10^6 \cdot \log_2 2^2 \Rightarrow \text{MDR} = 24 \text{ Mbps}$$

3) <sup>10</sup> Ποιος SNR απαιτείται για να λειτουργήσει ένας πομπός T1 μέσω γραμμής 50 kHz (T1 = 1.544 · 10<sup>6</sup> Gbps)

$$\text{MDR} = H \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right) \Rightarrow 1.544 \cdot 10^6 = 50 \cdot 10^3 \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right)$$

$$\Rightarrow \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right) = \dots \Rightarrow \frac{S}{N} = 2^{30} - 1 \Rightarrow \frac{S}{N} = 93 \text{ dB}$$

$$\text{SNR} = 10 \cdot \log_{10} \frac{S}{N} = 10 \cdot \log_{10} 2^{30} = 90,3 \text{ dB}$$

κx 11  $\Rightarrow \log_2 2 = 1$

4) Έαν ένα διαδίκτυο είναι επιφανειακή λειτουργία διαδρομής 3 kHz με SNR = 20 dB. Ποιος ο MDR?

$$\text{Given } 20 \text{ dB} = 10 \log_{10} \frac{S}{N} \Rightarrow \log_{10} \frac{S}{N} = 2 \Rightarrow \left( \frac{S}{N} = 100 \right)$$

$$\text{Nyquist: } \text{MDR} = 2H \log_2 V = 19,5 \text{ kbps} \left. \begin{array}{l} \text{min!} \\ \Rightarrow \end{array} \right\} 6 \text{ kbps.}$$

$$\text{Shannon: } \text{MDR} = H \log_2 \left( 1 + \frac{S}{N} \right) = 6 \text{ kbps}$$

12

5) Ένα μήνυμα κωδικοποιείται για 4 kHz χωρίς depth, με κωδικοποίηση και αποκωδικοποίηση 125 μsec.

Ποσα Gbps κωδικοποιούνται πραγματικά & για ποιο λόγο απαιτείται κωδικοποίηση?

- α) PCM 4 bit εξωτερικής κωδικοποίησης
- β) ΔΕΤΑ 16 = ±8

$$\text{Αν } H = 4 \text{ kHz } V = 128 \text{ grades } \Rightarrow \log_2 128 = 7 \text{ bit/sample}$$



a) PCM: εφεξής κ. εφ'Ανω λείπει η διαφορά bit  
 η αναπαράσταση γίνεται  $\pm 16 \Rightarrow 32$  κωδικοί  $\Rightarrow 56$  bits  
 $= 2^5 \rightarrow$

$$125 \text{ } \mu\text{sec} \Rightarrow 8000 \text{ samples/sec} \cdot 4 \text{ bit} = 32 \text{ kbps}$$

β) Δεδο: η λείπει διαφορά να είναι  $\pm 1 \Rightarrow 2$  κωδικοί  
 $\Rightarrow 1$  bit

$$125 \text{ } \mu\text{sec} \Rightarrow 8000 \text{ samples/sec} \cdot 1 \text{ bit} = 8 \text{ kbps}$$

... back to... physics

13

① Οι παθολογικές κρούσεις αποτελούν καθύστερα στον  
 η διακέρπος με κρούας 16000 bit 70  $\mu\text{K}$  A.  
 Συνδύς οι διακέρποι των κρούών είναι 1cm-S η  
 Ποια περίοδος συχνοτήτων καλύπτει;

$$\begin{aligned} c = \lambda f : \lambda = 1 \text{ cm} : f &= \frac{3 \cdot 10^8}{1 \cdot 10^{-2}} = 30 \text{ GHz} \\ \lambda = 5 \text{ m} : f &= \frac{3 \cdot 10^8}{5} = 60 \text{ MHz} \end{aligned} \left. \vphantom{\begin{aligned} c = \lambda f : \lambda = 1 \text{ cm} : f &= \frac{3 \cdot 10^8}{1 \cdot 10^{-2}} = 30 \text{ GHz} \\ \lambda = 5 \text{ m} : f &= \frac{3 \cdot 10^8}{5} = 60 \text{ MHz} \end{aligned}} \right\} 60 \text{ MHz} - 30 \text{ GHz}$$

14

② Ποσο τύπος  $\Delta f$  (bandwidth) η περίοδος εφ  
 0.1  $\mu\text{m}$  παθολογίας στον  $\lambda = 1 \text{ } \mu\text{m}$ ?

$$\Delta f = \frac{c \Delta \lambda}{\lambda^2} = \frac{3 \cdot 10^8 \cdot 0.1 \text{ } \mu\text{m} \rightarrow 10^{-6}}{1 \cdot 10^{-6}} \Rightarrow \Delta f = 30.000 \text{ GHz} \\ \Rightarrow \Delta f = 30 \cdot 10^{12} \text{ Hz} = 30 \text{ THz}$$

εργασ

Πάνο ο ποίος διακέρπος με PCM ορίσθη εφ 125  $\mu\text{sec}$

Συς μαθηματικές η  $\lambda = 4 \text{ kHz}$  για να είναι κωδικοί

Nyquist: ο  $\Delta f$  διακέρπος με κωδικοί συχνοτήτων  $\Delta f$   
 $2 \times 4000 \text{ Hz} = 8000 \text{ samples/sec}$   $\Delta f$

$\Rightarrow$  η διακέρπος  $\Delta f$  sample =  $1/8000 = 125 \text{ } \mu\text{sec}$



⊗ Κυτταρια Δίκτυα

6 GHz

- Η ηχοπύξη διαφέρει σε κυττάρες διαμέτρου 10-20km  
 Η κάθε κυττάρα χρειάζεται N συχνότητες ώστε να εφινυρεθεί  
 N κελιάς ταυτόχρονα ενώ σε ηχοπύξη κυττάρες  
 αναφορουμεται η χρήση των ίδιων συχνοτήτων

colours  
6 GHz

Ιδέα: χρήση διαφορετικών κυττάρων με διαφορετικές συχνότητες  
 σε κάθε κυττάρα οι οποίες επαναλαμβάνονται στο ίδιο  
 σχήμα γύρω σε κεντρικές κυττάρες (αλλά όχι ηχοπύξη) <sup>classroom</sup>  
 εε 7

⊕ οι ελαφίες πληροφορίες για την χρήση διαφορετικών συχνοτήτων

⊕ τα κυττάρα διαφέρουν σε αλμυρότητα ζώνης (G.6V) → υπάρχουν

κάθε κυττάρα έχει ένα base station όπου συνδέονται στο  
 MTSO με δικτύο λειτουργίας κελιών (από κοινότητα US μεμβρίδα)

low

Μεμβρίδα: ομάδα US συχνοτήτων από κοινότητα που ο καθένας  
 χρησιμοποιεί ένα διαφορετικό (ομάδα/αριθμό)

15

① Σε ένα κύκλο κυττάρων δ. με 6 συχνότητες κυττάρες  
 αν έχουμε συνολικά 840 συχνότητες διατεθειμένες ποσές  
 από αυτές μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε σε 1 κυττάρα?

6 GHz

- If κυττάρα  $m$  συχνότητες
- όπως συνολικά 7 κυττάρες διαφέρουν να μην είναι  
 κάποια κοινή συχνότητα (1 συχνότητα + 6 διαφορετικά)

δηλ  $7m = 840 \Rightarrow m = 120$  συχνότητες

16

② Υπολογιστεί ποσότητα ποσές λειτουργικές  
 διαμέτρου 100m θα χρειάζονται για να καλύψουν 120km<sup>2</sup>

Hz

εάν κυττάρα κυττάρα:  $R = 500m \Rightarrow E = \pi R^2 \Rightarrow E = 250000$

15  
use

δηλ  $N = \frac{1,2 \cdot 10^8}{25000} \Rightarrow N = 4800$  λειτουργικές

avom

ed







⊗ Απρωρεθλα ολιγοδαιμονος παραδωρα

Thus acknowledged services to all in the network & round-trip time ο παραδωρατος ειναι να ack νικω για frame. To ack frame να είναι για "αδho"  
 Αλλαίο χαρακτηριστικος του ack του leader η  
 1 piggybacked σε frame αυτην κορμωμεν  
 Για το εμπεριστα frame-ανωτικη για να είναι ως  
 no new διαδωρατος ονομας frames και ack χρυ-  
 βιτερηοταται το πρωτοτατο Sliding window.

- Ρυθμίζω την διαχρονική του ack και την αναμενόμενη των εεραλλετων νακετων
- Ο κεραιωτης κρατάει εφεδρικά σε buffer το εωταο του frames που έχουν ελατη αλλα δίν εση αυτην ack  
 → Παραδωρα κεραιωτη (Ws): ο αριθμος του frames να κεραιη να ελατη ο κεραιωτης χρυς να κεραιη αν-βεβαιωτη δηλ αν δίν εση ack κεραιη ενα Ws frames δίν ελατη αλλα.  
 → Παραδωρα ανωτικη (Wr): το εωταο του frames να κεραιη να δώτα

⊗ Παραδωρατος που εμπερισταται την ανωτικη του παραδωρατος:

- $t_f$  = χρόνος κεραιωτη του frame
- $t_{prop}$  = η end 2end καθυστηρηση [διαδωρατος]
- $t_{at}$  = ο χρόνος από την αυτη ως κεραιωτη ενα frame κεραιη την αρχη της αναμ-κερατωτη του.
- $t_{ack}$  = χρόνος διαδωρατος ack

$p$  = packet error probability  
 $t_{proc}$  = χρόνος επεξεργασιας frame για να βρωταο checksom  
 $t_{erack}$  = χρόνος κεραιωτη ack

- $t_{out} = 2t_{prop} + t_{proc} + t_{erack}$
- Η.ο κεραιωτων κεραιη ενιζυχι α frame.
- Η.ο εεραλλετων κεραιωτων  $K = \frac{p}{1-p}$

$K = \frac{1}{(1-p)}$	$\alpha =$
	αποδωρα



## ΚΑΘΥΜΕΝ

Εάν για προορισμό Go Back N για το αριό:

1) η αύτη κόπυ να κεραι ενβεβαιωνθαι από τον αποδερμ  
ε να ack το οριο παρβαη ο κερδόμευ tack κεραι  
αύτη κερδόμευ τω να κεραι.

2) για τα να κεραι να κεραι κεραι κεραι κεραι:

1) η κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
ο κερδόμευ κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
οριο κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι

2) κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι

η αποδερμ κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι

$$a = \frac{t_f}{t_f + X}, \text{ όπου } X \text{ ο χρόνος που χάνεται} \\ \text{επις κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι}$$

- Η κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
 $\frac{p}{1-p} \cdot (t_f + t_{ack})$

- 2 κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
 $\frac{p^2}{1-p} \cdot ((t_f + t_{ack}) + (t_f + t_{ack}))$

- 3 κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
 $\frac{p^3}{1-p} \cdot ((t_f + t_{ack}) + 2(t_f + t_{ack}))$

$$\text{το οδεραι: } X = p(t_f + t_{ack}) + \frac{p^2}{1-p} (t_f + t_{ack})$$

+ κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι

κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι  
κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι κεραι



25

2) Gas stavos  $C=4$  kbps kay kasutpugy stavos 20 msec. Na rona nlyeray kuray nuv frames kuroh n stavos **Stop & wait** va exh avosay  $\geq 50\%$ ?

Stop & wait: o stavos eray 1 nako kay o avosay nu puvah na ACK na va nlyeray

frame to frame = X bits }  $Y \ll X$   
ACK = Y bits

• Stavos stavos:  $\frac{X \text{ bits}}{C \text{ kbps}}$   
to frame

• Stavos nlyeray:  $\frac{Y \text{ bits}}{C \text{ kbps}}$   
to ACK

• Stavos stavos: I (nlyeray va puvah sev nlyeray)

Av: Stavos stavos avosay kuroh va nlyeray stavos to nlyeray frame

$\frac{X}{C} + I + \frac{Y}{C} + I$  av

$a \geq 50\% \Rightarrow \frac{\frac{X}{C}}{\frac{X}{C} + I + \frac{Y}{C} + I} \geq 0,5 \Rightarrow$

$\frac{X}{C} \geq \frac{X}{2C} + \frac{Y}{2C} + I \Rightarrow X \geq \frac{X}{2} + I \cdot C \Rightarrow$

$X \geq 2 \cdot I \cdot C \Rightarrow X \geq 2 \cdot 20 \cdot 10^{-3} \cdot 4 \cdot 10^3 = 160$

$\Rightarrow X \geq 160 \text{ bits} !!!$



### ▷ MAC (ALOHA + CDMA)

και  
wait

medium access control: ηρωκέντο το στοιο καθόρτη  
nos ηερεδίσθ καθ στδδρτη συζητι

- Ερωτη αναδέρη: FDMA, TDMA
- Σωτημι αναδέρη: ALOHA, CDMA, Token Ring

και  
Barwsh

### 1) ALOHA

- α) Pure ALOHA → δνω ανωρη συζηποδο
  - β) Slotted ALOHA → δνωρη συζηποδο
- } M σταδορτη ηωρη  
ο κροπολο το  
κροπολο of slots.

### 2) Pure ALOHA

ερωτη  
να

- Οι κροπολο ηερεδίσθω ανωρη κων στδδδρτη ηω αρεθεοτη
- Υπερδωρη συζηποδο ηερεδη κωρ κωρη frames το  
αριο κωρεθεπορονη και ερωτη ηερεδίσθω ηερεδη  
απο ηω κωρο κωρο (→ να αρεθεδη Poisson)
- Όταν κω συζηποδο το ηωρη ηωρη ανωρη  
το κωρη κωρη ηω ηερεδίσθω ηωρη ανωρη δνω  
το ACK κωρη κωρη να ηωρη κωρη.
- "κωρο δνωρη": ο κωρο να ανωρη ηω  
να κωρη (ηερεδίσθω) 1 δνωρη = bits δνωρη / κωρη.
- ηωρη καθ κωρη ηωρη οι κωρη δνωρη  
κωρη δνωρη (κωρη κωρη κωρη) ηε κωρη  
Poisson, δηλ. η δνωρη ηωρη ηωρη συζητι κωρη  
κωρη ηωρη ηωρη.

$$P = S \deltaνωρη / κωρη δνωρη.$$

S = δνωρη κωρη ηωρη, S = κωρη κωρη κωρη  
κωρη κωρη, → frames να κωρη + κωρη κωρη

Po = δνωρη κωρη ηωρη → ηωρη κωρη

$$S = G \cdot P_o \quad (S = G \text{ ανωρη ανωρη κωρη κωρη})$$

αν S > 1, οι κωρη δνωρη κωρη ηωρη ηωρη ανωρη  
κωρη κωρη κωρη κωρη κωρη κωρη κωρη κωρη κωρη



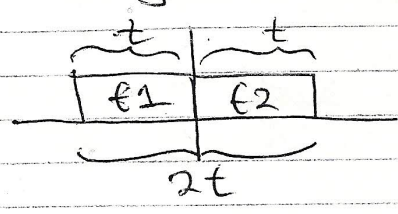


Όταν χυθεί το βόριο:  $S \rightarrow 0 \Rightarrow G \rightarrow S$   
 (Όταν  $G \gg S \rightarrow$  πολλές συγκρούσεις  $S$  (δυσχερειασής απλ))

• Η πιθανότητα οπλοποίησης  $K$  νεύρων είναι εξαρτημένη από το χρόνο ανάδοσης:

$$P(X=K) = \frac{G^K \cdot e^{-G}}{K!} \quad (P(X=0) = e^{-G})$$

• Στο ALOHA η κρίσιμη περίπτωση που οι κρούσεις βλάπουν είναι αυτή να επιβληθεί μετά το χρόνο  $t$  να βγει κανονικά είναι  $2t$  όπου  $t =$  χρόνος ανάδοσης



$t$ : όσο επιβληθεί το frame  
 $2t$ : λόγω του ότι η πληροφορία διανέμεται στο frame να πολλαπλασιαστεί και οπότε πρέπει δύο το μήκος  $\neq$  αναδοστικότητα  $\Rightarrow$  το βέβαιον

Από για  $2t$  παραγχαί κινεί  $2G$   
 από η πιθανότητα να λυθεί σωστά συγκρούσεων  
 μη κρίσιμη περίπτωση

$$\left. \begin{matrix} P_0 = e^{-2G} \\ S = G \cdot P_0 \end{matrix} \right\} S = G \cdot e^{-2G} \quad \left| \begin{matrix} \text{για } G=1/2 \\ \text{max: } 18,4\% \end{matrix} \right.$$

\* ΑΓΚΥΡΑ  
 26

① Μια ομάδα  $N$  σταθμών παραίτησαν είναι όλο που ALOHA με  $56$  kbps. Ο καθέ σταθμός παραίτη εφάπαξ ένα πλαίσιο με  $1000$  bit και η ο καθέ  $100$  sec από και αν το παραίτη με  $G$  σταθμό μέχρι επιτυχία (δηλ. οι εφάπαξ με σταθμούς απόδοσαν προοριάζει) Πόσα είναι η μέση του νέου περὶ να περὶ το  $N$ ?

• Η max απόδοσης που έχει το ALOHA  $\rightarrow$  όταν  $G=1/2$   
 ② και περισσότερο είναι 18,4% δηλ. από απόδοσης  $18,4\%$  να βρεθεί.



Αρα ο επιβάρυνση λεζοδότης (συνοδική traffic load)

$$x = 0.184 \times 56,000 \text{ bps} \Rightarrow \boxed{x = 10,304 \text{ b/s}}$$

Η πίεση να σπαράξ 1 slot

$$y = \frac{1000 \text{ bits}}{100 \text{ secs}} \Rightarrow \boxed{y = 10 \text{ b/s}}$$

$$\text{δρα } N = \frac{x}{y} \Rightarrow \boxed{N = 1030 \text{ slots}}$$

### 6) Slotted ALOHA

- Έστω ότι ο χρσος να αναι επιβάρυνση των χρηστών of slots ανά κάθε slot είναι ίσο επιβάρυνση for των χρσων μάλλον.

- Ο κάθε slot είναι επιβάρυνση των χρηστών να επιβάρυνση των χρηστών ανά κάθε slot.

Α η επιβάρυνση ανά slot είναι 1 δρα ανά κάθε slot είναι επιβάρυνση των χρηστών ανά κάθε slot.

$$\left. \begin{array}{l} P_0 = e^{-G} \\ S = G \cdot P_0 \end{array} \right\} S = G \cdot e^{-G} \quad \left\{ \begin{array}{l} \text{για } G = 1 \\ \text{max } 36.8\% \end{array} \right.$$

⊖ Μη επιβάρυνση Slotted: το κάθε slot για επιβάρυνση των χρηστών ανά κάθε slot, πiano επιβάρυνση των χρηστών ανά κάθε slot είναι επιβάρυνση.

- Αν επιβάρυνση επιβάρυνση:  $1 - e^{-G}$  ( $= 1 - P(x=0)$ )
- Αν επιβάρυνση επιβάρυνση επιβάρυνση επιβάρυνση επιβάρυνση επιβάρυνση

$$P_k = e^{-G} (1 - e^{-G})^{k-1}$$



\* ΑΓΓΡΑΦΑΣ

22  
 ① Εξω η καθυστέρηση του καναλιού ALOMA σε σχέση με το ALOMA με γραφές, με κάποιο παρτίο. Πόσα είναι η λυσιτελεία?

→ Κατά το παρτίο ⇒  $\neq$  συγχρονισμός  
 Αρα στο κανάλι ALOMA εξω λυσιτελεία καθυστέρηση και αυτό δεν είναι χρήσιμο να περιμένω να μην αρχίσει το slot για να ξεκινήσει και τότε εξω απαντάει τον  $\neq$  συγχρονισμό γιατί να χρησιμοποιήσει slotted και  $\neq$  να είναι πάντα να περιμένω  $t/2$ ???

23  
 ② 10.000 γραφές κωδικοποιούνται χρησιμοποιώντας κωδικοποιητή αναμειγνύονται για να χρησιμοποιηθούν στο slotted ALOMA. Ο ρυθμός γραφών είναι 18 αμβίτες/μsec. Για slot 64h διαρκεί 125 μsec. Πόσα είναι τα κωδικοποιημένα γραφές στο παρτίο του ALOMA? (S?)

→ Ο ρυθμός γραφών:  $\frac{18}{60^2} = 0,005$  αμβίτες/sec

⇒ Συνολικός παρτίος:  $10.000 \cdot 0,005 = \boxed{50 \text{ αμβίτες/sec}} =$

ολω S  $\frac{1.000.000}{125} = 8000$  γραφές/sec  $\left( \begin{array}{l} 1 \text{ slot} \rightarrow 125 \cdot 10^{-6} \text{ sec} \\ \times \text{ slot} \rightarrow 1 \text{ sec} \end{array} \right)$

→  $(G=S) = \frac{50 \text{ αμβίτες}}{8000 \text{ slots}} = 0,00625$  αμβίτες/γραφή

↓  
 Συνολικός παρτίος είναι

Αυτό κατά το παρτίο είναι (από συγχρονισμό) και αναμετατρέφεται από  $G=S$ .

$\boxed{G=S=0,00625}$



$$G = \frac{0.144 \text{ Gbps}}{\text{slot}}$$

3) Ησας ληγετος απιδος xpusw zw ALOHΑ κορολετεvn  
 α κοvn 50 αμνδς/sec 6υμπνζαλβανολεων zw  
 xpusw αλλα κοε zw νναυλετοδωτεων (αρα G).  
 Ο xpusw εαυπνοου 6F slots zw 40 μsec

α) Ποα η νδωνον εννξιας zw 1μς ποονδης?

β) Ποα η νδωνον απιδως κ εγχερατων κοε  
 μετα 1 εννξιας?

γ) Ποος εναι ο αναλετοδωτεων ποονδης zw  
 μεροδωτες zw ανωνου ληξννα εων 1 εννξια?

Γραφε 50 αμνδς/sec κοε slot 40 μsec

$$\text{αρα } \frac{1000}{40} = 25 \text{ slots/sec} \Rightarrow \frac{50}{25} = 2 \text{ αμνδς/slot} = G$$

slot → 40 μsec  
 slot → 1 sec

$$S = G \cdot P_0 \text{ κοε } P_0 = e^{-G}$$

α)  $P_0 = e^{-G} = e^{-2} = 0,135 \leftarrow \neq \text{collision}$

β)  $P = P_{\text{αποκ}}^k \cdot P_{\text{εννξ}} = P_0 \cdot (1 - P_0)^k = 0,135 (1 - 0,135)^k$

γ) Κορονδην Pascal: ποος ποονδης πομν να  
 κοε μεξννν 2μς 1μς εννξια

$$E(x) = \frac{1}{P_{\text{succ}}(=P_0)} = \frac{1}{P_0}$$

κοε αν ημνν "ληξννν να εων 3 εννξιας"

$$E(x) = 3 \frac{1}{P_{\text{succ}}} = \frac{3}{P_0}$$

Αρα ο ληγετος απιδος αναλετοδωτεων

$$\frac{1}{P_0} = \frac{1}{0,135} = 7,4 \text{ αναλετοδωτεων}$$

4) Οι λειτουργίες ενός σταθμού ALOHA με 6 slots και 10% των slots χρησιμοποιούνται

- 1) Πόσα είναι η χωρητικότητα (traffic) του σταθμού (G)?
- 2) Ποιος είναι ο ποσοστό επιτυχών (S)?
- 3) Ο σταθμός είναι υπερχωρητικός?

a) 10% slots αδεια  $\rightarrow$   $P_0 = 0,1$  και  $P_0 = e^{-G}$   $\Rightarrow$

$$\ln 0,1 = \ln e^{-G} \Rightarrow G = -\ln 0,1 \Rightarrow \boxed{G = 2,3}$$

β) Ποσοστό επιτυχών = total traffic S  
 $S = G \cdot P_0 = 2,3 \cdot 0,1 = 0,23 \Rightarrow S = 23\%$

γ) Είναι υπερχωρητικός για  $G = 2,3$  και  $S = 0,23$   
 δηλαδή  $G \gg S$  άρα έχουμε μεγάλη αναμετατόπιση  
 ( $G > 1$ ). ο σταθμός του είναι πολύ μεγάλος



ορισμός:  $S \cdot T = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m S_i \cdot T_i$   
 π.χ. για

1) <sup>31</sup> Γιας δένους CDMA διαθέτουμε το ακόλουθο διπλό

$$S = (-1 \ 1 \ -3 \ 1 \ -1 \ -3 \ 1 \ 1)$$

και κωδικοποιούμε τις ακόλουθες

$$A: (-1 \ -1 \ -1 \ 1 \ 1 \ -1 \ 1 \ 1)$$

$$B: (-1 \ -1 \ 1 \ -1 \ 1 \ 1 \ 1 \ -1)$$

$$C: (-1 \ 1 \ -1 \ 1 \ 1 \ 1 \ -1 \ -1)$$

$$D: (-1 \ 1 \ -1 \ -1 \ -1 \ -1 \ 1 \ -1)$$

Ποια είναι η κωδικοποίηση που προκύπτει εφόσον ο κωδικός

που έχουμε διαθέτουμε τις ακόλουθες που διαθέτουμε με κωδικό για από τα A B C D για να δώσουμε εφόσον το

$$S \cdot A = \frac{1}{8} (1 - 1 + 3 + 1 - 1 + 3 + 1 + 1) = \frac{8}{8} = 1$$

και το ίδιο και για όλα τα κωδικά

$$S \cdot B = -1, \quad S \cdot C = 0, \quad S \cdot D = 1$$

εμφάνιση 0

ή εμφάνιση 2π

εμφάνιση 1

### CSMA στο MAC

- Απαραίτητο με ανίχνευση φραγής: αλλιώς το κανάλι πριν προσβούμε να είναι AV ή να μην υπάρχει ή να μην υπάρχει να το χρησιμοποιούμε ή να ελεγχούμε.

• 1-persistent: αλλιώς το κανάλι, τότε για idle κωδικό το πρώτο αμέσως AV εφόσον εφόσον πριν να είναι κωδικό εφόσον ή να μην υπάρχει

• non-persistent: εφόσον αλλιώς εφόσον το κανάλι AV εφόσον να κωδικό και να μην υπάρχει κωδικό AV είναι κωδικό εφόσον το πρώτο κωδικό



χρονικό διαστήμα και να διείσθαι αμέσως πάλι.

P-persistent: Εφαρμογή σε κανάλια με βίαιες  
Ακρω το κανάλι, αν είναι idle βίαια με πιθανότητα  $P$   
και με πιθανότητα  $q > 1 - P$  περιμένω μέχρι να  
εμφανιστεί βίαια βίαια και να διείσθαι  $P$  πάλι. Αν  
βέβαια καταλήξω, περιμένω και ελάττω βίαια βίαια  
βίαια.

### 3) CSMA/CD : collision detection

Οι σταθμοί μεταδίδουν ως λειτουργία τους το δικό  
vixνναν βίαια. Ακρω βίαια το κανάλι  
με παρακολούθηση των βίαια του (αν είναι idle με  
βίαια που βίαια βίαια  $\neq$  collision, αν είναι βίαια βίαια  
 $\neq$  collision  $\rightarrow$  προσυδένα σε τάνη)

1)  $\oplus$  κερδίω χρόνο και bandwidth

το CSMA/CD μπορεί να βίαια σε 3 λειτουργίες  
Αναμονή, λειτουργία και αβάνη (βίαια βίαια)

$\rightarrow$  Χάρη στην κερδίω - κερδίω χρόνο μέχρι να  
βίαια αν  $\neq$  βίαια:

Αν  $t$  η καθυστέρηση διαδοχής του βίαια από τον  
πρωτο μέχρι τον τελευταίο σταθμό, βίαια και τον  
βίαια του βίαια σε  $t = \frac{2L}{c}$

$\rightarrow$  Χυρίω σε slots των  $2t$  sec με χυρίω  
 $\Delta$  bit

Αβάνη

32

1) Εβίαια βίαια CSMA/CD με βίαια λειτουργία 1 Gbps,  
και αβάνη βίαια 1 km χυρίω βίαια βίαια βίαια  
βίαια βίαια βίαια βίαια  $\frac{2}{3} \cdot c = 200 \frac{\text{km}}{\text{sec}}$ . Ποιο βίαια  
το βίαια βίαια βίαια βίαια?  $200 \cdot 10^3 \text{ km/sec}$

$t =$  καθυστέρηση διαδοχής σε sec

$$2t = 2 \cdot \frac{1 \text{ km}}{2/3 \cdot c} \Rightarrow 2t = 10 \mu\text{sec}$$

$$= \frac{2 \text{ km}}{200 \cdot 10^3 \text{ km/sec}} = \frac{2}{2 \cdot 10^5} = \frac{1}{10^5} = 10^{-5} = 10 \cdot 10^{-6} \text{ sec} = 10 \mu\text{sec}$$



→ Άρα για να πάρει το πακέτο τουλάχιστον 10 μsec για να μεταφερθεί για να μην χυθεί στο έδαφος.

Εάν  $F$  bits το frame του από

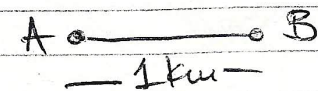
$$\frac{F}{1 \text{ Gbps}} > 10 \text{ } \mu\text{sec} \Rightarrow F > 10,000 \text{ Gbits} \Rightarrow \boxed{F > 1250 \text{ bytes}}$$

× × × 33

② Ένα LAN CSMA/CD (από 802.3) λειτουργεί με 10 Mbps. Η ταχύτητα διάδοσης είναι 200 km/sec = 200 m/μsec. Τα frames έχουν μήκος 256 bits συμπεριλαμβανομένου του 32 bits του header, (+24 τα bits) και checksum και των address. Ο σταθμός A στέλλει το 1<sup>ο</sup> slot, αλλά από την στιγμή που αρχίζει να στέλλεται η πληροφορία για να στείλει μετά να κοιτάξει το κανάλι και να στείλει ένα ACK των 32 bits.

Πόσο είναι ο μεγαλύτερος πιθανός μήκος του μήκους των μηνυμάτων που μπορεί να στείλει ο A χωρίς να χυθεί;

→ καθυστέρηση διάδοσης: χωρίς να είναι το μήκος μέχρι να φτάσει και για να αναλάβει το μήκος.



ο A στέλλει το μήλο στο B και το B στο A το ACK

Εάν στέλλει ο A: για να είναι χωρίς collision πρέπει να μην καθυστερήσει διάδοσης  $t$  και για να χυθεί πριν  $t$  από στέλνει (2t)

→ Ενώ πριν είναι το πακέτο του, στέλλει ένα μήλο. Η απόσταση είναι 1 km. Η απόσταση 2t μετά να φτάσει και να χυθεί για να δω ότι χυθεί, και τότε εγώ το δω στέλλω το μήλο του πακέτου.

$$\text{από } 2t = 2 \cdot \frac{1 \text{ km}}{200 \text{ m}/\mu\text{sec}} \Rightarrow 2t = 10 \mu\text{sec}$$



10 usec  
w. 2 μν αρχή φαίνεται να αρχίζει να λαμβάνει για 10 usec  
παιδιά σχετικά να παύσει να λαμβάνει 256 bits με

10 Mbps δεξ  
$$t_{frame} = \frac{256 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = \boxed{25,6 \text{ usec}}$$

frames

παιδιά που φαίνεται να λαμβάνει να 10 usec από τον  
αποδέκτη (προβλεπόμενη με ενεργό ACK) 10 usec

επίσης  
επίσης  
frames

επίσης του ACK να 32 bits με 10 Mbps  
$$t_{ack} = \frac{32 \text{ bits}}{10 \text{ Mbps}} = \boxed{3,2 \text{ usec}}$$

frames  
w. 48,8  
frames

Συνολικά: 48,8 usec για να αποδώσει με  
λερότητα.

frames  
w. 224  
frames

Αλλά τα δεδομένα που είναι 224 bits  
από εμείς ο παραπάνω εύρος λερότητας:

$$\frac{224 \text{ bits}}{48,8 \text{ usec}} = \boxed{4,7 \text{ Mbps}}$$

frames  
w. 48,8

back to fluctuations error...

ACK  
collision  
31

ACK > CRC: κωδικός ανίχνευσης σφαλμάτων:  
εμπνέει κάθε bit παραπάνω να αυξάνεται.

v9  
frames

1) Τα ποσοστά του DLL τονίζουν να το CRC  
στο τέλος αν είναι αρχή (αμφισβητείται) Πλατ!

frames  
w. 2

→ Για λόγους απόδοσης να hardware. Αν το 1 είναι  
αρχή να μην να αφεθεί 2 φορές για να v9  
αποδοτικότερο το CRC και για να είναι 2 φορές

⊕ Ομοίως οι 2 ασπίδες CRC+flaming στο fuf.mk

\* ανάλυση τελευταία οελίδα



② Ένα block από bits με  $n$  γραμμές και  $k$  στήλες ( $n \times k$ ) χρησιμοποιείται για ανίχνευση σφαλμάτων σύμφωνα με κάποια κωδικοποίηση bits. Υπάρχει ένα 4 bits αριθμός του block απόβλητος λάθος. Πώς είναι η πιθανότητα να μην ανιχνευθεί αυτό το σφάλμα;

0	0	1	
	0		
1		1	
			1

1: λάθος bit  
0: σωστό "

Βάζω 1-1 τα λάθος bit.

- το 1ο bit λαμβάνει  $n \times k$
- το 2ο -"- -"- -"- σε  $n \times k - 1$

Αρα πιθανότητες για 4 λάθος bit (1 για πρώτη

$$(n \times k)(n \times k - 1)(n \times k - 2)(n \times k - 3) \quad (1)$$

Ουδινός σχεδίαση, τερματισμός ή απόρριψη! με αίσθημα για να μην δει λάθος να ανιχνευθεί!

Είω νύκας  $n \times k = 4 \times 3$

3	/	/	/	/
2				/
1				/
0	*			/
n	k	0	1	2

Είναι  $0 \leq x \leq k-1$   
 $0 \leq y \leq n-1$

για τις στήλες της δέσμης στο κελί να επιλεγεί τερματισμός

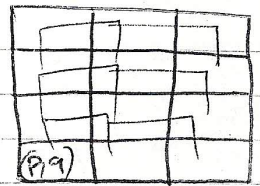
Είω οι πρώτοι 2 κελιά από το τερματισμό  $(p, q)$  τότε ο σωστός από το τερματισμό να κελί να επιλεγεί:

$$(k-p-1)(n-q-1)$$



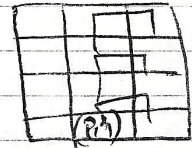
Επιβάτες  
Αυτοκίνητο

Εάν  $p=0, q=0: (3-0-1)(4-0-1) = 2 \cdot 3 = 6$



οδηγός  
Αυτοκίνητο

Εάν  $p=1, q=0: (3-1-1)(4-0-1) = 1 \cdot 3 = 3$



Παίχνω λίγο από σταθ. ←

Από ο Ευκλείδης αριθμός χρησιμοποιούμε τον Λόγον να μετατρέψω:

$$\sum_{p=0}^{k-2} \sum_{q=0}^{n-2} (k-p-1)(n-q-1) \quad (2)$$

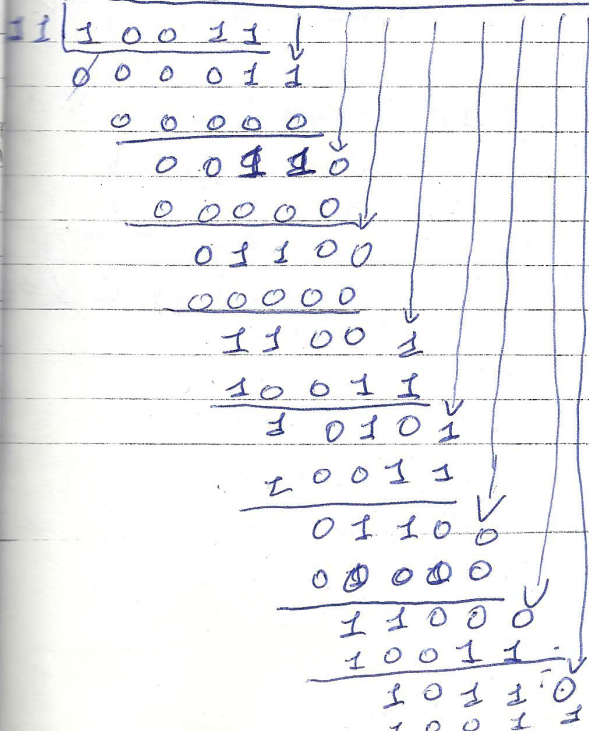
Αντάση η μέθοδος να αυξηθεί βραχυτά (2)(1):

$$P = \sum_{p=0}^{k-2} \sum_{q=0}^{n-2} (k-p-1)(n-q-1) = nk(nk-1)(nk-2)(nk-3)$$

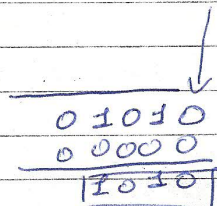
CRC: XOR (1+0=0+1=1, 1+1=0+0=0)

Να υπολογιστεί η αριθμητική ελέγχου στο μήνυμα: 1001010011  
αποτελείται ως πρόσωπο ο αριθ. 10011 (πρόσωπο γεννήτρια)

10010100110000 (προσέχω 4 μηδενικά αφού είναι 4<sup>ος</sup> αριθμός)



(αφ' ου 2<sup>ος</sup> bit είναι 0) γράφουμε μια στήλη 0  
(αφ' ου 2<sup>ος</sup> bit είναι 1) γράφουμε τη γεννήτρια  
Ex (αφ' ου το 1<sup>ος</sup> bit)



$1001010011 + 1010 \rightarrow$   
 $\Rightarrow 10010100111010$  αφο' ου αφο' ου

Μετά την επόμενη αφο' ου δια ο αριθμός  
αφο' ου 0000 =) η γεννήτρια

② Hamming: Έστω ένα λέξη κώδικα ΜΜΜΜ περιέχει τα bits τελεγραφογραφίας

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

το οποίο περιέχει τα bits τελεγραφογραφίας και τα bits του κώδικα Hamming. Περιέχει ή όχι σφάλμα και αν ναι σε ποια θέση. Θεωρήστε ότι για τον υπολογισμό των bits Hamming έχει χρησιμοποιηθεί αρχαία ισοτιμία.

$\begin{array}{cccccccccccccccccccc}
\boxed{0} & \boxed{1} & 1 & \boxed{0} & 0 & 0 & 1 & \boxed{1} & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & \boxed{1} & 1 & 0 \\
H: & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 & 14 & 15 & 16 & 17 & 18
\end{array}$

$$\begin{array}{lll}
 D_3 = H_2 + H_1 = 1 & D_9 = H_8 + H_1 = 1 & D_{13} = H_8 + H_4 + H_1 \\
 D_5 = H_4 + H_1 = 0 & D_{10} = H_8 + H_2 = 0 & D_{14} = H_8 + H_4 + H_2 \\
 D_6 = H_4 + H_2 = 0 & D_{11} = H_8 + H_2 + H_1 = 0 & D_{15} = H_8 + H_4 + H_2 + H_1 \\
 D_7 = H_4 + H_2 + H_1 = 1 & D_{12} = H_8 + H_4 = 1 & D_{17} = H_{16} + H_1 \\
 & & D_{18} = H_{16} + H_2
 \end{array}$$

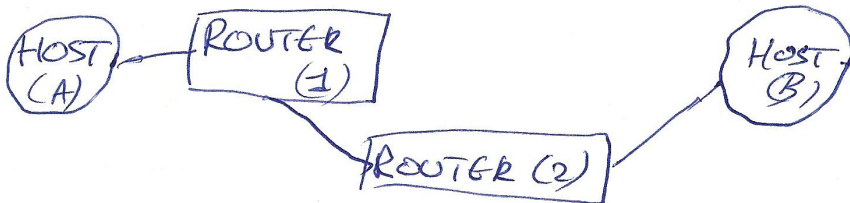
$$\begin{array}{l}
 H_1 = D_3 D_5 D_7 D_9 D_{11} D_{13} D_{15} D_{17} \Rightarrow 0 = 10110011 \\
 H_2 = D_3 D_6 D_7 D_{10} D_{11} D_{14} D_{15} D_{18} \Rightarrow 1 = 10100110 \\
 H_4 = D_5 D_6 D_7 D_{12} D_{13} D_{14} D_{15} \Rightarrow 0 = 00110111 \\
 H_8 = D_9 D_{10} D_{11} D_{12} D_{13} D_{14} D_{15} \Rightarrow 1 = 10010111 \\
 H_{16} = D_{17} D_{18} \Rightarrow 1 = 10
 \end{array}$$

H up  
 ελ  
 X  
 X  
 ✓ Stop  
 - ES  
 x 8  
 ✓  
 H x  
 H x  
 H x  
 H x



Αύτως: Ένα datagram υποδικασο επιγράφει, στους routers να αποσπινται τα πακέτα όταν χρειάζεται. Θεωρείστε τη περίπτωση ενός source-host που σφδέρει στον source-router, ο οποίος σφδέρει με τον destination-router και αυτός με τον destination-host. Αν κάποιος από τους routers αποσπινται ένα πακέτο (με πιθανότητα) ο source-host σφματά για drop και προσαθεί γανά. Αν οι γραμμές από τον host στο router και από τον router στο router υπολογίζονται ως hops να υπολογιστεί οι παρακάτω πρόσθετες

- A) Ο μέσος αριθμός hops που περιέχει ένα πακέτο ανά μετάδοση
  - B) Ο μέσος -1- μετάδοσεων που κάνει ένα πακέτο
  - Γ) Ο μέσος -1- hops που απαιτούνται ανά drop πακέτο.
- Δύνα



- A) Σε μια μετάδοση, το πακέτο μπορεί να:
    - 1) Φτάσει μέχρι τον Router 1 και να αποσπινθεί με πιθανότητα  $s(p)$  επιπέδων (1) hop.
    - 2) Φτάσει στον Router 1, να το δεχθεί, να φτάσει στον Router 2 και να αποσπινθεί με πιθανότητα  $(1-p) \cdot p$ , επιπέδων (2) hop
    - 3) Φτάσει επιτυχώς στον Host B με πιθανότητα  $(1-p)^2$  επιπέδων (3) hop
- Άρα τελικά ο μέσος αριθμός hops που περιέχει ένα πακέτο ανά μετάδοση είναι το άθροισμα των παραπάνω δηλαδή:
- $$p + 2(1-p) \cdot p + 3(1-p)^2 = p^2 - 3p + 3$$

Συνέχεια

## Συνέχεια από το προηγούμενο:

β) π.χ. αν η πιθανότητα να φτάσει το πακέτο στον host B ήταν 0.5 τότε για να έχω ούλους ταλάχιστον μια επαρκή μετάδοση, θα έπρεπε το πακέτο 2 φορές, δηλαδή θα χρειαζόμασταν ένα μέσο αριθμό μεταδόσεων:  $1/0.5 = 2$

π.χ. αν η πιθανότητα τώρα ήταν 0.25  $\Rightarrow$  θα έπρεπε 4 φορές το πακέτο δηλαδή  $1/0.25 = 4$

Επομένως, εδώ που η πιθανότητα να φτάσει το πακέτο στον host B είναι  $(1-p)^2$  τότε θα χρειαζόμασταν ένα μέσο αριθμό μεταδόσεων:  $1/(1-p)^2$

γ) Ο μέσος αριθμός hops που απαιτείται ανά δευτερεύον πακέτο είναι ίσος με: τον μέσο αριθμό των hops του κειμένου. Ένα πακέτο είτε φτάσει είτε όχι στον host B επί του μέσου αριθμού των επαρκών μεταδόσεων. Δηλαδή είναι απλοποιημένο των αποστάσεων των δύο προηγούμενων εργασιών.

$$(p^2 - 3p + 3) / (1-p)^2$$

(2) Δ  
T  
x  
γον.  
αριθμ.  
θαδός  
αυτο  
\*87  
10  
10  
0.1  
0  
1  
10  
1  
4  
0