Φροντιστήριο 1 Δίκτυα

(1) Χρησιμοποιούμε ένα κώδικα κυκλικού πλεονασμού (CRC) με πολυώνυμο γεννήτορα $g(x) = x^4+x^2+x+1$

α) Αν το μήνυμα είναι: 1101101110101 ποιά bits μεταδίδονται?

β) Υποθέστε ότι τα 3 πρώτα και το τελευταίο bit της μεταδιδόμενης σειράς λαμβάνονται λανθασμένα. Βρείτε αν τα λάθη θα γίνουν αντιληπτά.

Λύση

$$S(x) = x^{12}+x^{11}+x^9+x^8+x^6+x^5+x^4+x^2+1$$

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

$$C(x) = \text{remainder}\left[\frac{S(x)\cdot x^L}{g(x)}\right] \quad \text{όπου } L=4$$

$$x^{16}+x^{15}+x^{13}+x^{12}+x^{10}+x^9+x^8+x^6+x^4 \quad \Big| \quad x^4+x^2+x+1$$

$$-x^{16}-x^{14}-x^{13}-x^{12} \quad \Big| \quad x^{12}+x^{11}\cancel{\pm}x^{10}-x^9\cancel{+x^7}$$

$$x^{15}-x^{14}$$

$$-x^{15}-x^{13}-x^{12}-x^{11}$$

$$-\cancel{x^{14}}-x^{13}-\cancel{x^{12}}-\cancel{x^{11}}+x^{10}$$

$$+\cancel{x^{14}}+\cancel{x^{12}}+\cancel{x^{11}}+x^{10}$$

$$-\cancel{x^{13}}+2x^{10}+x^9$$

$$+\cancel{x^{13}}+x^{11}+x^{10}+x^9$$

$$x^{11}+3x^{10}+2x^9$$

$$-x^{11}\qquad -x^9$$

$\boxed{\text{mod } 2}$

δεν προσθαφαιρείς, είτε κάνει match είτε το κουβαλεί κατακρίβεια XOR

Πάλι βγαίνει $C(x) = 1$

Το αναπαριστάς με L bits δηλαδή 0001

Άρα ~~το~~ όλα τα bits που μεταδίδονται είναι:

$$\overbrace{110110111010}^{}\,1\,\overbrace{0001}^{CRC}$$

1101101110101 0001

Λανθασμένη μετ: 001 1101110101 0000

x^{16} $\qquad$ $x^3\ x^2\ x^1\ x^0$

β) σφάλμα: ~~00111101111010~~

x^{16} ... x^{0}

00111011101010000

$$
\begin{array}{l|l}
x^{14}+x^{13}+x^{12}+x^{10}+x^{9}+x^{8}+x^{6}+x^{4} & x^4+x^2+x+1 \\
\underline{x^{14}+x^{12}+x^{11}+x^{10}} & x^{10}+x^{9}+x^{6}+x^{3}+x \\
x^{13}+x^{11}+x^{9} & \\
\underline{x^{13}+x^{11}+x^{10}+x^{9}} & \\
x^{10}+x^{8}+x^{6} & \\
\underline{x^{10}+x^{8}+x^{7}+x^{6}} & \\
x^{7}+x^{4} & \\
\underline{x^{7}+x^{5}+x^{4}+x^{3}} & \\
x^{5}+x^{3} & \\
\underline{x^{5}+x^{3}+x^{2}+x} & \\
x^{2}+x & \\
0110 &
\end{array}
$$

Το υπόλοιπο δεν είναι 0 άρα υπάρχει σφάλμα.

Θεωρητικά: τέτοιος κώδικας ανιχνεύει μέχρι και L συνεχόμενα ~~λάθη~~ σφάλματα. Άρα και θεωρητικά ορίζουμε να ανιχνεύει αυτά τα σφάλματα (καταιγισμός σφαλμάτων)

! Μπορεί να ελεγχθεί και με το πολυώνυμο σφάλματος E(x)

2. Bit stuffing. Δώστε την τελική σειρά από bits προς αποστολή

Flag: 01111110

Αρχική: 0 11111 0 1111 000 11111 111 00

Τελική: $\boxed{\text{flag}}$ 0 0 $\boxed{\text{flag}}$

μετά από κάθε 5 συνεχόμενους άσσους τοποθετείται ένα 0

Ο δέκτης για κάθε 0 ελέγχει από πόσους άσσους προηγείται:

Αν προηγούνται 5 άσσοι αφαιρεί το 0, αν προηγείται από 6 τότε flag

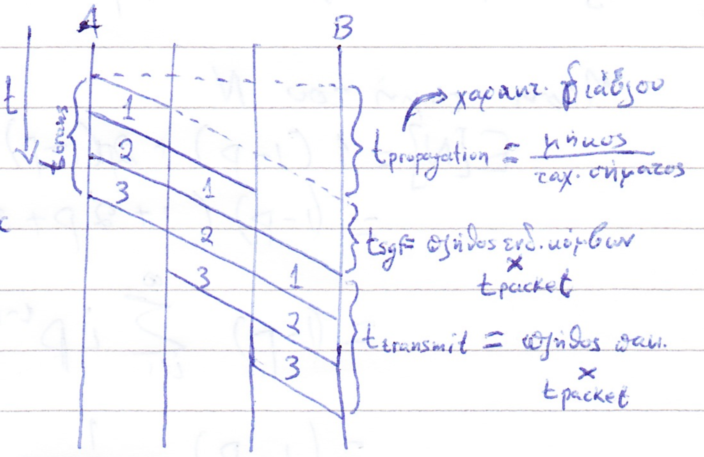
011111 0111111

(3) Ποια η συνολική καθυστέρηση (από τη στιγμή που φεύγει το πρώτο μέχρι τη στιγμή που φτάνει το τελευταίο bit) για την αποστολή ενός αρχείου 10 000 bits από τον A στον B με απόσταση 2000 Km? Μεταγωγή αποθήκευσης και προώθησης, 9 ενδιάμεσοι κόμβοι, ρυθμός μετάδοσης 1 Gb/s, μήκος πακέτου 1000 bits, ταχύτητα μετάδοσης σήματος 200 000 Km/sec

Λύση

10 πακέτα

π.χ. 2 ενδιάμεσοι κόμβοι
3 πακέτα



$$t_{prop} = \frac{2000\,km}{200\,000\ km/sec} = 0{,}01\ sec$$

$$t_{packet} = \frac{\text{μέγεθος πακ.}}{\text{ρυθμό μεταδ.}} = \frac{1000\ bits}{10^9\ bits/sec} = 1\ \mu sec$$

$$t = t_{trans.} + t_{sqf} + t_{prop.}$$
$$= 10\,t_{packet} + 9\,t_{packet} + t_{prop.}$$

(4) Τηλ/κος σύνδεσμος με stop and wait protocol αυτόματης επαναμετάδοσης. Απόσταση άκρων $d = 18km$, ταχύτητα διαδ. σήματος $c = 2 \cdot 10^8\ m/sec$. Ρυθμός μετάδοσης $r = 100\,Mbit/sec$, μέγεθος πλαισίων $F = 1000\,bit$ (συμπερ. επικεφαλίδα, CRC, αρ. πλαισίου). Ο έλεγχος του CRC στο δέκτη $\delta_{CRC} = 9\mu sec$, μετάδοση ενός ACK/NAK/RN $\delta_{ACK} = 1\mu s$. Υπόθεση: ανιχνεύονται όλα τα σφάλματα ενώ τα μηνύματα λαμβαν. ~~είναι~~ σωστά.

α) Αν η πιθανότητα λάθους κατά την μετάδοση ενός πλαισίου $p = 0{,}01$, πόσες μεταδόσεις χρειάζονται κατά μέσο όρο ανά πλαίσιο μέχρι να ληφθεί σωστά (το πλαίσιο). Σημείωση: $\sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} = 1/(1-p)^2$

β) Ποιά είναι η χρήσιμη απόδοση του καναλιού ~~ρυθμός μεταδ.~~

γ) Αν χρησιμοποιούσατε go back n πρωτόκολλο, πόσο μεγάλο πρέπει να είναι το n ώστε το πρωτόκολλο να μην χρειάζεται ποτέ να περιμένει

Λύση

α) N: αριθμός μεταδόσεων

p: λάθος
$1-p$: σωστό

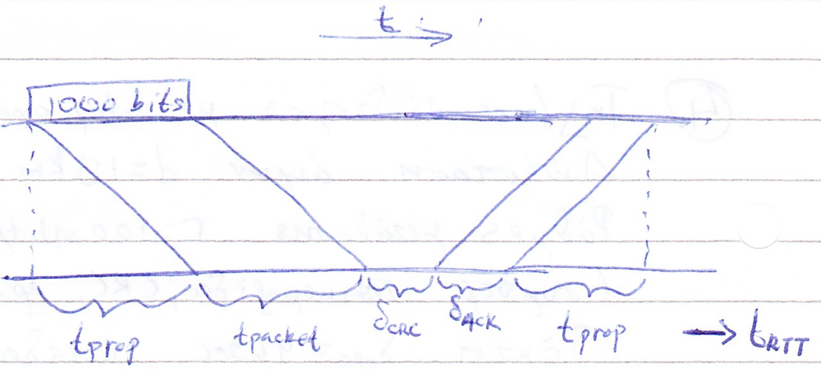
με την πρώτη	1	$(1-p)$
ένα λάθος πριν την επιτ.	2	$p(1-p)$
2 λάθη -//-	3	$p^2(1-p)$
m λάθη πριν την επιτυχία	m	$p^{m-1}(1-p)$

Μέση τιμή του N

$$E[N] = 1(1-p) + 2p(1-p) + 3p^2(1-p) + \dots + mp^{m-1}(1-p)$$
$$= (1-p)(1 + 2p + 3p^2 + \dots + mp^{m-1})$$
$$= (1-p)\sum_{i=1}^{\infty} i p^{i-1} \quad \text{το } m \to \infty$$
$$= (1-p)\cdot\frac{1}{(1-p)^2} = \frac{1}{1-p}$$

β) Stop and wait

χρήσιμη απόδοση καναλιού?



$$x.a.u. = \frac{t_{packet}}{2t_{prop} + t_{packet} + \delta_{CRC} + \delta_{ACK}}$$ χωρίς πιθ. σφάλματος

efficiency

$$x.a.u = \frac{t_{pack}}{(2t_{prop} + t_{pack} + \delta_{CRC} + \delta_{ACK})\cdot \underbrace{E[N]}_{\text{αναμεταδόσεις}}}$$ με πιθ. σφάλματος

γ) ignore Στόχος να μειώσουμε το χρόνο με πακέτα?

→ πλήθος servers
→ συνολικοί πελάτες στο σύστημα
χωρητικότητα

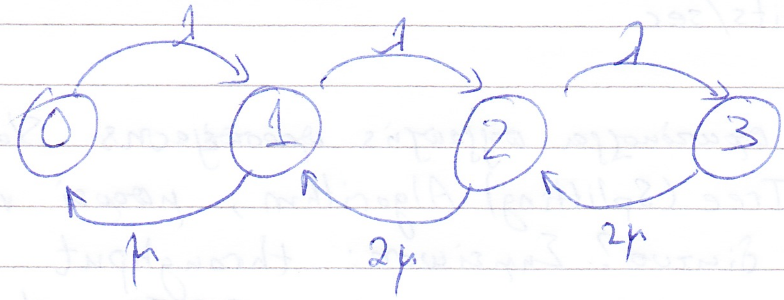
(5) M/M/2/3 σύστημα αναμονής

Poisson διαδικασία αφίξεων με ρυθμό λ

εκθετικούς χρόνους εξυπηρέτησης μ

Οι νέοι πελάτες χάνονται αν είναι γεμάτο.

α) Σχεδιάστε Markov chain



β)

$p_0 \lambda = p_1 \mu \quad \Rightarrow p_1 = \frac{\lambda}{\mu} p_0$

$p_1 \lambda = p_2 \cdot 2\mu \quad p_2 = \frac{\lambda}{2\mu}\left(\frac{\lambda}{\mu} p_0\right) = \frac{1}{2}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2 p_0$

$p_2 \lambda = p_3 \cdot 2\mu$

$p_0 + p_1 + p_2 + p_3 = 1 \quad p_3 = \frac{1}{4}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^3 p_0$

$$p_0 + \frac{\lambda}{\mu} p_0 + \frac{1}{2}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2 p_0 + \frac{1}{4}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^3 p_0 = 1$$

$$p_0 = \frac{1}{1 + \frac{\lambda}{\mu} + \frac{1}{2}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2 + \frac{1}{4}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^3}$$

$$p_1 = \frac{\lambda/\mu}{\quad}$$

γ) Με ποιο ρυθμό χάνονται πελάτες?

!? $\lambda_{drop} = \lambda \cdot P_3$

⑥ link Ασύρματο κανάλι μέσω του οποίου m=700 σταθμοί εργασίας στέλνουν πακέτα, ανεξάρτητα ~~πακέτα~~ ο ένας απ' τον άλλον, προς ένα κεντρικό υπολογιστή, χρησιμοποιώντας ένα πρωτόκολλο πολλαπλής πρόσβασης. Μήκος πακέτων L = 1200 bits. Νέα πακέτα δημιουργούνται σε κάθε σταθμό σύμφωνα με Poisson διαδικασία με ρυθμό a = 3 packets/sec. Ο ρυθμός μετάδοσης του καναλιού (χωρητικότητα) είναι $r = 10^7$ bits/sec.

α) Ποιό από τα πρωτόκολλα πολλαπλής πρόσβασης Slotted Aloha, Pure Aloha, Tree (Splitting) Algorithm, μπορεί να χρησιμοποιηθεί σε αυτό το δίκτυο? Σημείωση: throughput

		throughput	
		0,368	Slotted Aloha
$g = 700 \cdot a$	συνολικός ρυθμός	0,182	Pure Aloha
	δημ/σης πακέτων	0,434	Tree() Algorithm

$$\text{απαιτούμενο throughput} = g \cdot \frac{L}{r} = (700)(3)\frac{1200}{10^7}$$

$\left(\frac{L}{r}\right.$: χρόνος για αποστ. πακέτου$\left.\right)$ $= 0{,}252$ (packets?)

Μπορούν να χρησιμοποιηθούν τα 2, Το Pure Aloha ΟΧΙ

β)

$$\frac{gL}{r} \leq 0{,}182$$

$$r \geq \frac{gL}{0{,}182}$$

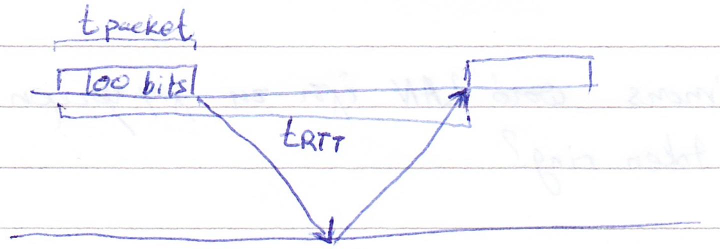
$r \geq 13846153{,}85$ ελάχιστη τιμή για να μπορεί να χρησιμοποιηθεί και το Pure Aloha.

Φροντιστήριο 2 Δίκτυα

(2) link

Stop and wait πρωτόκολλο που χρησιμοποιείται σε 1Mbits/sec κανάλι. Ο αποστολέας χρησιμοποιεί time-outs για επαναμετάδοση πακέτων για τα οποία δεν έλαβε acknowledgement. Ο μετρητής χρόνου αρχίζει να μετράει αμέσως μόλις αρχίσει η αποστολή πακέτου (και όχι στο τέλος της αποστολής). Το πρωτόκολλο χρησιμοποιεί πλαίσια μήκους 100bits και δουλεύει με απόδοση 25% όταν δεν υπάρχουν λάθη, 10% όταν υπάρχουν. Αν κατά μέσο όρο 1 κάθε 20 πλαίσια λαμβάνεται με λάθη, ποιά η διάρκεια της time-out περιόδου? Υποθέστε ότι το overhead για τις επικεφαλίδες και τα acknowledgements είναι αμελητέο.

Ζητούμενο το timeout.



RTT: round trip time

$$t_{packet} = \frac{100 \text{ bits}}{10^6 \text{ bits/sec}} = 10^{-4} \text{ sec} = 0{,}1 \text{ msec}$$

$$\text{efficiency} = \frac{t_{packet}}{t_{RTT}} \Rightarrow t_{RTT} = \frac{t_{packet}}{0{,}25} = 0{,}4 \text{ msec}$$

χρόνος προσπάθειας αποστολής 20 πακέτων:

$$T_{total} = 19 t_{RTT} + \text{timeout}$$

19 σωστά + 1 λάθος

$$\text{efficiency} = \frac{(\text{min χρόνος αποστολής πακέτων χωρίς επαναμετάδοση})}{(\text{χρόνο που χρειάζεται το πρωτόκολλο επαναμετάδοσης})}$$

→ το αρχικό

$$0{,}10 = \frac{19 t_{packet}}{19 t_{RTT} + \text{timeout}} \Rightarrow \text{timeout} = 11{,}4 \text{ msec}$$

④ Υποθέστε ότι 10 χρήστες εξυπηρετούνται από ένα Ethernet LAN.
link Τι ρυθμός μετάδοσης είναι διαθέσιμος σε κάθε έναν από τους σταθμούς αν:

a) οι 10 χρήστες συνδέονται μέσω ενός 10Mbps Ethernet Hub.

β) οι 10 χρήστες συνδέονται μέσω ενός 100Mbps Ethernet ~~switch~~ Hub.

γ) οι 10 χρήστες συνδέονται μέσω ενός 10Mbps Ethernet switch.

a) Για κάθε χρήστη: $\frac{10Mbps}{10} = 1Mbps$ στη χειρ. περ. που όλοι θέλουν να μιλήσουν.

β) -11- -11- : $\frac{100Mbps}{10} = 10Mbps$ παρομοίως.

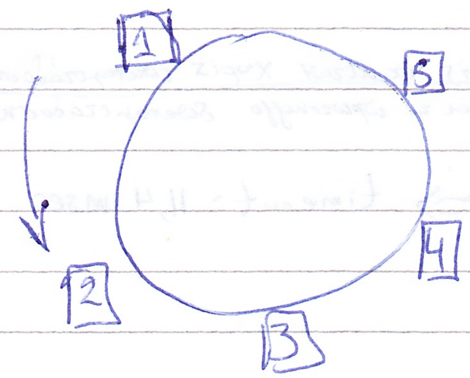
γ) παίρνουν τα 10Mbps (χαρακτηριστικά του Ethernet switch)

⑤ a) Κάτω από χαμηλό φορτίο κίνησης ποιό LAN έχει τη χαμηλότερη
link καθυστέρηση: Ethernet ή token ring?

Ethernet γιατί στο token ring χάνεται άσκοπα χρόνος για το $\boxed{}$
μετάδοση στον επόμενο?

β) Κάτω από βαρύ φορτίο....

Token ring γιατί στο Ethernet παρουσιάζονται πολλές συγκρούσεις. Ενώ το TR έχει κάποιο άνω φράγμα καθυστέρησης.



Όταν κάποιος λάβει πακέτο που δεν είναι γι'αυτόν το μεταβιβάζει στον επόμενο.

Μία φορά μετάδοσης υπάρχει?

(6) Slotted Aloha σύστημα με άπειρους χρήστες. Υποθέστε ότι οι
link προσπάθειες μετάδοσης (νέα πακέτα ή επαναμετάδοση) μπορούν να μοντελοποιηθούν σαν μια Poisson διαδικασία με μέσο ρυθμό G transmissions/slot

α) Ποια είναι η πιθανότητα μια μετάδοση να είναι επιτυχής στην πρώτη της προσπάθεια?

β) Ποια είναι η πιθανότητα να χρειαστούν ακριβώς k προσπάθειες μέχρι μια μετάδοση να είναι επιτυχής?

γ) Ποιός είναι ο μέσος αριθμός προσπαθειών που απαιτείται μέχρι ένα πακέτο να μεταδ. επιτυχώς?

δ) Ποια είναι η χρήσιμη ρυθμαπόδοση (throughput) του συστήματος slotted Aloha σε πακέτα/σχισμή?

$$P_r(k) = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

k αφίξεις σε χρόνο ενός slot.

α) $P_0 = P_r(0) = e^{-G}$

↳ 0 αφίξεις σ'ένα slot.

β) $P_k = (k-1 \text{ συγκρούσεις})(\text{σωστό}) = (1-e^{-G})^{k-1} \cdot e^{-G}$

γ) $$\sum_{k=0}^{\infty} k P_k = \sum_{k=1}^{\infty} k (1-e^{-G})^{k-1} e^{-G} = \frac{e^{-G}}{1-e^{-G}} \sum_{k=1}^{\infty} k (1-e^{-G})^k \quad , 0 < 1-e^{-G} < 1$$

$$= \frac{e^{-G}}{1-e^{-G}} \cdot \frac{(1-e^{-G})}{[1-(1-e^{-G})]^2}$$

$$= e^{G}$$

μέσο πλήθος

Γ Pure Aloha (unslotted):

Μας ενδιαφέρει να μην έχει ξεκινήσει άλλη αποστολή για 2 packet.

$$G \rightsquigarrow 2G \qquad Pr(k) = \frac{(2G)^k e^{-2G}}{k!}$$

$$P_0 = Pr(0) = e^{-2G}$$

δ) throughput slotted Aloha

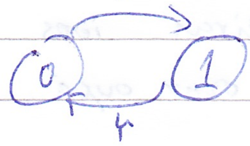
$$\text{throughput} = G \cdot e^{-G} \quad (G \cdot P_0)$$

ρυθμός αφίξεων — πιθανότητα επιτυχής μετάδοσης.

③ $\lambda = 0,2$ calls/min   σύστημα χωρίς ουρά

$\bar{x} = 1/\mu = 3$ min/call

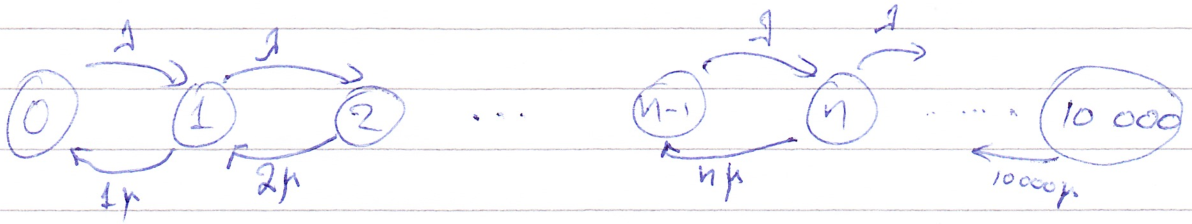
α) M/M/1/1



$$\left.\begin{array}{l} p_1 = \frac{\lambda}{\mu} p_0 \\ p_0 + p_1 = 1 \end{array}\right\} \Rightarrow \frac{\mu}{\lambda} p_1 + p_1 = 1$$

$$p_1 = \frac{1}{1+\frac{1}{\rho}} = \frac{\rho}{\rho+1}$$

β) M/M/10000/10000



$$p_1 = \frac{\lambda}{\mu} p_0 \qquad \dots \qquad P_n = \frac{1}{n!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n p_0$$

$$p_2 = \frac{1}{2}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^2 p_0$$

$$p_3 = \frac{1}{3!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^3 p_0$$

Ισχύει $\sum_{n=0}^{m} P_n = 1$

$$\sum_{n=0}^{m} \frac{1}{n!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n \cdot p_0 = 1$$

$$p_0 = \frac{1}{\sum \frac{1}{n!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n} \Rightarrow P_1 = \frac{\lambda/\mu}{\sum \frac{1}{n!}\left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n}$$

γ) M/M/∞

Ποιος ο μέσος αριθμός πελατών που είναι υπό εξυπηρέτηση

Με άπειρους εξυπηρετητές σημαίνει ότι ο χρόνος αναμονής ενός χρήστη στο σύστημα είναι ίσος με το χρόνο εξυπηρέτησης αφού αποφεύγει να περιμένει στην ουρά. Άρα από το Νόμο του Little:

$$N = \lambda \cdot T = \lambda \cdot \overline{X} = \lambda / \mu$$

(→ αναμονής)