



Προπτυχιακό Πρόγραμμα Σπουδών
Τμήμα Πληροφορικής, Πανεπιστήμιο Πειραιώς

ΔΙΚΤΥΑ ΥΠΟΛΟΓΙΣΤΩΝ

ΑΣΚΗΣΕΙΣ – ΜΕΡΟΣ 1^ο

Καθηγητής
Χρήστος Δουληγέρης
cdoulig@unipi.gr

Διδάκτωρ
Απόστολος Καραλής
akaralis@unipi.gr

ΑΣΚΗΣΗ 1^η – ΕΞΕΤΑΣΗ ΤΟΠΟΛΟΓΙΩΝ

Μία συλλογή πέντε δρομολογητών πρόκειται να συνδεθεί με ένα υποδίκτυο σημείου προς σημείο. Μεταξύ κάθε ζεύγους δρομολογητών, οι σχεδιαστές μπορούν να τοποθετήσουν είτε μια γραμμή υψηλής ταχύτητας ή μια γραμμή μεσαίας ταχύτητας ή μια γραμμή χαμηλής ταχύτητας ή καμία γραμμή. Εάν απαιτούνται 100 ms υπολογιστικού χρόνου για να δημιουργηθεί και να εξετασθεί κάθε τοπολογία, πόσο θα χρειασθεί για να εξετασθούν όλες τους, ώστε να βρεθεί αυτή που ταιριάζει καλύτερα στο αναμενόμενο φορτίο;

ΑΣΚΗΣΗ 1^Η – ΕΞΕΤΑΣΗ ΤΟΠΟΛΟΓΙΩΝ

Μία συλλογή πέντε δρομολογητών πρόκειται να συνδεθεί με ένα υποδίκτυο σημείου προς σημείο. Μεταξύ κάθε ζεύγους δρομολογητών, οι σχεδιαστές μπορούν να τοποθετήσουν είτε μια γραμμή υψηλής ταχύτητας ή μια γραμμή μεσαίας ταχύτητας ή μια γραμμή χαμηλής ταχύτητας ή καμία γραμμή. Εάν απαιτούνται 100 ms υπολογιστικού χρόνου για να δημιουργηθεί και να εξετασθεί κάθε τοπολογία, πόσο θα χρειασθεί για να εξετασθούν όλες τους, ώστε να βρεθεί αυτή που ταιριάζει καλύτερα στο αναμενόμενο φορτίο;

Απάντηση:

Έστω οι δρομολογητές A, B, Γ, Δ και E. Υπάρχουν συνολικά 10 πιθανές συνδέσεις (γραμμές) μεταξύ τους: AB, AΓ, AΔ, AΕ, ΒΓ, ΒΔ, ΒΕ, ΓΔ, ΓΕ και ΔΕ.

Για κάθε μια σύνδεση υπάρχουν 4 πιθανές επιλογές: (α) Υψηλή Ταχύτητα, (β) Μεσαία Ταχύτητα, (γ) Χαμηλή Ταχύτητα και (δ) Χωρίς Σύνδεση

Άρα ο συνολικός αριθμός πιθανών τοπολογιών είναι $4^{10} = 1.048.576$

Αφού χρειάζονται 100 ms για να ελεγχθεί η κάθε μια, συνολικά θα χρειαστούν 104.857,6 sec, κάτι περισσότερο από 29 ώρες!

ΑΣΚΗΣΗ 2^Η – ΥΠΗΡΕΣΙΑ ΜΕ Ή ΧΩΡΙΣ ΕΠΙΒΕΒΑΙΩΣΗ

Ποια είναι η διαφορά μεταξύ μιας υπηρεσίας με επιβεβαίωση και μιας υπηρεσίας χωρίς επιβεβαίωση; Για κάθε μια από τις ακόλουθες πείτε αν είναι υπηρεσία με επιβεβαίωση, χωρίς επιβεβαίωση και τα δύο μαζί ή τίποτα από τα δύο.

- α) Εγκατάσταση σύνδεσης
- β) Μετάδοση δεδομένων
- γ) Απόλυση σύνδεσης

ΑΣΚΗΣΗ 2^Η – ΥΠΗΡΕΣΙΑ ΜΕ Ή ΧΩΡΙΣ ΕΠΙΒΕΒΑΙΩΣΗ

Ποια είναι η διαφορά μεταξύ μιας υπηρεσίας με επιβεβαίωση και μιας υπηρεσίας χωρίς επιβεβαίωση; Για κάθε μια από τις ακόλουθες πείτε αν είναι υπηρεσία με επιβεβαίωση, χωρίς επιβεβαίωση και τα δύο μαζί ή τίποτα από τα δύο.

- α) Εγκατάσταση σύνδεσης
- β) Μετάδοση δεδομένων
- γ) Απόλυση σύνδεσης

Απάντηση:

Υπηρεσία με επιβεβαίωση είναι εκείνη στην οποία η πλευρά του παραλήπτη (δέκτη) δίνει μια συγκεκριμένη απάντηση (σήμα απάντησης/επιβεβαίωσης) για να αντιδράσει σε μία αίτηση. Το (α) πρέπει να επιβεβαιωθεί, ενώ τα (β) και (γ) μπορεί να επιβεβαιωθούν μπορεί και όχι, ανάλογα με τις επιλογές των σχεδιαστών του εκάστοτε δικτύου.

ΑΣΚΗΣΗ 3^Η – ΑΞΙΟΠΙΣΤΕΣ ΣΥΝΔΕΣΜΟΣΤΡΕΦΕΙΣ ΥΠΗΡΕΣΙΕΣ

Δύο δίκτυα παρέχουν αξιόπιστες συνδεσμοστρεφείς υπηρεσίες. Το ένα από αυτά προσφέρει μια αξιόπιστη ροή byte, ενώ το άλλο προσφέρει μια αξιόπιστη ροή μηνυμάτων. Είναι τα δίκτυα πανομοιότυπα; Αν ναι, γιατί γίνεται η διάκριση; Αν όχι, δώστε ένα παράδειγμα της διαφοράς τους.

ΑΣΚΗΣΗ 3^Η – ΑΞΙΟΠΙΣΤΕΣ ΣΥΝΔΕΣΜΟΣΤΡΕΦΕΙΣ ΥΠΗΡΕΣΙΕΣ

Δύο δίκτυα παρέχουν αξιόπιστες συνδεσμολογικές υπηρεσίες. Το ένα από αυτά προσφέρει μια αξιόπιστη ροή byte, ενώ το άλλο προσφέρει μια αξιόπιστη ροή μηνυμάτων. Είναι τα δίκτυα πανομοιότυπα; Αν ναι, γιατί γίνεται η διάκριση; Αν όχι, δώστε ένα παράδειγμα της διαφοράς τους.

Απάντηση:

Η ροή byte και η ροή μηνυμάτων είναι διαφορετικές. Σε μια ροή μηνυμάτων, το δίκτυο διατηρεί αναφορές για τις αρχές και τα τέλη των μηνυμάτων. Σε μια ροή byte, αυτό δε συμβαίνει. Για παράδειγμα, υποθέστε ότι μια διεργασία τοποθετεί 1024 bytes σε μια σύνδεση και μετά από κάποιο χρονικό διάστημα τοποθετεί άλλα 1024 bytes. Ο δέκτης στην περίπτωση αυτή θα λάβει 2048 bytes. Με μια ροή μηνυμάτων, ο δέκτης θα λάμβανε 2 μηνύματα, των 1024 byte έκαστο. Με μια ροή byte δεν μετράμε το πλήθος των μηνυμάτων οπότε ο δέκτης θα λάμβανε όλα τα 2048 bytes ως μια μονάδα μετάδοσης. Το γεγονός ότι εξ' αρχής υπήρχαν δυο μηνύματα χάνεται.

ΑΣΚΗΣΗ 4^Η – ΕΠΙΒΑΡΥΝΣΗ ΕΠΙΚΕΦΑΛΙΔΩΝ

Ένα σύστημα διαθέτει ιεραρχία πρωτοκόλλων των n στρωμάτων. Οι εφαρμογές δημιουργούν μηνύματα μήκους M byte. Σε κάθε στρώμα προστίθεται μια επικεφαλίδα μήκους h byte. Ποιο είναι το ποσοστό των μεταδιδόμενων δεδομένων που καλύπτεται από επικεφαλίδες;

ΑΣΚΗΣΗ 4^Η – ΕΠΙΒΑΡΥΝΣΗ ΕΠΙΚΕΦΑΛΙΔΩΝ

Ένα σύστημα διαθέτει ιεραρχία πρωτοκόλλων των n στρωμάτων. Οι εφαρμογές δημιουργούν μηνύματα μήκους M byte. Σε κάθε στρώμα προστίθεται μια επικεφαλίδα μήκους h byte. Ποιο είναι το ποσοστό των μεταδιδόμενων δεδομένων που καλύπτεται από επικεφαλίδες;

Απάντηση:

Αφού σε κάθε στρώμα προστίθενται h bytes τότε στα n στρώματα θα προστεθούν συνολικά $n \cdot h$ bytes. Επομένως, τα συνολικά μεταδιδόμενα δεδομένα είναι επικεφαλίδες είναι $M + n \cdot h$ bytes και κατά συνέπεια το ποσοστό των μεταδιδόμενων δεδομένων που καταλαμβάνουν οι επικεφαλίδες είναι $n \cdot h / (M + n \cdot h)$.

ΑΣΚΗΣΗ 5^Η – ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΤΑΧΥΤΗΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ

Φαντασθείτε ότι εκπαιδεύετε το σκύλο σας το Bernie, ράτσας Αγ. Βερνάρδου, να κουβαλά ένα κουτί με τρία usb flash disks που περιέχουν 7 Gigabyte το καθένα. Ο σκύλος μπορεί να τρέξει προς εσάς, όπου και αν βρίσκεστε, με ταχύτητα 18 km την ώρα. Για ποια περιοχή αποστάσεων έχει ο Bernie μεγαλύτερο ρυθμό δεδομένων από ότι μια γραμμή των 155 Mbps;

ΑΣΚΗΣΗ 5^Η – ΣΥΓΚΡΙΣΗ ΤΑΧΥΤΗΤΩΝ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ

Φαντασθείτε ότι εκπαιδεύετε το σκύλο σας το Bernie, ράτσας Αγ. Βερνάρδου, να κουβαλά ένα κουτί με τρία usb flash disks που περιέχουν 7 Gigabyte το καθένα. Ο σκύλος μπορεί να τρέξει προς εσάς, όπου και αν βρίσκεστε, με ταχύτητα 18 km την ώρα. Για ποια περιοχή αποστάσεων έχει ο Bernie μεγαλύτερο ρυθμό δεδομένων από ότι μια γραμμή των 155 Mbps;

Απάντηση:

Ο σκύλος κουβαλάει $3 \cdot 7 \text{ Gigabytes} = 21 \text{ Gigabytes} = 168 \text{ Gigabits}$.

Η ταχύτητα του σκύλου είναι $18 \text{ km/h} = 0,005 \text{ km/sec}$.

Για να διανύσει $x \text{ km}$ χρειάζεται $x/0,005 \text{ sec} = 200 \cdot x \text{ sec}$.

Για να υπολογίσουμε το ρυθμό δεδομένων με τον οποίο μεταφέρει δεδομένα ο σκύλος πρέπει να διαιρέσουμε την ποσότητα των δεδομένων με το χρόνο που θα χρειαστεί για να μεταφερθούν στον προορισμό τους.

Συγκεκριμένα, ο σκύλος μεταφέρει δεδομένα σε απόσταση $x \text{ km}$, με ρυθμό $168/200 \cdot x \text{ Gbps} = 840/x \text{ Mbps}$.

Συνεπώς, θα πρέπει $840/x > 155$ δηλαδή $x < 5,4 \text{ km}$ περίπου.

ΑΣΚΗΣΗ 6^Η – TIME DIVISION MULTIPLEXING (TDM)

Μία γραμμή μετάδοσης 10Mbps διαμοιράζεται σε 10 χρήστες με τη χρήση πολυπλεξίας διαίρεσης χρόνου (Time Division Multiplexing-TDM) και χρονοθυρίδα (timeslot) 0.5s. Σε ένα ορισμένο χρονικό διάστημα 10s παρατηρήθηκε ότι οι 2 από τους χρήστες αξιοποίησαν πλήρως τις χρονοθυρίδες τους, ενώ οι υπόλοιποι δεν μετέδωσαν καθόλου δεδομένα. Πόσα δεδομένα μεταδόθηκαν και ποιο το ποσοστό χρησιμοποίησης (utilization rate) της γραμμής σε αυτό το διάστημα;

ΑΣΚΗΣΗ 6^Η – TIME DIVISION MULTIPLEXING (TDM)

Μία γραμμή μετάδοσης 10Mbps διαμοιράζεται σε 10 χρήστες με τη χρήση πολυπλεξίας διαίρεσης χρόνου (Time Division Multiplexing-TDM) και χρονοθυρίδα (timeslot) 0.5s. Σε ένα ορισμένο χρονικό διάστημα 10s παρατηρήθηκε ότι οι 2 από τους χρήστες αξιοποίησαν πλήρως τις χρονοθυρίδες τους, ενώ οι υπόλοιποι δεν μετέδωσαν καθόλου δεδομένα. Πόσα δεδομένα μεταδόθηκαν και ποιο το ποσοστό χρησιμοποίησης (utilization rate) της γραμμής σε αυτό το διάστημα;

Απάντηση:

- Εφόσον η χρονοθυρίδα είναι 0.5s τότε στο διάστημα των 10s κάθε χρήστης έλαβε $(10/0.5)/10 = 2$ χρονοθυρίδες
- Αφού η χωρητικότητα της γραμμής είναι 10Mbps, σε κάθε χρονοθυρίδα μπορούν να μεταδοθούν (το πολύ) 5Mbit
- Επομένως, κάθε χρήστης που χρησιμοποίησε πλήρως τις χρονοθυρίδες του στο εν λόγω διάστημα μετέδωσε συνολικά $2*5\text{Mbit} = 10\text{Mbit}$ και κατά επέκταση από τους δύο χρήστες μεταδόθηκαν συνολικά στη γραμμή $2* 10\text{Mbit} = 20\text{Mbit}$
- Προφανώς, η γραμμή θα αξιοποιούνταν πλήρως αν μεταδίδονταν 10Mbit/sec δηλαδή 100Mbit στα 10s
- Από τα παραπάνω συμπεραίνουμε ότι:

$$utilization_rate = \frac{20\text{Mbit}}{100\text{Mbit}} = 0.2 \text{ ή } \mathbf{20\%}$$

ΑΣΚΗΣΗ 7^Η – FREQUENCY DIVISION MULTIPLEXING (FDM)

Ο διαχειριστής ενός δικτύου επιθυμεί να συνδέσει 10 συσκευές σε μία ζεύξη εύρους ζώνης 1MHz. Οι συσκευές θα είναι σε θέση να μοιράζονται τη ζεύξη μέσω της τεχνικής πολυπλεξίας διαίρεσης συχνότητας (Frequency Division Multiplexing-FDM). Ποιο είναι το εύρος ζώνης του καναλιού που θα λάβει κάθε συσκευή αν ο διαμοιρασμός γίνει ισότιμα και η ζώνη ασφαλείας (guard band) μεταξύ των καναλιών είναι 10KHz;

ΑΣΚΗΣΗ 7^Η – FREQUENCY DIVISION MULTIPLEXING (FDM)

Ο διαχειριστής ενός δικτύου επιθυμεί να συνδέσει 10 συσκευές σε μία ζεύξη εύρους ζώνης 1MHz. Οι συσκευές θα είναι σε θέση να μοιράζονται τη ζεύξη μέσω της τεχνικής πολυπλεξίας διαίρεσης συχνότητας (Frequency Division Multiplexing-FDM). Ποιο είναι το εύρος ζώνης του καναλιού που θα λάβει κάθε συσκευή, αν ο διαμοιρασμός γίνει ισότιμα και η ζώνη ασφαλείας (guard band) μεταξύ των καναλιών είναι 10KHz;

Απάντηση:

- Χρειαζόμαστε συνολικά 10 κανάλια, ένα για κάθε συσκευή
- **Μεταξύ** των καναλιών (δηλαδή μεταξύ του 1^{ου} και του 2^{ου}, του 2^{ου} και του 3^{ου} κ.ο.κ.) απαιτείται μία ζώνη ασφαλείας 10KHz. Σε σύνολο 10 καναλιών απαιτούνται 9 ζώνες ασφαλείας, δηλαδή $9 \cdot 10\text{KHz} = 90\text{KHz}$ θα δεσμευτούν για αυτές τις ζώνες
- Το διαθέσιμο εύρος ζώνης που απομένει για τη δημιουργία καναλιών είναι: $1\text{MHz} - 90\text{KHz} = 1\text{MHz} - 0,09\text{MHz} = 0,91\text{MHz}$
- Θεωρώντας ισότιμο διαμοιρασμό του εύρους ζώνης, κάθε συσκευή θα λάβει ένα κανάλι $\frac{0,91\text{MHz}}{10} = 0,091\text{MHz}$

ΑΣΚΗΣΗ 8^Η – ΑΝΑΜΕΤΑΔΟΣΗ ΠΛΑΙΣΙΩΝ

Στα περισσότερα δίκτυα, το στρώμα ζεύξης δεδομένων αντιμετωπίζει τα λάθη μετάδοσης απαιτώντας την αναμετάδοση των παραπονημένων πλαισίων. Αν η πιθανότητα να παραπονηθεί ένα πλαίσιο είναι p , ποιος είναι ο μέσος αριθμός μεταδόσεων που απαιτούνται για να σταλεί ένα πλαίσιο, αν οι επαληθεύσεις δε χάνονται ποτέ;

ΑΣΚΗΣΗ 8^Η – ΑΝΑΜΕΤΑΔΟΣΗ ΠΛΑΙΣΙΩΝ

Στα περισσότερα δίκτυα, το στρώμα ζεύξης δεδομένων αντιμετωπίζει τα λάθη μετάδοσης απαιτώντας την αναμετάδοση των παραπονημένων πλαισίων. Αν η πιθανότητα να παραπονηθεί ένα πλαίσιο είναι p , ποιος είναι ο μέσος αριθμός μεταδόσεων που απαιτούνται για να σταλεί ένα πλαίσιο, αν οι επαληθεύσεις δε χάνονται ποτέ;

Απάντηση:

Η πιθανότητα, P_k , να χρειαστούν ακριβώς k μεταδόσεις είναι ίση με την πιθανότητα να σταλεί λάθος (αποτυχία μετάδοσης) $k-1$ φορές (δηλαδή p^{k-1}) επί την πιθανότητα την τελευταία φορά να σταλεί σωστά (δηλαδή $1-p$).

Ο μέσος όρος λοιπόν των αναμεταδόσεων είναι:

$$\sum_{k=1}^{\infty} kP_k = \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)p^{k-1} = \frac{1}{1-p}$$

ΑΣΚΗΣΗ 9^Η - ΒΙΤ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Έστω η ακολουθία bytes 11100111 11011101 01011001. Ποια είναι τα bits ισοτιμίας σε καθεμιά από τις παρακάτω τεχνικές ελέγχου ισοτιμίας:

- a) Vertical Redundancy Check (VRC) - άρτιας ισοτιμίας
- b) Longitudinal Redundancy Check (LRC) - άρτιας ισοτιμίας
- c) Two Dimensional Parity Check (TDPC) - περιττής ισοτιμίας

ΑΣΚΗΣΗ 9^Η - ΒΙΤ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Έστω η ακολουθία bytes 11100111 11010101 01011001. Ποια είναι τα bits ισοτιμίας σε καθεμιά από τις παρακάτω τεχνικές ελέγχου ισοτιμίας:

- a) Vertical Redundancy Check (VRC) - άρτιας ισοτιμίας
- b) Longitudinal Redundancy Check (LRC) - άρτιας ισοτιμίας
- c) Two Dimensional Parity Check (TDPC) - περιπτής ισοτιμίας

Απάντηση:

- a) Σε κάθε byte υπολογίζουμε το πλήθος των bits που έχουν τιμή 1. Αν είναι άρτιο τότε το bit (άρτιας) ισοτιμίας είναι 0, διαφορετικά 1

Byte	Bit ισοτιμίας
11100111	0
11010101	1
01011001	0

ΑΣΚΗΣΗ 9^Η - ΒΙΤ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Έστω η ακολουθία bytes 11100111 11010101 01011001. Ποια είναι τα bits ισοτιμίας σε καθεμιά από τις παρακάτω τεχνικές ελέγχου ισοτιμίας:

- a) Vertical Redundancy Check (VRC) - άρτιας ισοτιμίας
- b) Longitudinal Redundancy Check (LRC) - άρτιας ισοτιμίας
- c) Two Dimensional Parity Check (TDPC) - περιπτής ισοτιμίας

Απάντηση:

- b) Για τα πρώτα, δεύτερα, ... , όγδοα bits των bytes υπολογίζουμε το bit (άρτιας) ισοτιμίας

Bit	1 ^ο	2 ^ο	3 ^ο	4 ^ο	5 ^ο	6 ^ο	7 ^ο	8 ^ο
	1	1	1	0	0	1	1	1
Bytes	1	1	0	1	0	1	0	1
	0	1	0	1	1	0	0	1
Bit ισοτιμίας	0	1	1	0	1	0	1	1

ΑΣΚΗΣΗ 9^Η - ΒΙΤ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Έστω η ακολουθία bytes 11100111 11010101 01011001. Ποια είναι τα bits ισοτιμίας σε καθεμιά από τις παρακάτω τεχνικές ελέγχου ισοτιμίας:

- a) Vertical Redundancy Check (VRC) - άρτιας ισοτιμίας
- b) Longitudinal Redundancy Check (LRC) - άρτιας ισοτιμίας
- c) Two Dimensional Parity Check (TDPC) - περιττής ισοτιμίας

Απάντηση:

- c) Εφαρμόζουμε συνδυαστικά τις τεχνικές VRC και LRC χρησιμοποιώντας περιττή ισοτιμία

Bit	1 ^ο	2 ^ο	3 ^ο	4 ^ο	5 ^ο	6 ^ο	7 ^ο	8 ^ο	VRC
Bytes	1	1	1	0	0	1	1	1	1
	1	1	0	1	0	1	0	1	0
	0	1	0	1	1	0	0	1	1
LRC	1	0	0	1	0	1	0	0	1

Bits ισοτιμίας γραμμών

Bits ισοτιμίας στηλών

ΑΣΚΗΣΗ 10^Η – ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ

Ένας τρόπος ανίχνευσης λαθών είναι η μετάδοση δεδομένων σε τεμάχια (block) των n γραμμών με k bit ανά γραμμή και η πρόσθεση bit ισοτιμίας σε κάθε γραμμή και σε κάθε στήλη. Θα ανιχνεύσει αυτή η μέθοδος όλα τα απλά λάθη; Τα διπλά λάθη; Τα τριπλά λάθη;

ΑΣΚΗΣΗ 10^Η – ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ

Ένας τρόπος ανίχνευσης λαθών είναι η μετάδοση δεδομένων σε τεμάχια (block) των n γραμμών με k bit ανά γραμμή και η πρόσθεση bit ισοτιμίας σε κάθε γραμμή και σε κάθε στήλη. Θα ανιχνεύσει αυτή η μέθοδος όλα τα απλά λάθη; Τα διπλά λάθη; Τα τριπλά λάθη;

Απάντηση:

Ένα απλό λάθος θα έχει ως αποτέλεσμα να είναι λανθασμένα και τα οριζόντια και τα κάθετα parity bits. Τα διπλά λάθη, θα ανιχνεύονται επίσης εύκολα, μια και αν είναι στην ίδια γραμμή θα είναι λανθασμένα τα parity bits των αντίστοιχων στηλών και αν είναι στην ίδια στήλη θα είναι λανθασμένα τα parity bits των αντίστοιχων γραμμών. Για τον ίδιο λόγο και τα τριπλά λάθη θα είναι εύκολο να διορθωθούν είτε βρίσκονται στην ίδια γραμμή ή στήλη, είτε σε δύο διαφορετικές, είτε σε τρεις.

ΑΣΚΗΣΗ 11^Η - CYCLIC REDUNDANCY CHECK

Θεωρείστε τη χρήση της τεχνικής CRC (Cyclic Redundancy Check) για την ανίχνευση σφαλμάτων που εμφανίζονται κατά τη μετάδοση δεδομένων σε μία ζεύξη επιρρεπή σε σφάλματα. Αν ο γεννήτορας CRC (CRC generator) περιγράφεται από το πολυώνυμο $x^3 + 1$:

- a) Υπολογίστε τα CRC bits για τα δεδομένα 101110
- b) Πραγματοποιήστε έλεγχο για σφάλματα στην περίπτωση λήψης των δεδομένων 110001 με CRC bits 101

ΑΣΚΗΣΗ 11^Η - CYCLIC REDUNDANCY CHECK

Θεωρείστε τη χρήση της τεχνικής CRC (Cyclic Redundancy Check) για την ανίχνευση σφαλμάτων που εμφανίζονται κατά τη μετάδοση δεδομένων σε μία ζεύξη επιρρεπή σε σφάλματα. Αν ο γεννήτορας CRC (CRC generator) περιγράφεται από το πολυώνυμο $x^3 + 1$:

- a) Υπολογίστε τα CRC bits για τα δεδομένα 101110
- b) Πραγματοποιήστε έλεγχο για σφάλματα στην περίπτωση λήψης των δεδομένων 110001 με CRC bits 101

Απάντηση:

- a) Ο γεννήτορας που εκφράζεται από το πολυώνυμο $x^3 + 1$ είναι ο 1001. Εισάγουμε στο τέλος των δεδομένων 3 μηδενικά (τόσα όσα τα ψηφία του γεννήτορα μείον 1) και διαιρούμε με τον γεννήτορα. Το υπόλοιπο της διαίρεσης αποτελεί τα CRC bits

$$\begin{array}{r} 101011 \\ 1001 \overline{) 101110000} \\ \underline{1001} \\ 1010 \\ \underline{1001} \\ 1100 \\ \underline{1001} \\ 1010 \\ \underline{1001} \\ 011 \end{array}$$

ΑΣΚΗΣΗ 11^Η - CYCLIC REDUNDANCY CHECK

Θεωρείστε τη χρήση της τεχνικής CRC (Cyclic Redundancy Check) για την ανίχνευση σφαλμάτων που εμφανίζονται κατά τη μετάδοση δεδομένων σε μία ζεύξη επιρρεπή σε σφάλματα. Αν ο γεννήτορας CRC (CRC generator) περιγράφεται από το πολυώνυμο $x^3 + 1$:

- a) Υπολογίστε τα CRC bits για τα δεδομένα 101110
- b) Πραγματοποιήστε έλεγχο για σφάλματα στην περίπτωση δεδομένων 110001 με CRC bits 101

Απάντηση:

- b) Εισάγουμε στο τέλος των δεδομένων τα CRC bits και διαιρούμε με τον γεννήτορα. Αφού το υπόλοιπο της διαίρεσης δεν είναι μηδέν συνεπάγεται ότι τα δεδομένα δεν είναι έγκυρα.

```
      110111
1001 ) 110001101
      1001
      1010
      1001
      1111
      1001
      1100
      1001
      1011
      1001
      010
```

ΑΣΚΗΣΗ 12^Η – ΚΩΔΙΚΑΣ HAMMING/ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ

Κωδικοποιείστε την ακολουθία bits 10110001 χρησιμοποιώντας την κωδικοποίηση Hamming (7,4)

Σημειώσεις:

- Η κωδικοποίηση Hamming χαρακτηρίζεται από ένα ζεύγος της μορφής (x,y) , όπου y το πλήθος των ψηφίων που κωδικοποιούνται κάθε φορά και x ο αριθμός των ψηφίων της κωδικοποιημένης λέξης. Σε κάθε κωδικοποιημένη λέξη υπάρχουν $x-y$ bits ελέγχου ισοτιμίας
- **Τυπικά**, τα bits ελέγχου ισοτιμίας βρίσκονται σε εκείνες τις θέσεις της κωδικοποιημένης λέξης που είναι δυνάμεις του 2 (δηλαδή το πρώτο bit ελέγχου ισοτιμίας βρίσκεται στη θέση $2^0 = 1$, το δεύτερο στη θέση $2^1 = 2$ κ.ο.κ.). Τις υπόλοιπες θέσεις καταλαμβάνουν τα bits του τμήματος των δεδομένων που κωδικοποιείται
- Το k -οστό bit ελέγχου ισοτιμίας, που καταλαμβάνει τη θέση 2^{k-1} της κωδικοποιημένης λέξης, περιέχει το bit ισοτιμίας των θέσεων που ο αύξων αριθμός τους είναι μεγαλύτερος από 2^{k-1} και η δυαδική του μορφή έχει το k -οστό bit ίσο με 1. Τα bits στα οποία αναφέρεται αποτελούν bits των (καθαρών) δεδομένων που κωδικοποιούνται

ΑΣΚΗΣΗ 12^Η – ΚΩΔΙΚΑΣ HAMMING/ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ

Κωδικοποιείστε την ακολουθία bits 10110001 χρησιμοποιώντας την κωδικοποίηση Hamming (7,4)

Απάντηση:

- Κωδικοποίηση Hamming (7,4) → κωδικοποίηση ανά ομάδα 4 bits δεδομένων & 3 bits ισοτιμίας ανά ομάδα
- Το πρώτο bit ισοτιμίας καταλαμβάνει τη θέση $2^0 = 1$ (της κωδικοποιημένης λέξης) και περιέχει το bit ελέγχου άρτιας ισοτιμίας για τα bit που βρίσκονται στις θέσεις $3 = 011_{(2)}$, $5 = 101_{(2)}$ και $7 = 111_{(2)}$
- Το δεύτερο bit ισοτιμίας καταλαμβάνει τη θέση $2^1 = 2$ (της κωδικοποιημένης λέξης) και περιέχει το bit ελέγχου άρτιας ισοτιμίας για τα bit που βρίσκονται στις θέσεις $3 = 011_{(2)}$, $6 = 110_{(2)}$ και $7 = 111_{(2)}$
- Το τρίτο bit ισοτιμίας καταλαμβάνει τη θέση $2^2 = 4$ (της κωδικοποιημένης λέξης) και περιέχει το bit ελέγχου άρτιας ισοτιμίας για τα bit που βρίσκονται στις θέσεις $5 = 101_{(2)}$, $6 = 110_{(2)}$ και $7 = 111_{(2)}$
- Η ακολουθία bits 10110001 χωρίζεται σε δύο τμήματα τα οποία κωδικοποιούνται χωριστά:
 - Τμήμα 1^ο = 1011 → Κωδικοποιημένη λέξη = 1010101
 - Τμήμα 2^ο = 0001 → Κωδικοποιημένη λέξη = 0000111
- Συνολικά: καθαρά δεδομένα = 10110001 → κωδικοποιημένα δεδομένα = 10101010000111

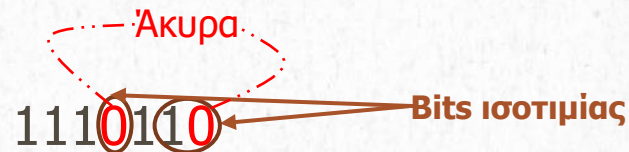
ΑΣΚΗΣΗ 13^Η – ΚΩΔΙΚΑΣ HAMMING/ ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ & ΔΙΟΡΘΩΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΟΣ

Ένα τμήμα δεδομένων των 4 bits κωδικοποιήθηκε με την τεχνική Hamming (7,4) και μεταφέρθηκε από το ένα άκρο μίας επιρρεπής σε σφάλματα ζεύξης στο άλλο άκρο αυτής. Τα (κωδικοποιημένα) δεδομένα που λήφθηκαν αντιπροσωπεύονται από την ακολουθία bits 1110110. Ελέγξτε αν προέκυψε σφάλμα κατά τη μετάδοση των δεδομένων και σε περίπτωση που συνέβη διορθώστε το.

ΑΣΚΗΣΗ 13^Η – ΚΩΔΙΚΑΣ HAMMING/ ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ & ΔΙΟΡΘΩΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΟΣ

Ένα τμήμα δεδομένων των 4 bits κωδικοποιήθηκε με την τεχνική Hamming (7,4) και μεταφέρθηκε από το ένα άκρο μίας επιρρεπής σε σφάλματα ζεύξης στο άλλο άκρο αυτής. Τα (κωδικοποιημένα) δεδομένα που λήφθηκαν αντιπροσωπεύονται από την ακολουθία bits 1110110. Ελέγξτε αν προέκυψε σφάλμα κατά τη μετάδοση των δεδομένων και σε περίπτωση που συνέβη διορθώστε το.

Απάντηση:



- Ελέγχοντας τα bits (άρτιας) ισοτιμίας συμπεραίνουμε ότι υπάρχει σφάλμα αφού τα bits ισοτιμίας που βρίσκονται στις θέσεις 1 και το 4 δεν είναι έγκυρα
- Για να βρούμε ποιο bit μεταδόθηκε εσφαλμένα, αρκεί να προσθέσουμε τις θέσεις των bits ισοτιμίας που δεν είναι έγκυρα. Συνεπώς, το λάθος βρίσκεται στο $1+4=5^ο$ bit το οποίο θα έπρεπε να έχει την τιμή 0

ΑΣΚΗΣΗ 14^Η – FRAME ERROR RATE

Ζητείται η μετάδοση πλαισίων μέσω μιας ζεύξης, όπου η πιθανότητα να αλλοιωθεί ένα bit (δηλαδή το **Bit Error Rate** - BER) είναι 0.05% και τα σφάλματα των bits είναι ανεξάρτητα μεταξύ τους. Για ποιο από τα παρακάτω μεγέθη πλαισίου είναι μικρότερη η πιθανότητα μεταδοθεί εσφαλμένα ένα πλαίσιο;

- a) 50bytes
- b) 100bytes

ΑΣΚΗΣΗ 14^Η – FRAME ERROR RATE

Ζητείται η μετάδοση πλαισίων μέσω μιας ζεύξης, όπου η πιθανότητα να αλλοιωθεί ένα bit (δηλαδή το **Bit Error Rate - BER**) είναι 0.05% και τα σφάλματα των bits είναι ανεξάρτητα μεταξύ τους. Για ποιο από τα παρακάτω μεγέθη πλαισίου είναι μικρότερη η πιθανότητα μεταδοθεί εσφαλμένα ένα πλαίσιο;

- a) 50bytes
- b) 100bytes

Απάντηση:

- Η πιθανότητα να μεταδοθεί σωστά ένα bit είναι ίση με $1 - BER$
- Η πιθανότητα να μεταδοθεί ορθώς ένα πλαίσιο είναι ίση με την πιθανότητα να μεταδοθούν σωστά όλα τα bits που το αποτελούν, δηλαδή $(1 - BER)^N$, όπου N το πλήθος των bits του πλαισίου
- Η πιθανότητα να χαθεί ένα πλαίσιο (**Frame Error Rate - FER**) εκφράζεται από τη σχέση $FER = 1 - (1 - BER)^N$
- Συνεπώς, στην πρώτη περίπτωση έχουμε $FER = 1 - (1 - 0.0005)^{8 \cdot 50} \approx 0.18$ ή 18%, ενώ στη δεύτερη $FER = 1 - (1 - 0.0005)^{8 \cdot 100} \approx 0.33$ ή 33%. Άρα, η δεύτερη περίπτωση παρουσιάζει μεγαλύτερη πιθανότητα απώλειας ενός πλαισίου

ΑΣΚΗΣΗ 15^Η – ΚΑΘΥΣΤΕΡΗΣΗ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΚΑΙ ΔΙΑΔΟΣΗΣ ΣΕ ΜΙΑ ΖΕΥΞΗ

Ένας δικτυακός κόμβος είναι συνδεδεμένος σε με μία χάλκινη ζεύξη που έχει χωρητικότητα 1Mbps, ταχύτητα διάδοσης $2 \cdot 10^8 \text{m/s}$ και μήκος 10m. Να υπολογιστούν οι παρακάτω καθυστερήσεις:

- a) Διάδοσης (μέχρι το άλλο άκρο της γραμμής)
- b) Μετάδοσης στη ζεύξη ενός πλαισίου 200 bytes

ΑΣΚΗΣΗ 15^Η – ΚΑΘΥΣΤΕΡΗΣΗ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΚΑΙ ΔΙΑΔΟΣΗΣ ΣΕ ΜΙΑ ΖΕΥΞΗ

Ένας δικτυακός κόμβος είναι συνδεδεμένος σε με μία χάλκινη ζεύξη που έχει χωρητικότητα 1Mbps, ταχύτητα διάδοσης $2 \cdot 10^8 \text{m/s}$ και μήκος 10m. Να υπολογιστούν οι παρακάτω καθυστερήσεις:

- a) Διάδοσης (μέχρι το άλλο άκρο της γραμμής)
- b) Μετάδοσης στη ζεύξη ενός πλαισίου 200 bytes

Απάντηση:

- a) Η καθυστέρηση διάδοσης εκφράζει το χρόνο που μεσολαβεί από τη στιγμή που ξεκινά ο κόμβος να μεταδίδει δεδομένα στη ζεύξη μέχρι να αρχίσει η λήψη τους από τον κόμβο που είναι συνδεδεμένος στο άλλο άκρο αυτής. Αν η ταχύτητα διάδοσης είναι $S \text{ m/s}$ και $L \text{ m}$ το μήκος της γραμμής τότε προφανώς η καθυστέρηση διάδοσης δίνεται από τον τύπο:

$$d_{prop} = \frac{L}{S}$$

Επομένως, στην προκειμένη περίπτωση $d_{prop} = \frac{10\text{m}}{2 \cdot 10^8 \text{m/s}} = 5 \cdot 10^{-8} \text{s}$

ΑΣΚΗΣΗ 15^Η – ΚΑΘΥΣΤΕΡΗΣΗ ΜΕΤΑΔΟΣΗΣ ΚΑΙ ΔΙΑΔΟΣΗΣ ΣΕ ΜΙΑ ΖΕΥΞΗ

Ένας δικτυακός κόμβος είναι συνδεδεμένος σε με μία χάλκινη ζεύξη που έχει χωρητικότητα 1Mbps, ταχύτητα διάδοσης $2 \cdot 10^8 \text{m/s}$ και μήκος 10m. Να υπολογιστούν οι παρακάτω καθυστερήσεις:

- a) Διάδοσης (μέχρι το άλλο άκρο της γραμμής)
- b) Μετάδοσης στη ζεύξη ενός πλαισίου 200 bytes

Απάντηση:

- b) Η καθυστέρηση μετάδοσης είναι ο χρόνος που απαιτείται προκειμένου να τοποθετηθούν όλα τα bits ενός πακέτου δεδομένων στη ζεύξη. Θεωρώντας ότι ο κόμβος μπορεί να μεταδίδει στο μέγιστο ρυθμό (έστω R bps) που επιτρέπει η γραμμή τότε η καθυστέρηση μετάδοσης ενός πακέτου δεδομένων μεγέθους L bits δίνεται από τον τύπο:

$$d_{trans} = \frac{L}{R}$$

Κατά συνέπεια, στην παρούσα περίπτωση $d_{trans} = \frac{200 \cdot 8 \text{ bits}}{10^6 \text{ bits/s}} = 16 \cdot 10^{-4} \text{ s} = 1.6 \text{ ms}$

ΑΣΚΗΣΗ 16^Η – STOP-AND-WAIT ARQ/ ΒΑΘΜΟΣ ΧΡΗΣΗΣ ΖΕΥΞΗΣ

Μία εταιρεία δορυφορικού Internet προσφέρει σε κάθε πελάτη της μία (ασύρματη) ζεύξη αποστολής (upload link) προς το δορυφόρο χωρητικότητας 1Gbps. Η καθυστέρηση διάδοσης σε αυτή τη ζεύξη είναι 125ms. Να ευρεθεί ο μέγιστος εφικτός βαθμός χρήσης της ζεύξης (utilization) όταν ο επίγειος πομπός-πελάτης μεταδίδει πλαίσια 1000bytes, ενώ για τον έλεγχο της ροής και της απώλειας πλαισίων χρησιμοποιείται το πρωτόκολλο διακοπής και αναμονής (stop & wait). Θεωρήστε ότι το μέγεθος των επιβεβαιώσεων και ο χρόνος που δαπανάτε από τη στιγμή που λαμβάνεται ένα πλαίσιο από τον δορυφόρο μέχρι να ξεκινήσει η αποστολή της επιβεβαίωσης είναι αμελητέες ποσότητες.

ΑΣΚΗΣΗ 16^Η – STOP-AND-WAIT ARQ/ ΒΑΘΜΟΣ ΧΡΗΣΗΣ ΖΕΥΞΗΣ

Μία εταιρεία δορυφορικού Internet προσφέρει σε κάθε πελάτη της μία (ασύρματη) ζεύξη αποστολής (upload link) προς το δορυφόρο χωρητικότητας 1Gbps. Η καθυστέρηση διάδοσης σε αυτή τη ζεύξη είναι 125ms. Να ευρεθεί ο μέγιστος εφικτός βαθμός χρήσης της ζεύξης (utilization) όταν ο επίγειος πομπός-πελάτης μεταδίδει πλαίσια 1000bytes, ενώ για τον έλεγχο της ροής και της απώλειας πλαισίων χρησιμοποιείται το πρωτόκολλο διακοπής και ανάμονής (stop & wait). Θεωρήστε ότι το μέγεθος των επιβεβαιώσεων και ο χρόνος που δαπανάτε από τη στιγμή που λαμβάνεται ένα πλαίσιο από τον δορυφόρο μέχρι να ξεκινήσει η αποστολή της επιβεβαίωσης είναι αμελητέες ποσότητες.

Απάντηση:

- Το πρωτόκολλο παύσης και αναμονής στέλνει ένα πλαίσιο και εν συνεχεία αναμένει την επιβεβαίωση του προκειμένου να στείλει το επόμενο. Ο χρόνος που μεσολοβεί από την έναρξη της αποστολής ενός πλαισίου μέχρι τη λήψη της επιβεβαίωσης του, ονομάζεται χρόνος μετάβασης μετ' επιστροφής (Round Trip Time – RTT). Όσο μεγαλύτερος είναι ο χρόνος αναμονής τόσο μικρότερος είναι ο χρόνος που χρησιμοποιείται η ζεύξη (δηλαδή πραγματοποιείται μετάδοση σε αυτήν). Κατά συνέπεια, ο μέγιστος εφικτός βαθμός χρήσης της ζεύξης επιτυγχάνεται όταν για την επιβεβαίωση κάθε πλαισίου δεν εμφανίζεται αναμονή μεγαλύτερη από RTT (π.χ. λόγω απώλειας της επιβεβαίωσης) και υπολογίζετε από τον τύπο:

$$U = \frac{d_{trans}}{RTT}$$

- Εφόσον, υποθέτουμε πως το μέγεθος των επιβεβαιώσεων και ο χρόνος που δαπανάτε από τη στιγμή που λαμβάνεται ένα πλαίσιο μέχρι να ξεκινήσει η αποστολή της επιβεβαίωσης είναι αμελητέες ποσότητες, ισχύει ότι $RTT = d_{trans} + 2 * d_{prop}$

$$\text{Άρα στην παρούσα περίπτωση } U = \frac{\frac{8000}{10^9}}{\frac{8000}{10^9} + 2 * 0.125} = 0.000032 \text{ ή } 0.0032\%$$

ΑΣΚΗΣΗ 17^Η – SLIDING WINDOW/ ΜΕΓΙΣΤΟΣ ΡΥΘΜΟΣ ΑΠΟΣΤΟΛΗΣ & ΑΥΞΟΝΤΕΣ ΑΡΙΘΜΟΙ ΠΛΑΙΣΙΩΝ

Για τη δορυφορική σύνδεση που περιγράφηκε στην προηγούμενη άσκηση, αν θεωρήσουμε τη χρήση του πρωτοκόλλου κυλιόμενου παραθύρου (sliding window) αντί του πρωτοκόλλου παύσης και αναμονής:

- 1) Ποιος είναι ο μέγιστος ρυθμός αποστολής που μπορεί να επιτευχθεί από τον επίγειο πομπό/πελάτη αν το μέγιστο επιτρεπτό μέγεθος παραθύρου είναι 50000bytes
- 2) Πόσα bits πρέπει να είναι οι αύξοντες αριθμοί των πλαισίων όταν δεν συμβαίνουν σφάλματα και το παράθυρο έχει μέγεθος τέτοιο ώστε να επιτυγχάνεται βέλτιστη αξιοποίηση της ζεύξης αποστολής (upload link)

ΑΣΚΗΣΗ 17^Η – SLIDING WINDOW/ ΜΕΓΙΣΤΟΣ ΡΥΘΜΟΣ ΑΠΟΣΤΟΛΗΣ & ΑΥΞΟΝΤΕΣ ΑΡΙΘΜΟΙ ΠΛΑΙΣΙΩΝ

Για τη δορυφορική σύνδεση που περιγράφηκε στην προηγούμενη άσκηση, αν θεωρήσουμε τη χρήση του πρωτοκόλλου κυλιόμενου παραθύρου (sliding window) αντί του πρωτοκόλλου παύσης και αναμονής:

- 1) Ποιος είναι ο μέγιστος ρυθμός αποστολής που μπορεί να επιτευχθεί από τον επίγειο πομπό/πελάτη αν το μέγιστο επιτρεπτό μέγεθος παραθύρου είναι 50000bytes
- 2) Πόσα bits πρέπει να είναι οι αύξοντες αριθμοί των πλαισίων όταν δεν συμβαίνουν σφάλματα και το παράθυρο έχει μέγεθος τέτοιο ώστε να επιτυγχάνεται βέλτιστη αξιοποίηση της ζεύξης αποστολής (upload link)

Απάντηση:

- 1) Το πρωτόκολλο κυλιόμενου παραθύρου έχει τη δυνατότητα αποστολής το πολύ w πλαισίων σε χρόνο RTT , όπου w το μέγεθος του κυλιόμενου παραθύρου. Συνεπώς, ο μέγιστος εφικτός ρυθμός αποστολής είναι $\frac{w}{RTT}$, με την προϋπόθεση βέβαια ότι ο ρυθμός αυτός είναι μικρότερος ή ίσος της χωρητικότητας της γραμμής. Στη τρέχουσα περίπτωση, ο μέγιστος εφικτός ρυθμός, που επιτυγχάνεται όταν το κυλιόμενο παράθυρο έχει το μέγιστο επιτρεπτό μέγεθος των 50000bytes, ισούται με $\frac{50000bytes}{0.25s} = 200000bytes/s = 200KB/s = 1600Kbps$

ΑΣΚΗΣΗ 17^Η – SLIDING WINDOW/ ΜΕΓΙΣΤΟΣ ΡΥΘΜΟΣ ΑΠΟΣΤΟΛΗΣ & ΑΥΞΟΝΤΕΣ ΑΡΙΘΜΟΙ ΠΛΑΙΣΙΩΝ

Για τη δορυφορική σύνδεση που περιγράφηκε στην προηγούμενη άσκηση, αν θεωρήσουμε τη χρήση του πρωτοκόλλου κυλιόμενου παραθύρου (sliding window) αντί του πρωτοκόλλου παύσης και αναμονής:

- 1) Ποιος είναι ο μέγιστος ρυθμός αποστολής που μπορεί να επιτευχθεί από τον επίγειο πομπό/πελάτη αν το μέγιστο επιτρεπτό μέγεθος παραθύρου είναι 50000bytes
- 2) Πόσα bits πρέπει να είναι οι αύξοντες αριθμοί των πλαισίων όταν δεν συμβαίνουν σφάλματα και το παράθυρο έχει μέγεθος τέτοιο ώστε να επιτυγχάνεται βέλτιστη αξιοποίηση της ζεύξης αποστολής (upload link)

Απάντηση:

- 2) Για βέλτιστη απόδοση, θα πρέπει το μέγεθος του παραθύρου αποστολής να είναι αρκετά μεγάλο, ώστε ο αποστολέας να στέλνει συνέχεια μέχρι να παραληφθεί η πρώτη επιβεβαίωση. Ο χρόνος που μεσολαβεί από την έναρξη της αποστολής του πρώτου πλαισίου του παραθύρου έως τη λήψη της πρώτης επιβεβαίωσης ισούται με RTT . Άρα, το ζητούμενο μέγεθος του παραθύρου όταν δεν έχουμε σφάλματα είναι $\frac{RTT}{d_{trans}} = 31251$ πλαίσια. Συνεπώς, για τους αύξοντες αριθμούς απαιτούνται 15 bits

ΑΣΚΗΣΗ 18^Η – SLIDING WINDOW / ΔΙΑΓΡΑΜΜΑ ΧΩΡΟΥ-ΧΡΟΝΟΥ

Για τις τεχνικές Go Back N ARQ και Selective Repeat ARQ να κατασκευαστεί το διάγραμμα χώρου-χρόνου (space-time diagram) μέχρι τη μετάδοση του 9^{ου} πλαισίου όταν:

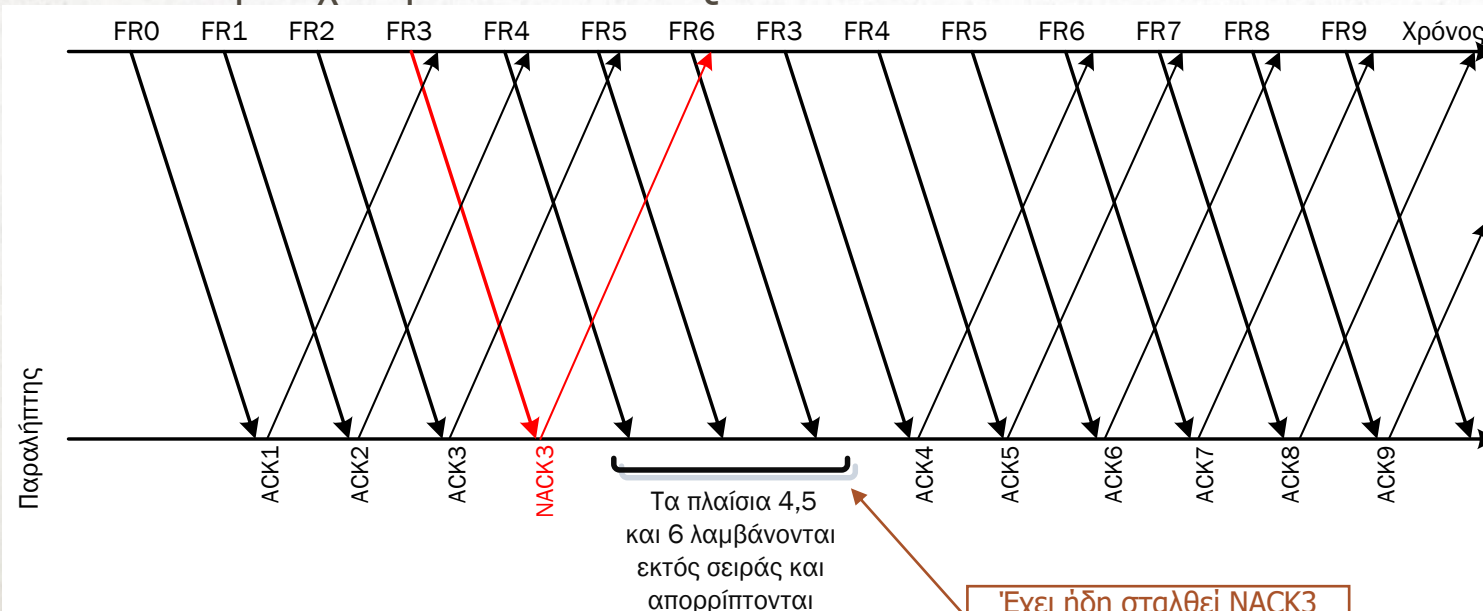
- μεταδίδονται πλαίσια ίσου μεγέθους
- το μέγεθος του παραθύρου αποστολής είναι 4 πλαίσια και είναι αρκετά μεγάλο, ώστε ο αποστολέας να στέλνει συνέχεια μέχρι να παραληφθεί η πρώτη επιβεβαίωση
- όλες οι μεταδόσεις πλαισίων είναι επιτυχείς εκτός της πρώτης μετάδοσης του 4^{ου} πλαισίου που εμφανίζει σφάλματα

Για τις τεχνικές Go Back N ARQ και Selective Repeat ARQ να κατασκευαστεί το διάγραμμα χώρου-χρόνου (space-time diagram) μέχρι τη μετάδοση του 9ου πλαισίου όταν:

- μεταδίδονται πλαίσια ίσου μεγέθους
- το μέγεθος του παραθύρου αποστολής είναι 4 πλαίσια και είναι αρκετά μεγάλο, ώστε ο αποστολέας να στέλνει συνέχεια μέχρι να παραληφθεί η πρώτη επιβεβαίωση
- όλες οι μεταδόσεις πλαισίων είναι επιτυχείς εκτός της πρώτης μετάδοσης του 4ου πλαισίου που εμφανίζει σφάλματα

Απάντηση:

Για την τεχνική Go Back N ARQ:



Έχει ήδη σταλθεί NACK3 και δεν αποστέλλεται ξανά

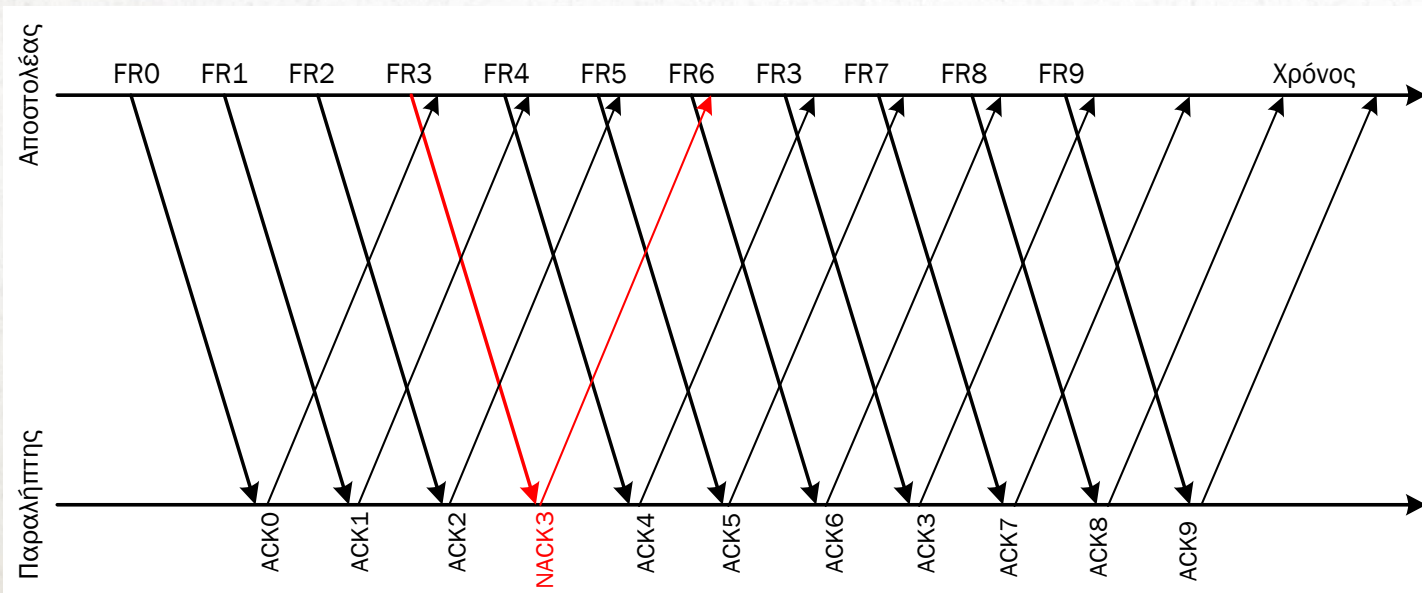
ΑΣΚΗΣΗ 18^Η – SLIDING WINDOW/ ΔΙΑΓΡΑΜΜΑ ΧΩΡΟΥ-ΧΡΟΝΟΥ

Για τις τεχνικές Go Back N ARQ και Selective Repeat ARQ να κατασκευαστεί το διάγραμμα χώρου-χρόνου (space-time diagram) μέχρι τη μετάδοση του 9^{ου} πλαισίου όταν:

- μεταδίδονται πλαίσια ίσου μεγέθους
- το μέγεθος του παραθύρου αποστολής είναι 4 πλαίσια και είναι αρκετά μεγάλο, ώστε ο αποστολέας να στέλνει συνέχεια μέχρι να παραληφθεί η πρώτη επιβεβαίωση
- όλες οι μεταδόσεις πλαισίων είναι επιτυχείς εκτός της πρώτης μετάδοσης του 4^{ου} πλαισίου που εμφανίζει σφάλματα

Απάντηση:

Για την τεχνική Selective Repeat ARQ:



ΑΣΚΗΣΗ 18^Η – SLIDING WINDOW/ ΔΙΑΓΡΑΜΜΑ ΧΩΡΟΥ-ΧΡΟΝΟΥ

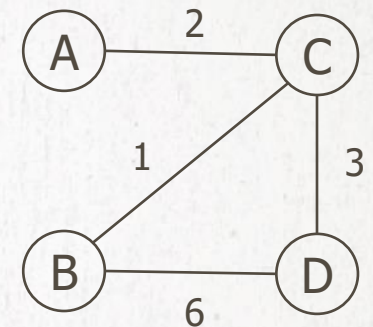
ΑΣΚΗΣΗ 19^Η – RIP

Στη διπλανή εικόνα παρουσιάζεται η τοπολογία ενός δικτύου αποτελούμενου από τέσσερις κόμβους.

(α) Εκτελέστε τον αλγόριθμο RIP σε αυτό το δίκτυο μέχρι να βρεθούν τα ελάχιστα μονοπάτια.

(β) Υποθέστε ότι η σύνδεση μεταξύ του A και του C καταρρέει και ότι ο C αντιλαμβάνεται αμέσως την κατάρρευση. Δείξε τις αλλαγές που θα συμβούν στους πίνακες δρομολόγησης των κόμβων για τέσσερις επαναλήψεις του RIP. Τι πρόβλημα παρατηρείτε;

(γ) Προτείνετε μια λύση για το πρόβλημα που παρουσιάστηκε στο (β).



ΑΣΚΗΣΗ 19^Η – RIP

Απάντηση:

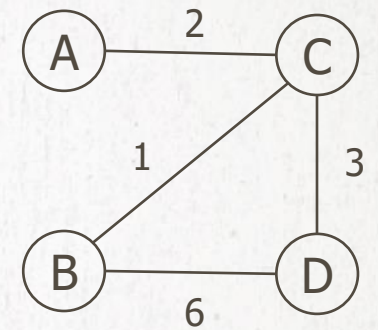
(a) Για $t=0$:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
A	A	0	A

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	B	0	B

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
C	C	0	C

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
D	D	0	D



ΑΣΚΗΣΗ 19^H – RIP

Απάντηση:

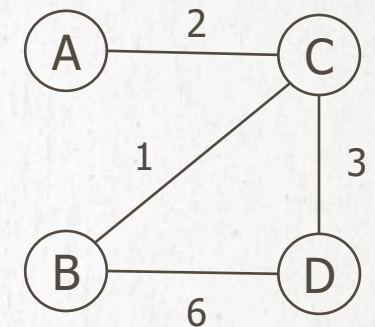
- Για $t=1$:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
A	A	0	A
A	C	2	C

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	B	0	B
B	C	1	C
B	D	6	D

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
C	C	0	C
C	A	2	A
C	B	1	B
C	D	3	D

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
D	D	0	D
D	B	6	B
D	C	3	C



ΑΣΚΗΣΗ 19^H – RIP

Απάντηση:

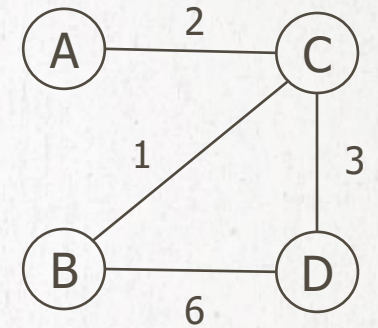
- Για t=2:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
A	A	0	A
A	B	3	C
A	C	2	C
A	D	5	C

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	B	0	B
B	A	3	C
B	C	1	C
B	D	4	C

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
C	C	0	C
C	A	2	A
C	B	1	B
C	D	3	D

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
D	D	0	D
D	A	5	C
D	B	4	C
D	C	3	C



ΑΣΚΗΣΗ 19^H – RIP

Απάντηση: (β)

- Για $t=k$:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	A	3	C
C	A	4	B
D	A	5	C

- Για $t=k+1$:

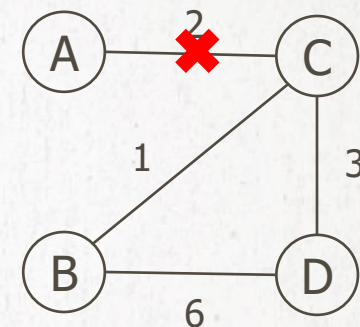
NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	A	5	C
C	A	4	B
D	A	7	C

- Για $t=k+2$:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	A	5	C
C	A	6	B
D	A	7	C

- Για $t=k+3$:

NodeID	DestinationID	Cost of MinCost Path	Next Node
B	A	7	C
C	A	6	B
D	A	9	C



ΑΣΚΗΣΗ 19^Η – RIP

Απάντηση: (c)

Μια λύση για το πρόβλημα που εμφανίστηκε στο (β) είναι να υπάρχει ένα άνω όριο στο κόστος.

