

Επαναληπτικές Ασκήσεις

Πρόβλημα Μετάδοσης Πακέτων

Δύο κόμβοι, A και B, επικοινωνούν μέσω ενός δικτύου store & forward. Ο κόμβος A συνδέεται στο δίκτυο μέσω ζεύξης 10Mbps, ενώ ο κόμβος B συνδέεται μέσω ζεύξης 5Mbps. Ο κόμβος A στέλνει δύο back-to-back πακέτα των 1000 bits το καθένα. Η διαφορά μεταξύ των χρονικών στιγμών άφιξης των δύο πακέτων είναι 1ms.

❖ Ποια είναι η χωρητικότητα της πιο αργής ζεύξης κατά μήκος της διαδρομής μεταξύ των A και B;

Σημείωση:

Θεωρείστε ότι:

- δεν υπάρχουν άλλα πακέτα στο δίκτυο πλην αυτών που έστειλε ο κόμβος A.
- ο χρόνος επεξεργασίας των πακέτων είναι αμελητέος.
- και τα δύο πακέτα ακολουθούν την ίδια διαδρομή και δεν αναδιατάσσονται.
- ο χρόνος άφιξης ενός πακέτου σε κάποιον κόμβο ορίζεται ως η χρονική στιγμή άφιξης του τελευταίου bit του πακέτου σε αυτό τον κόμβο.

Λύση:

Εφόσον τα πακέτα στέλνονται back-to-back, η διαφορά μεταξύ των χρονικών στιγμών άφιξης των πακέτων στον κόμβο B αντιπροσωπεύει το χρόνο μετάδοσης του δεύτερου πακέτου στην περισσότερο αργή ζεύξη κατά μήκος της διαδρομής. Συνεπώς, η χωρητικότητα της περισσότερο αργής ζεύξης είναι $1000\text{bits}/1\text{ms} = 1\text{Mbps}$.

Πρόβλημα Ελέγχου Ροής

Ο αποστολέας S επικοινωνεί με το δέκτη R χρησιμοποιώντας ένα πρωτόκολλο ελέγχου ροής (*flow control protocol*) με παράθυρο μήκους 3 πακέτων (δηλ., ο S μπορεί να στείλει το πολύ 3 μη επιβεβαιωμένα (unACKed) πακέτα τη φορά).

Κάθε πακέτο έχει έναν αριθμό ακολουθίας (*seq. number*) ξεκινώντας από το 1.

Ο R πάντα επιβεβαιώνει τη λήψη ενός πακέτου στέλνοντας στον S το *seq. #* αυτού του πακέτου (δηλ., όταν ο R παραλαμβάνει ένα πακέτο με *seq. # 2*, στέλνει στον S ένα ACK με την τιμή 2.)

Ο μηχανισμός αναμετάδοσης ενός πακέτου από τον S έχει ως εξής:

- **Timeout:** Ο S επανεκπέμπει ένα πακέτο, αν δε λάβει ACK για αυτό εντός χρόνου T από την αποστολή του πακέτου, όπου $T > RTT$.
- **Out-of-order ACK:** Ο S επανεκπέμπει ένα μη επιβεβαιωμένο (unACKed) πακέτο p όταν λαμβάνει ACK με *seq #* > p (π.χ., αν το P3 δεν επιβεβαιώθηκε και ο S παραλάβει ACK 4, τότε θεωρεί (ο S) ότι ο R δεν έλαβε το P3 και το επανεκπέμπει αμέσως).

Χρόνος μετάδοσης πακέτου = 0

Τόσο τα πακέτα όσο και τα ACKs δεν υφίστανται αναδιάταξη σε αυτό το δίκτυο.

RTT = Round-Trip Time μεταξύ των S και R

Ο S θέλει να στείλει στον R ένα αρχείο αποτελούμενο από 8 πακέτα ακριβώς, όσο γρηγορότερα γίνεται. Κατά τη μεταφορά χάνεται το πολύ 1 πακέτο (ή ACK).

Ερώτηση:

Ποιος είναι ο ελάχιστος χρόνος που απαιτείται για τη μεταφορά του αρχείου;
Ως χρόνος μεταφοράς αρχείου ορίζεται το χρονικό διάστημα από τη στιγμή που ο S στέλνει το πρώτο πακέτο έως τη στιγμή που παραλαμβάνει το τελευταίο ACK.

Απάντηση:

$3*RTT$, στην περίπτωση που δε χαθεί κανένα πακέτο (ή ACK)

Ερώτηση:

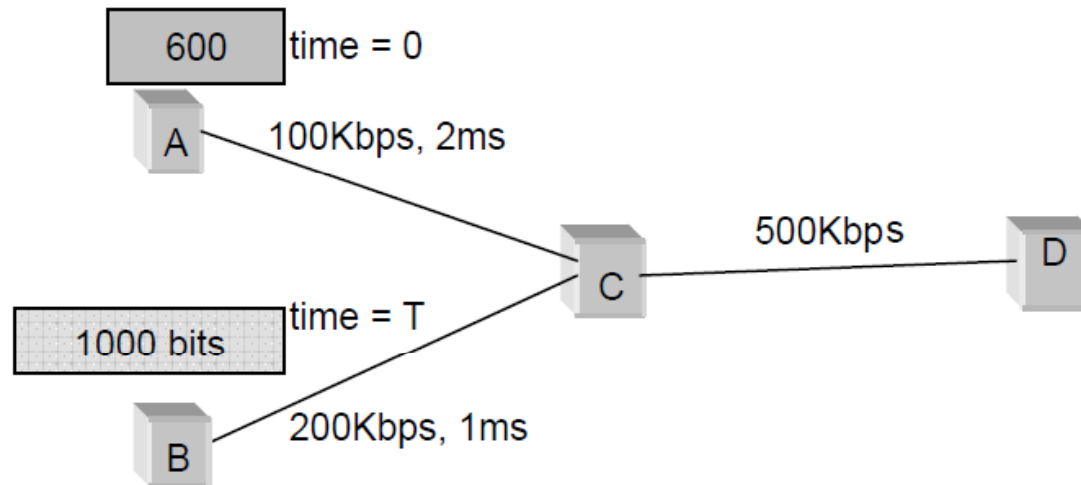
Ποιος είναι ο μέγιστος πιθανός χρόνος αποστολής του αρχείου θεωρώντας ότι ο S χρησιμοποιεί αποκλειστικά τους δύο μηχανισμούς επανεκπομπής;
Παρουσιάστε ένα σενάριο στο οποίο εμφανίζεται ο μέγιστος χρόνος μεταφοράς.
Επισημάνετε πιθανή απόρριψη πακέτου (ή ACK).

Απάντηση:

$3*RTT + T$. Θα συμβεί στην περίπτωση απώλειας του τελευταίου πακέτου.

ΑΣΚΗΣΗ:

Έστω το δίκτυο του παρακάτω σχήματος στο οποίο οι κόμβοι-πηγές A και B συνδέονται με τον κόμβο D μέσω ενός δρομολογητή C. Θεωρείστε ότι ο κόμβος A ξεκινάει την αποστολή ενός πακέτου 600 bit τη χρονική στιγμή 0 ενώ ο κόμβος B ξεκινάει την αποστολή ενός πακέτου 1000 bit τη χρονική στιγμή T. Σχεδιάστε το **διαφιξιακό χρόνο I (inter-arrival time)** μεταξύ των δύο πακέτων στον κόμβο D σε σχέση με τη χρονική στιγμή T, έναρξης της αποστολής του πακέτου από τον κόμβο B, για $0 \leq T < 5$.



Σημείωση: Αγνοείστε το χρόνο επεξεργασίας στο δρομολογητή C. Ο χρόνος άφιξης (arrival time) ενός πακέτου ορίζεται ως η χρονική στιγμή άφιξης του τελευταίου bit του πακέτου στον κόμβο D. Ο διαφιξιακός χρόνος (inter-arrival time) I ορίζεται ως:

$I = (\text{χρόνος άφιξης πακέτου που απεστάλη από τον B στον D}) - (\text{χρόνος άφιξης πακέτου που απεστάλη από τον A στον D})$

Απάντηση:

$$D_{\text{prop}}(A,C) = 2\text{ms}$$

$$D_{\text{trx}}(A,C) = 6\text{ms}$$

$$D_{\text{prop}}(B,C) = 1\text{ms}$$

$$D_{\text{trx}}(B,C) = 5\text{ms}$$

$$D_{\text{prop}}(C,D) = d$$

$$D_{\text{trx}}(C,D)(P_A) = 6/5 = 1.2$$

$$D_{\text{trx}}(C,D)(P_B) = 2$$

Παρατηρείστε ότι ο χρόνος μετάδοσης εξαρτάται από το μέγεθος του πακέτου και άρα $D_{\text{trx}}(C,D)(P_A) \diamond D_{\text{trx}}(C,D)(P_B) !$

Το πακέτο του A (P_A) φθάνει στο C σε χρόνο 8ms (όλα τα bits).

Το πακέτο του B (P_B) φθάνει στο C σε χρόνο $T+6$ ms (όλα τα bits).

Για τον υπολογισμό των χρόνων άφιξης στον D, χρειάζεται να βρείτε ποιο πακέτο μεταδίδεται πρώτο από το δρομολογητή C (στη ζεύξη (C,D)). Παρόλα αυτό, η σειρά λήψης των πακέτων από τον C, θα καθορίσει και τη μετάδοση των πακέτων στη ζεύξη (C,D). Θυμηθείτε πως θεωρούμε ότι ένα πακέτο έχει παραλειφθεί όταν παραλαμβάνεται το ΤΕΛΕΥΤΑΙΟ του bit.

Διακρίνουμε τις περιπτώσεις:

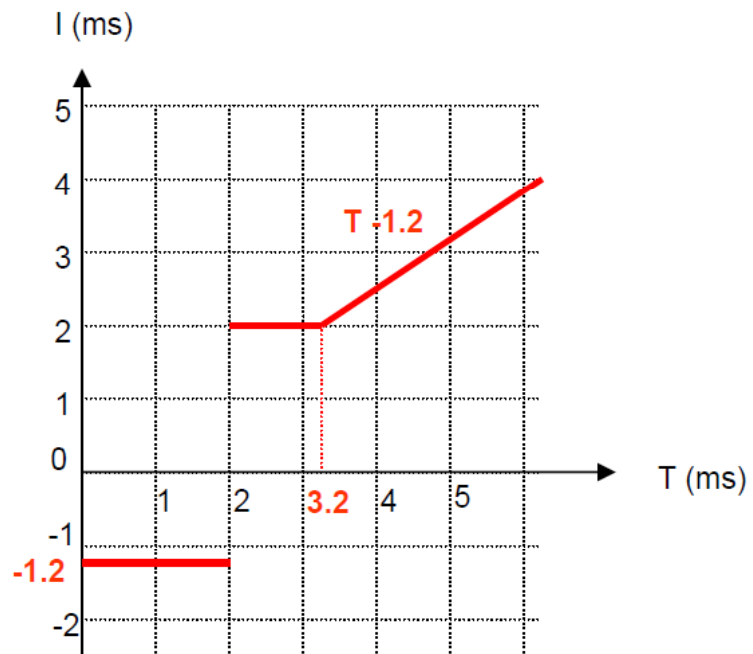
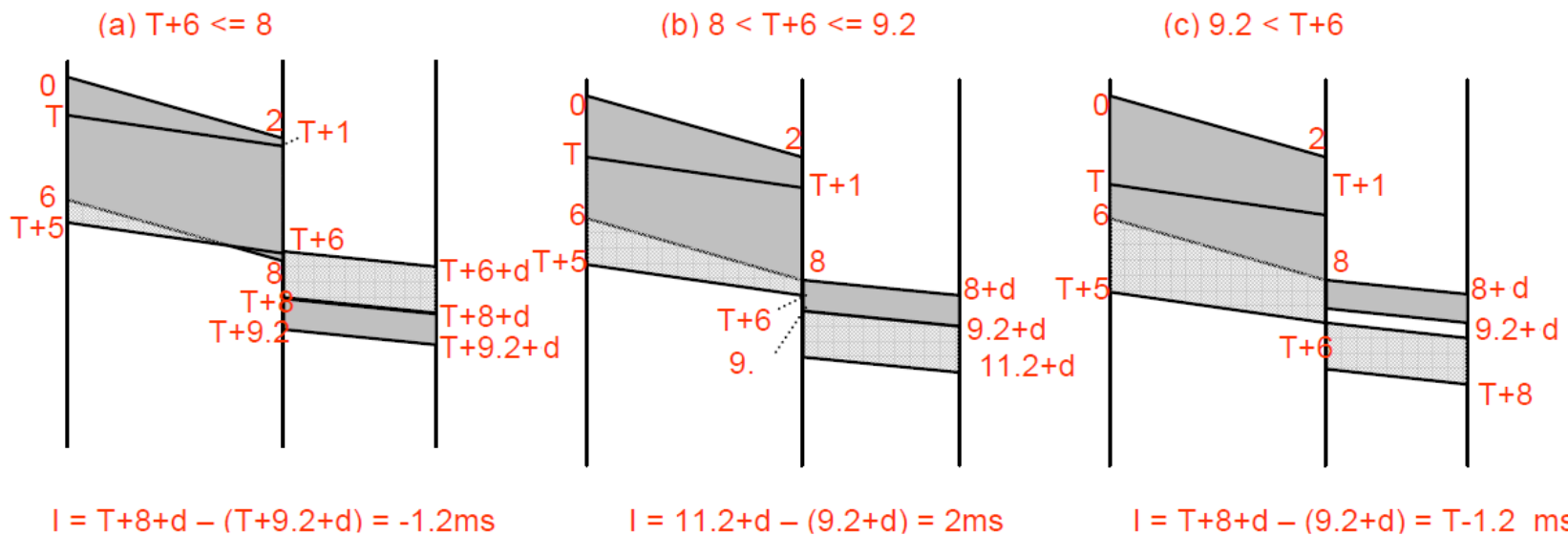
-Το P_B φθάνει πριν το P_A . Συμβαίνει όταν $T+6 \leq 8$ (ή ισοδύναμα $T \leq 2$)

-Το P_B φθάνει πριν το P_A αλλά πριν την ολοκλήρωση της μετάδοσης του P_A στη ζεύξη

(C,D). Αυτό συμβαίνει όταν $8 < T+6 \leq 9.2$ ή $2 < T \leq 3.2$

-Το P_B φθάνει μετά την ολοκλήρωση της μετάδοσης του P_A στη ζεύξη (C,D), άρα $T+6 > 9.2$ or $T > 3.2$

Απάντηση: (Συνέχεια)



CSMA/CD

- A,B: 2 κόμβοι σε ένα Ethernet με συνεχόμενα πακέτα στις ουρές τους. Τα πακέτα του A θα ονομάζονται A1, A2 κλπ, αντίστοιχα του B.
 - $T = 51,2 \text{ ms}$, η βάση του εκθετικού back-off μηχανισμού.
 - Στέλνουν τα A1 και B1 ταυτόχρονα και συγκρούονται. Έστω πως διαλέγουν χρόνους back-off $0 \times T$ και $1 \times T$ αντίστοιχα (ο A κερδίζει - ο B περιμένει). Μετά από την μετάδοση αυτή, ο B προσπαθεί να στείλει το B1, ενώ ο A το A2. Συγκρούονται πάλι, αλλά τώρα ο A θα περιμένει για είτε $0 \times T$ ή $1 \times T$, ενώ ο B για $0 \times T, \dots, 3 \times T$.
- A) Δώστε την πιθανότητα ο A να κερδίσει το δεύτερο back-off race αμέσως μετά από την πρώτη σύγκρουση. Δηλαδή η επιλογή του A στο $k \times 51,2 \text{ ms}$ να είναι μικρότερη από την επιλογή του B.

$$\begin{aligned} P(\text{A win}) &= P(k_A(2) < k_B(2)) \\ &= P(k_A(2) = 0) \&\& P(k_B(2) > 0) + P(k_A(2) = 1) \&\& P(k_B(2) > 1) \\ &= 1/2 \cdot 3/4 + 1/2 \cdot 2/4 = 5/8 \end{aligned}$$

CSMA/CD

B) Έστω ο A κερδίζει το δεύτερο back-off race. Ο A μεταδίδει το A3 και όταν τελειώσει συγκρούονται οι μεταδόσεις του A4 και του B1. Ποια είναι η πιθανότητα ο A να κερδίσει αυτό το backoff race.

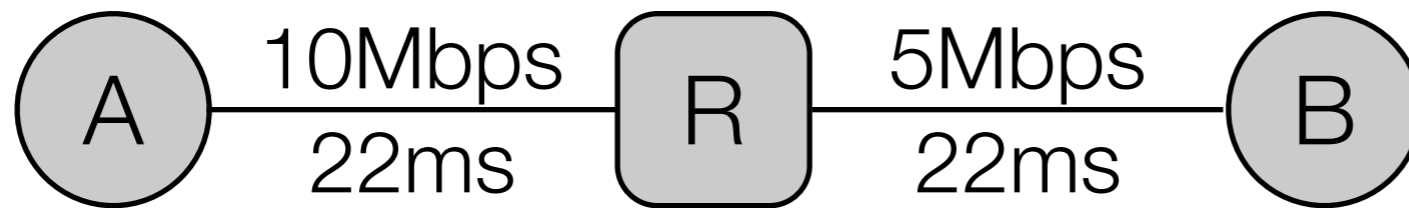
Ο A θα θέσει το $k_A(3)$ είτε 0 ή 1, ενώ ο B το $k_B(3)$ από 0 έως 7.

$$P(\text{A win}) = P(k_A(3) < k_B(3))$$

$$= P(k_A(3) = 0) \&\& P(k_B(3) > 0) + P(k_A(3) = 1) \&\& P(k_B(3) > 1)$$

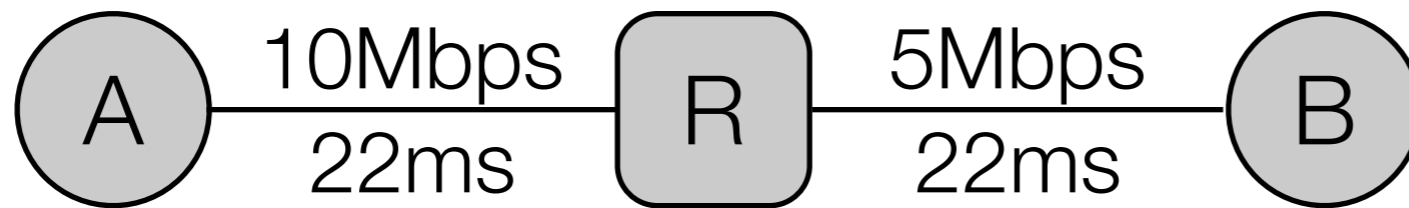
$$= 1/2 * 7/8 + 1/2 * 6/8 = 13/16$$

Store-and-forward



- A,B: 2 κόμβοι συνδεδεμένοι μέσω του store-and-forward router R. Ο A στέλνει ένα αρχείο 30 KB στο B
- A) Έστω ότι το αρχείο χωρίζεται σε 2 πακέτα (p1 και p2), με το p1 να έχει μήκος 10 KB. Τα πακέτα στέλνονται συνεχόμενα (back-to-back). Ποια είναι η διαφορά μεταξύ των χρόνων άφιξης των πακέτων στο B;
- Η διαφορά τους θα είναι ο χρόνος μετάδοσης του πακέτου B στη δεύτερη σύνδεση (R-B)
- Χρόνος: $\text{Μήκος}/\text{bw} = 8 \cdot 20 / 5000 = 160 / 5000 = 32\text{ms}$

Store-and-forward



Αυτό όμως ισχύει λόγω των συγκεκριμένων τιμών. Στην γενική περίπτωση πρέπει να πάρουμε υπ'όψιν το χρόνο αποστολής (t_{trans}) του P1 από τον R, και να προσθέσουμε και τη διαφορά του με τον χρόνο λήψης του P2 από τον R (μόνο αν αυτή η διαφορά είναι θετική). Δηλαδή θα προσθέσουμε το χρόνο που περιμένει ο R μέχρι να ολοκληρωθεί η λήψη του P2, από τη στιγμή που ολοκληρώνεται η αποστολή του P1

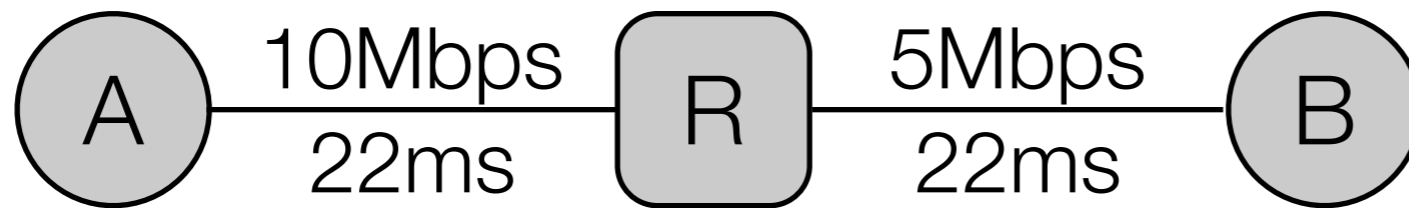
$$T_{trans_R}(P1) = 8 \cdot 10 / 5000 = 16 \text{ ms}$$

$$T_{receive_R}(P2) = T_{trans_A}(P2) = 8 \cdot 20 / 10000 = 16 \text{ ms}$$

Αν $diff(R) = T_{trans_R}(P1) - T_{receive_R}(P2) > 0$, τότε

$$diff(B) = T_{trans_R}(P2) + diff(R)$$

Store-and-forward



B) Ποιο είναι το throughput στην ερώτηση A; (Ο χρόνος μετάδοσης είναι το διάστημα μεταξύ της αποστολής του πρώτου bit στο A και της λήψης του τελευταίου bit στο B)

Συνολικός χρόνος: Συνολικός χρόνος του B + χρόνος μετάδοσης του A στο A-R

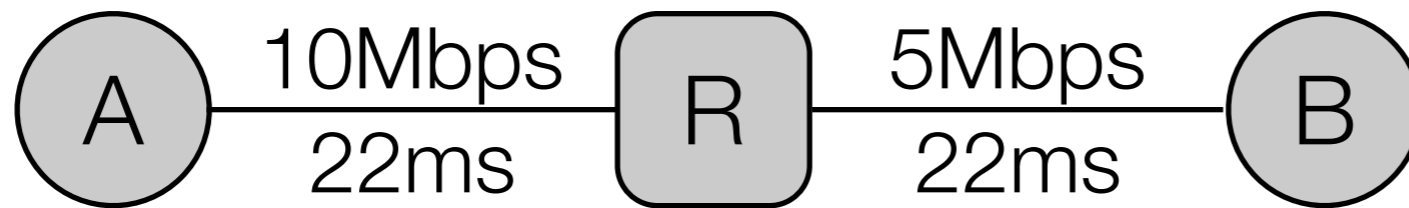
$$T_A(A-R) = 8 \cdot 10 / 10000 = 8 \text{ms}$$

$$T_B = T_B(A-R) + T_B(R-B) + d_{\text{prop}} = 8 \cdot 20 / 10000 + 8 \cdot 20 / 5000 + 44 \text{ms} \\ = 16 \text{ms} + 32 \text{ms} + 44 \text{ms} = 92 \text{ms}$$

Συνολικός χρόνος = 100ms

$$\text{THROUGHPUT} = \text{Μέγεθος} / \text{χρόνο} = 30 \text{KB} / 100 \text{ms} = 0.3 \text{ MBps (ή } 2.4 \text{ Mbps)}$$

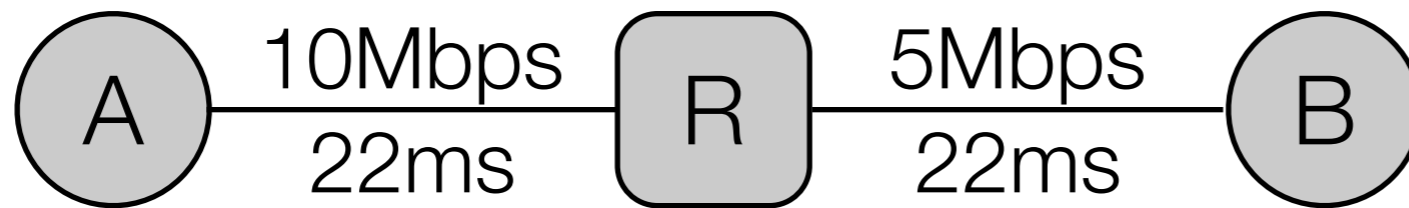
Store-and-forward



C) Το throughput μεταβάλλεται αν χωρίσουμε το αρχείο σε μικρότερα πακέτα; Γιατί;

Το throughput θα αυξηθεί, καθώς αν ο R λαμβάνει μικρότερα πακέτα, μπορεί να τα προωθήσει αμέσως (Δεν περιμένει να ληφθεί ολόκληρο το πακέτο στο A-R για να αρχίσει να μεταδίδει στο πιο αργό R-B)

Store-and-forward



D) Έστω ότι στέλνονται ACKs για κάθε πακέτο. Το αρχείο χωρίζεται σε 5 ισομεγέθη πακέτα. Πόσος χρόνος απαιτείται για την μετάδοση του αρχείου, αν ο αποστολέας δεν μπορεί να στείλει ένα πακέτο αν δεν λάβει το ACK για το προηγούμενο; (ο χρόνος μεταφοράς είναι το διάστημα μεταξύ της αποστολής του πρώτου πακέτου και της λήψης του τελευταίου ACK από τον A). Αγνοήστε τον χρόνο μετάδοσης των ACK

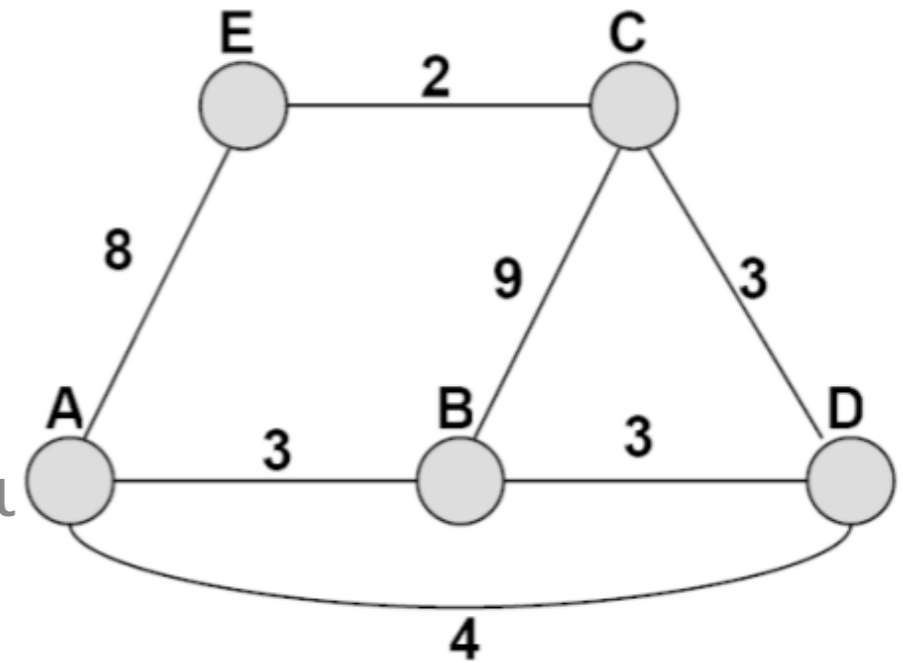
Μέγεθος πακέτου: 6 KB

$$\begin{aligned}\text{χρόνος/πακέτο} &= 44\text{ms} + 44\text{ms} + 6 \cdot 8 / 10000 + 5 \cdot 8 / 5000 = 44 + 44 + 4 + 8 \\ &= 100\text{ms}\end{aligned}$$

για 5 πακέτα = 500ms

Distance Vector Routing

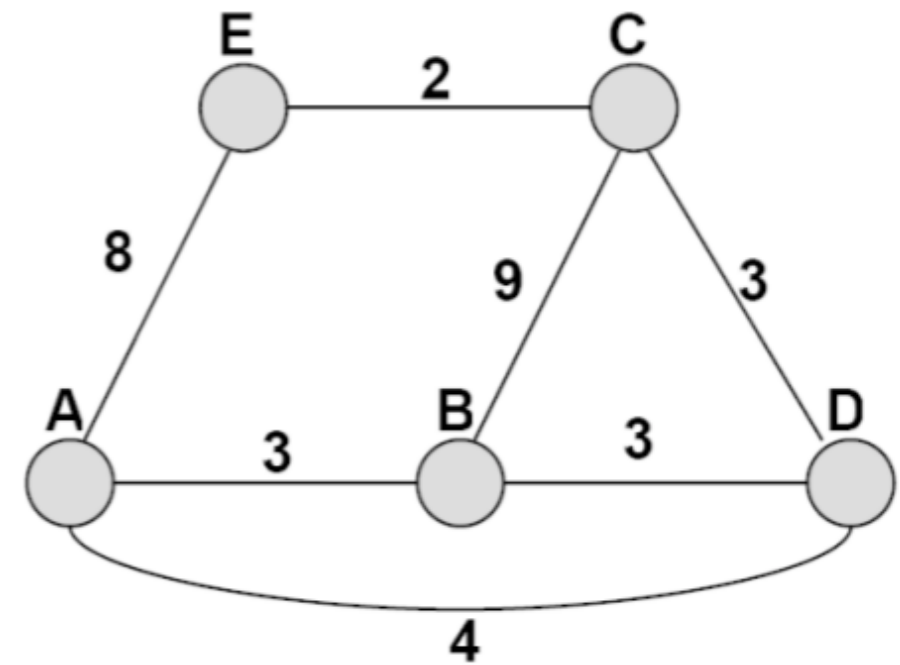
- Όλοι οι κόμβοι υλοποιούν DVR
- Όλοι οι κόμβοι συγχρονίζονται μεταξύ τους
- Όλοι οι κόμβοι έχουν συγχρονισμένα ρολόγια
- Οι ενημερώσεις δρομολόγησης ανταλλάσσονται με συγχρονισμένα βήματα σε ορισμένα χρονικά διαστήματα
- $T_{prop} < 1$ βήμα (μια ενημέρωση δρομολόγησης που στέλνεται από έναν κόμβο στην αρχή του βήματος, φτάνει στους γείτονες πριν τη λήξη του βήματος)
- Αν κάποιος κόμβος λάβει κάποια ενημέρωση δρομολόγησης, υπολογίζει και ανανεώνει τον πίνακα δρομολόγησης πριν το τέλος του βήματος.



Distance Vector Routing

Όταν οι κόμβοι συγκλίνουν, θα έχουν τους παρακάτω πίνακες δρομολόγησης.

Αν προστεθεί μια σύνδεση με κόστος 1 μεταξύ του B και του C, δείξτε τις αλλαγές στους πίνακες δρομολόγησης ανά βήμα



Node A		
Dest	Cost	Hop
B	3	B
C	7	D
D	4	D
E	8	E

Node B		
Dest	Cost	Hop
A	3	A
C	6	D
D	3	D
E	8	D

Node C		
Dest	Cost	Hop
A	7	D
B	6	D
D	3	D
E	2	E

Node D		
Dest	Cost	Hop
A	4	A
B	3	B
C	3	C
E	5	C

Node E		
Dest	Cost	Hop
A	8	A
B	8	C
C	2	C
D	5	C

Distance Vector Routing

Time 1:

Node A

Dest	Cost	Hop
B	3	B
C	7	D
D	4	D
E	8	E

Node B

Dest	Cost	Hop
A	3	A
<u>C</u>	<u>1</u>	<u>C</u>
D	3	D
E	8	D

Node C

Dest	Cost	Hop
A	7	D
<u>B</u>	<u>1</u>	<u>B</u>
D	3	D
E	2	E

Node D

Dest	Cost	Hop
A	4	A
B	3	B
C	3	C
E	5	C

Node E

Dest	Cost	Hop
A	8	A
B	8	C
C	2	C
D	5	C

Time 2:

Node A

Dest	Cost	Hop
B	3	B
C	<u>4</u>	<u>B</u>
D	2	D
E	8	E

Node B

Dest	Cost	Hop
A	3	A
C	1	C
D	3	D
E	<u>3</u>	<u>C</u>

Node C

Dest	Cost	Hop
A	<u>4</u>	<u>B</u>
B	1	B
D	3	D
E	2	E

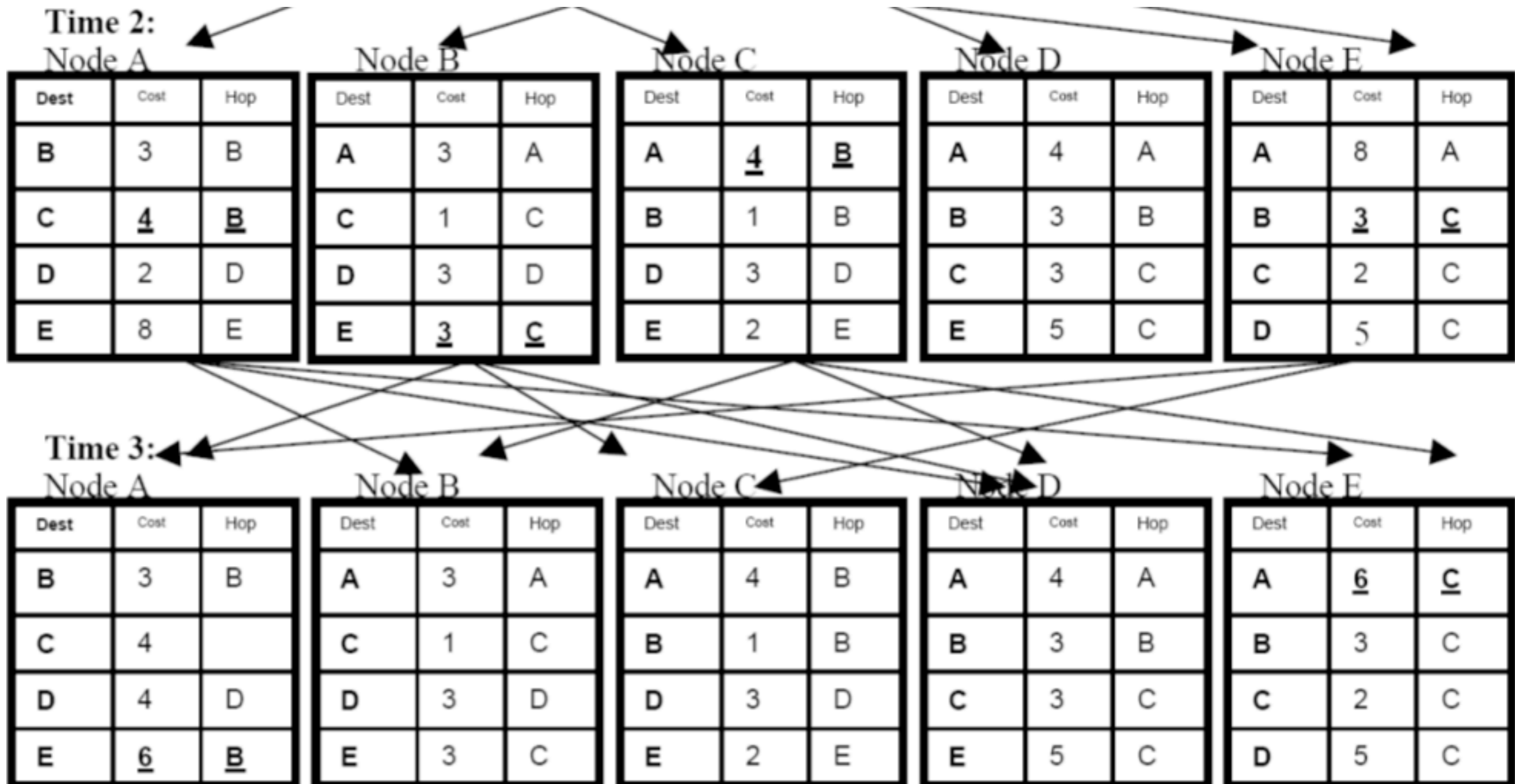
Node D

Dest	Cost	Hop
A	4	A
B	3	B
C	3	C
E	5	C

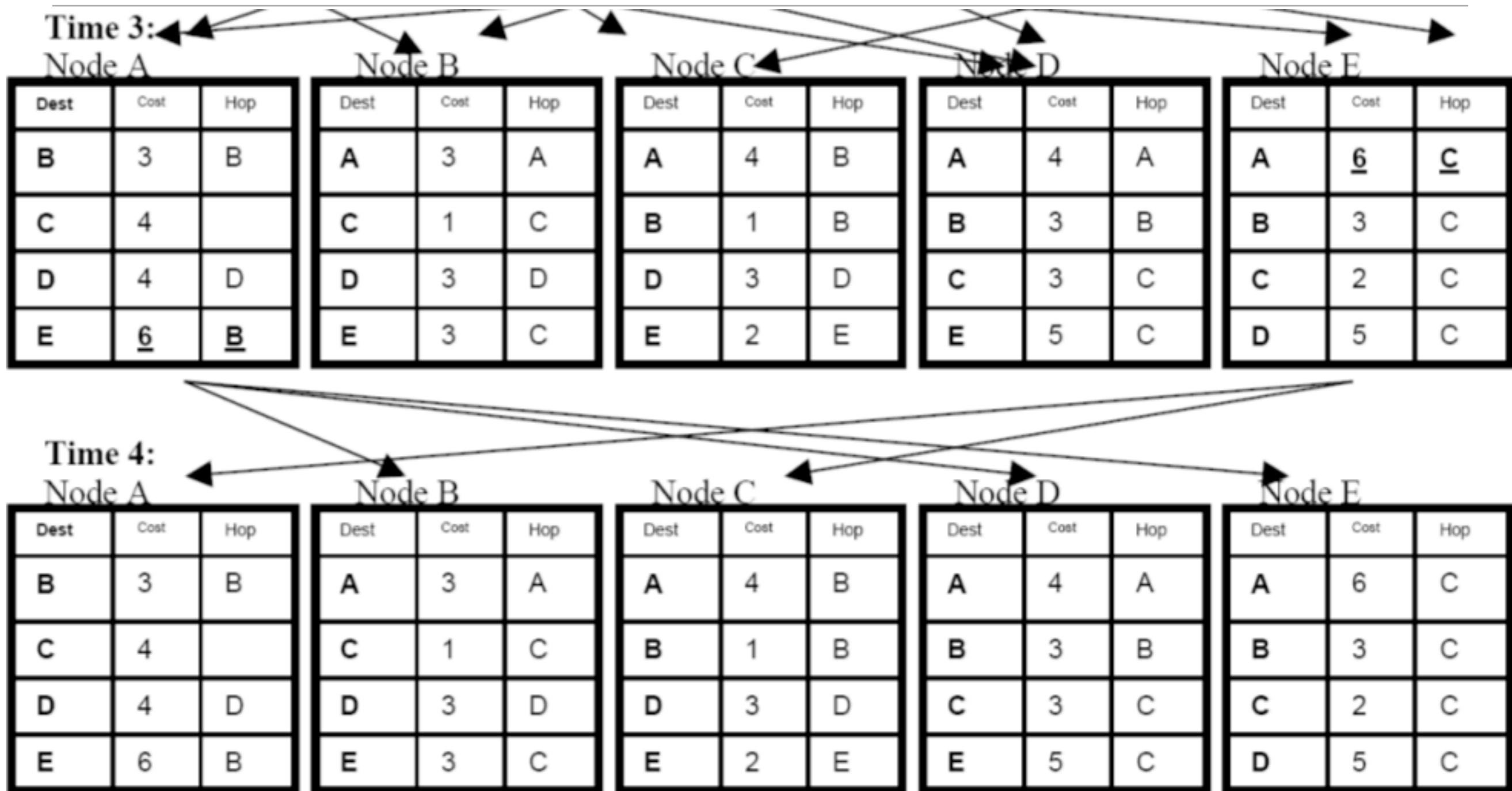
Node E

Dest	Cost	Hop
A	8	A
B	<u>3</u>	<u>C</u>
C	2	C
D	5	C

Distance Vector Routing



Distance Vector Routing



Συγκλίνουν μετά από 4 βήματα

Ethernet - αποδοτικότητα

- Έστω ένα απλό δίκτυο 10 Mbps Ethernet, με ένα hub και N κόμβους.

A) Βρείτε την αποδοτικότητα του Ethernet για μεταφορά πακέτων 512 bytes (μαζί με τις επικεφαλίδες), θεωρώντας πως ο καθυστέρηση διάδοσης είναι 25.6 μ s και πως γίνεται προσπάθεια επικοινωνίας πολλών ζευγαριών κόμβων.

$$\text{αποδοτικότητα} = \frac{1}{1 + 5t_{prop} / t_{trans}}$$

$$t_{prop}/t_{trans} = 25.6 \times 10^{-6} / (8 \times 512 \times 10^{-7}) = 0.0625$$

$$\text{αποδοτικότητα} = 1/(1 + 5 \times 0.0625)$$

Ethernet - αποδοτικότητα

B) Η μέγιστη αποδοτικότητα για το Slotted Aloha είναι $1/e$. Βρείτε το μικρότερο μέγεθος frame (μαζί με τις επικεφαλίδες του Ethernet) ώστε το Ethernet να είναι αποδοτικότερο του Slotted Aloha. Εξηγήστε γιατί το Ethernet γίνεται λιγότερο αποδοτικό όσο μειώνεται το μέγεθος των frames.

$$\text{Θέλουμε } 1/(1 + 5\alpha) > 1/e$$

$$1 + 5\alpha < e \text{ ή } \alpha < (e-1)/5 = 0.34$$

Αν L είναι τα bytes του frame, τότε:

$$25.6 \times 10^{-6} / (L \times 8 \times 10^{-7}) < 0.34$$

$$\Rightarrow L > 25.6 / (0.34 \times 8 \times 10^{-1}) = 94 \text{ bytes}$$

Ethernet - αποδοτικότητα

C) Θεωρήστε ένα 802.11b wlan στα 10 Mbps και με frames σταθερού μεγέθους. Δεν χρησιμοποιείται RTS/CTS. Αγνοήστε την καθυστέρηση διάδοσης στο ασύρματο δίκτυο. Θυμηθείτε ότι κάθε πλαίσιο έχει το overhead των DIFS, παράθυρο σύγκρουσης, ACK και SIFS. Θεωρήστε πως τα DIFS, ACK και SIFS αθροίζονται σε 200 μ s, και πως το παράθυρο σύγκρουσης είναι 1.5 φορές ο χρόνος μετάδοσης του πλαισίου. Βρείτε το εύρος μεγεθών του frame για το οποίο το Ethernet είναι πιο αποδοτικό από το wlan. X ο χρόνος μετάδοσης των frames.

$$\text{Αποδοτικότητα ethernet} = X / (X + 5 \times 25.6 \times 10^{-6})$$

$$\text{Αποδοτικότητα wlan} = \frac{t_{\text{frame}}}{t_{\text{complete}}} = \frac{X}{X + 200 \cdot 10^{-6} + 1.5X}$$

Για να είναι το ethernet πιο αποδοτικό, πρέπει:

$$200 \times 10^{-6} + 1.5X > 5 \times 25.6 \times 10^{-6}$$

=> Το Ethernet είναι πιο αποδοτικό για όλα τα μεγέθη frames!