

# Κινητός και Διάχυτος Υπολογισμός (Mobile & Pervasive Computing)

Δημήτριος Κατσαρός

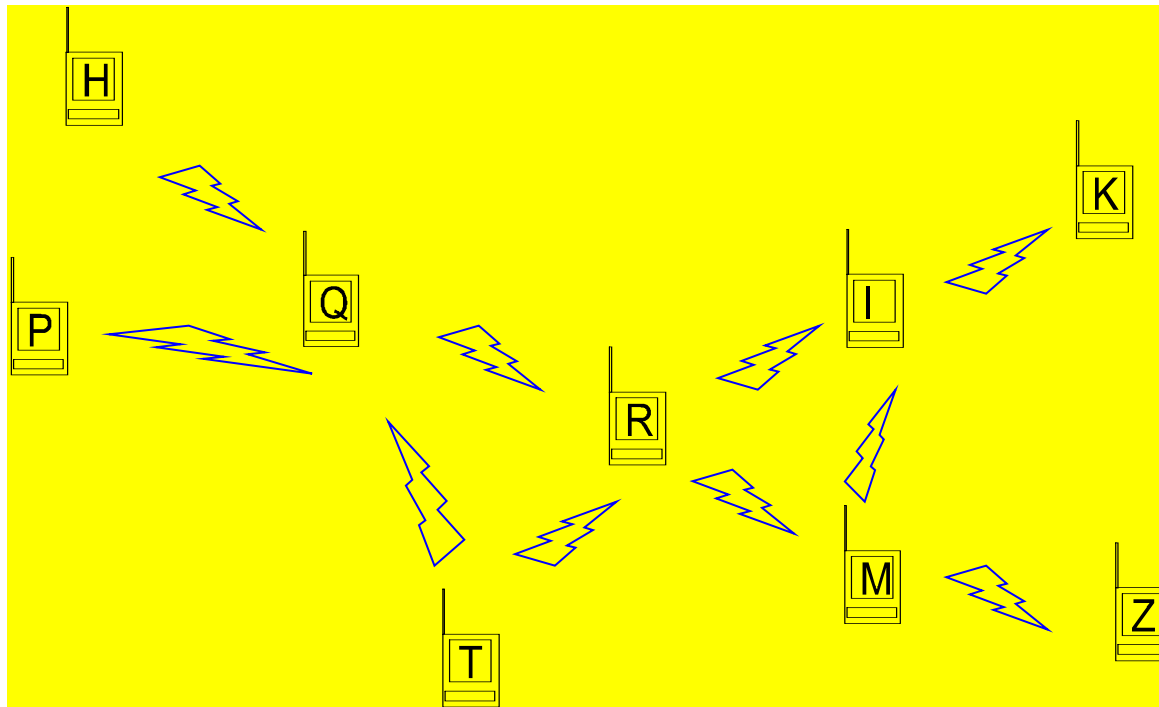
Διάλεξη 13η

# Περιεχόμενα

- **Κινητά Ad Hoc δίκτυα**
  - **Το πρόβλημα των Broadcast Storms**
    - **Μέθοδοι για μη-εγγυημένη (μη 100%) κάλυψη (non-reliable)**
      - Μη-προσαρμοζόμενες μέθοδοι
      - Προσαρμοζόμενες μέθοδοι
    - **Μέθοδοι για 100% κάλυψη (reliable)**
      - Connected Dominating Set (CDS)

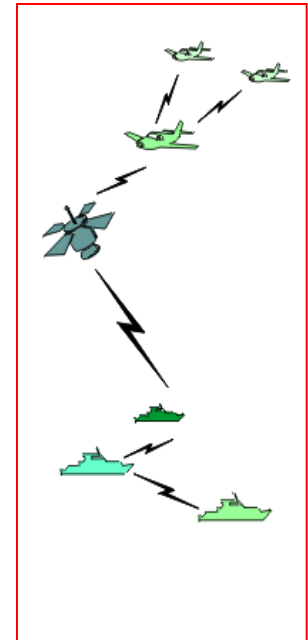
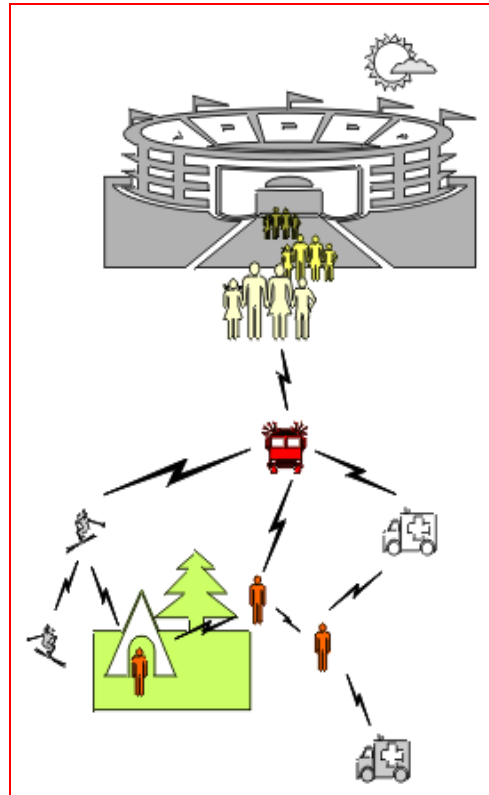
# MANET

- **MANET = Mobile Ad Hoc Networks**
  - Σύνολο κινητών hosts, εξοπλισμένα με πομποδέκτη
  - Όχι σταθμοί βάσης; Όχι υποδομή σταθερού δικτύου
  - **multi-hop** επικοινωνία
  - Απαιτείται πρωτόκολλο δρομολόγησης που να μπορεί να χειριστεί μεταβαλλόμενη τοπολογία



# Εφαρμογές των MANET

- πεδία μαχών
- περιοχές φυσικών καταστροφών
- στόλοι σε ωκεανούς
- ιστορικές πόλεις
- δίκτυα αισθητήρων



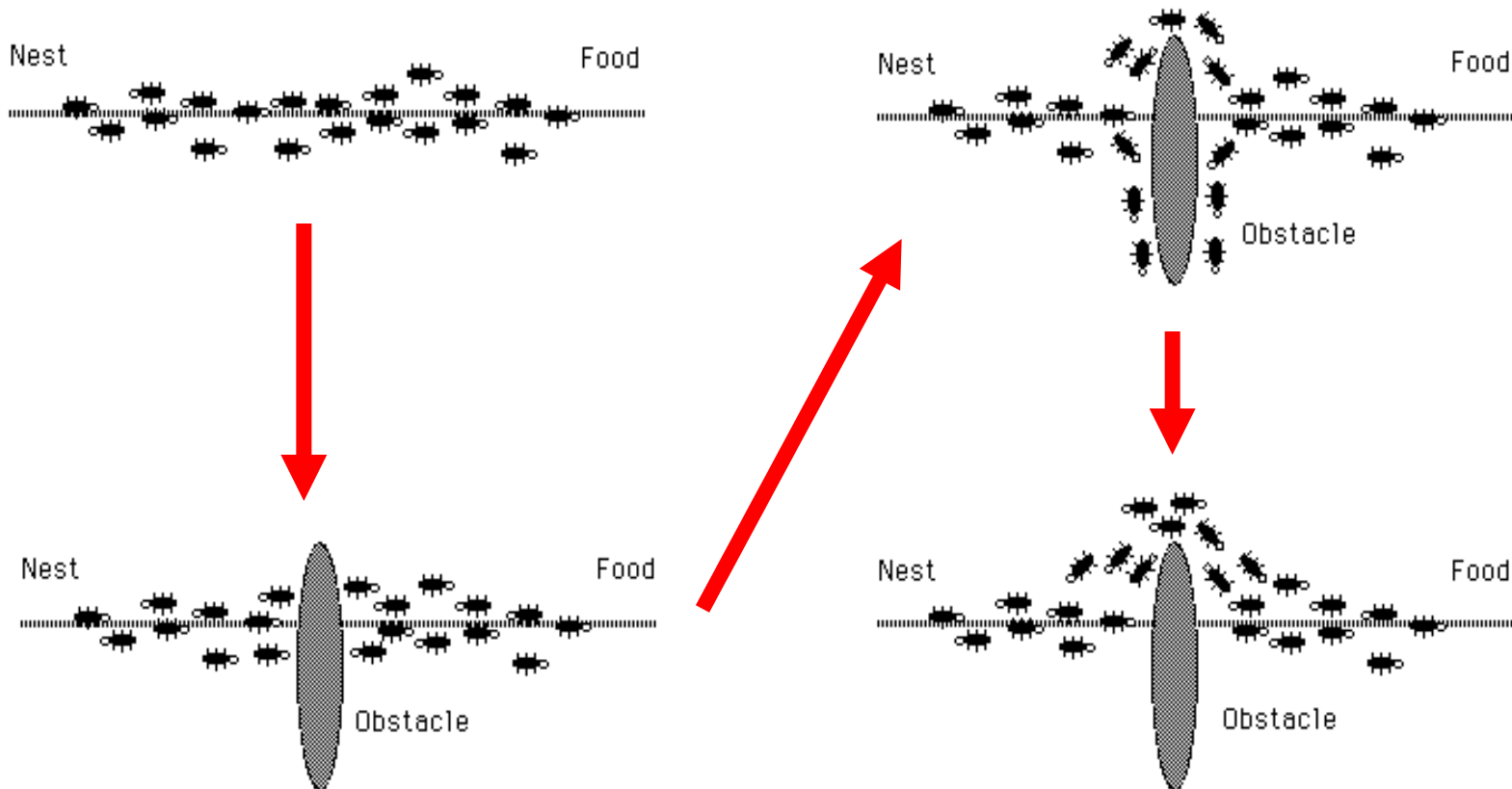
# Δρομολόγηση σε MANET

- Ποιο είναι το πρόβλημα?
  - Μυρμήγκια που ψάχνουν για φαγητό
- Σύντομη περίληψη
  - Dynamic Source Routing (DSR)

# Μυρμήγκια που ψάχνουν για φαγητό



# Μυρμήγκια που ψάχνουν για φαγητό



# 3 ζητήματα στην αναζήτηση των μυρμηγκιών

- Εύρεση διαδρομής:
  - Αναζήτηση των τοποθεσιών με φαγητό
- Προώθηση πακέτων:
  - Μεταφορά του φαγητού στη φωλιά
- Συντήρηση διαδρομής:
  - Όταν το φαγητό μετακινείται σε νέο μέρος



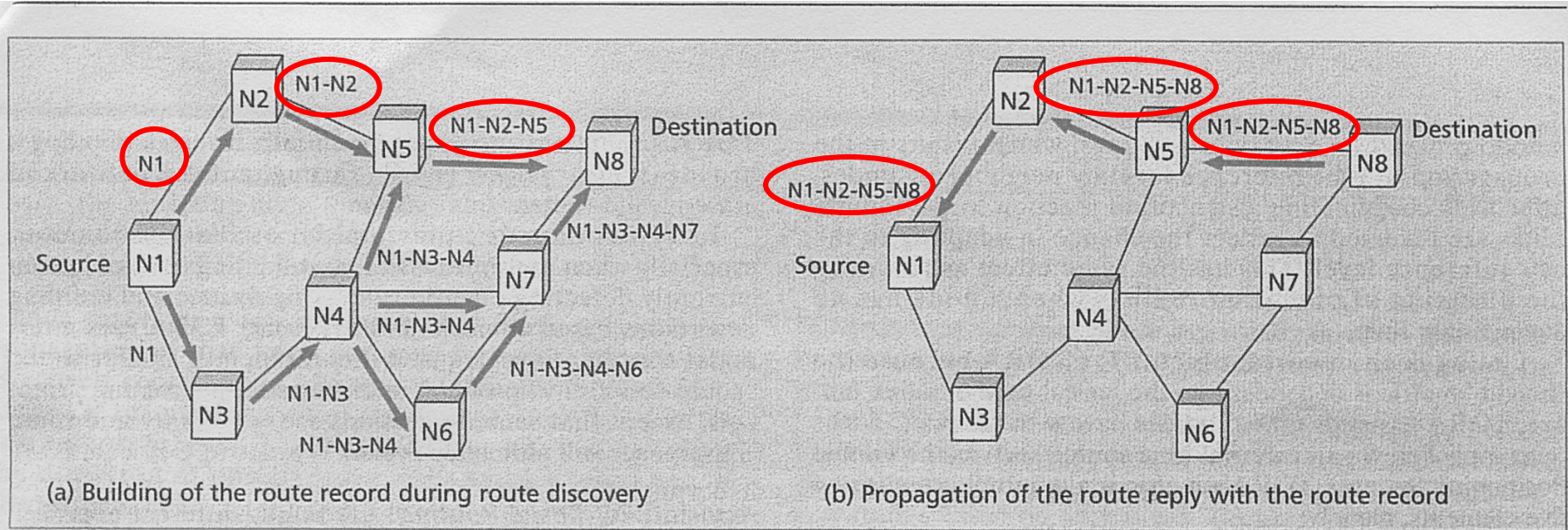
# DRS (Dynamic Source Routing)

- Κατ' απαίτηση (on-demand), δηλ., δεν υπάρχει προϋπολογισμένη πληροφορία διαδρομών
- Δρομολόγηση πηγής (source routing):
  - Οι διαδρομές (routes) σηματοδοτούνται με πλήρη πληροφορία (κάθε hop καταχωρείται)
- Δυο κύρια τμήματα:
  - Εύρεση διαδρομής (route discovery)
  - Συντήρηση διαδρομής (route maintenance)

# Παράδειγμα DSR

Αίτηση εύρεσης διαδρομής

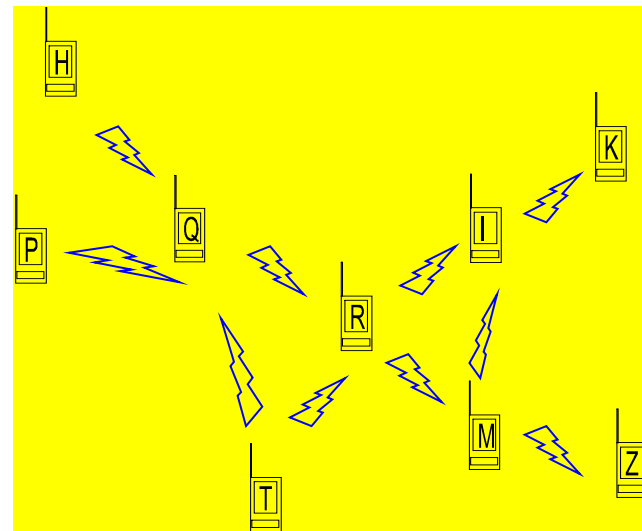
Απάντηση στην αίτηση εύρεσης



■ Figure 4. Creation of the route record in DSR.

# Broadcast Problem

- **Broadcast:** αποστολή ενός μηνύματος σε άλλους hosts
  - Π.χ.: Route search σε MANET
  - Π.χ.: πρωτόκολλα DSR, AODV, ZRP
- Υποθέσεις:
  - Η εκπομπή είναι **spontaneous**
    - Όχι synchronization
    - Όχι γνώση της καθολικής τοπολογίας δικτύου
  - Η εκπομπή είναι **unreliable**
    - Όχι no acknowledgement οποιοδήποτε είδους
      - Για να αποφύγει επιδείνωση του contention
      - 100% reliability δεν είναι απαραίτητη σε μερικές εφαρμογές
  - Όχι RTS/CTS dialogue



# Broadcast με πλημμυρίδα (flood)

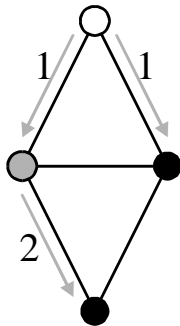
- Straight-forward προσέγγιση
  - Ένας host αναμεταδίδει (**rebroadcasts**) ένα μήνυμα όταν το λάβει για πρώτη φορά
- *Broadcast storm πρόβλημα:*
  - redundant rebroadcasts
  - contention problem
  - collision problem

# Σοβαρός πλεονασμός (redundancy)

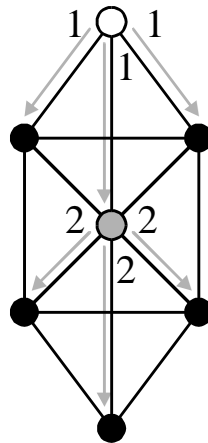
- Βέλτιστο broadcasting vs. flooding
- Σοβαρότητα της **Redundant Coverage.**

(a) optimal = 2 steps

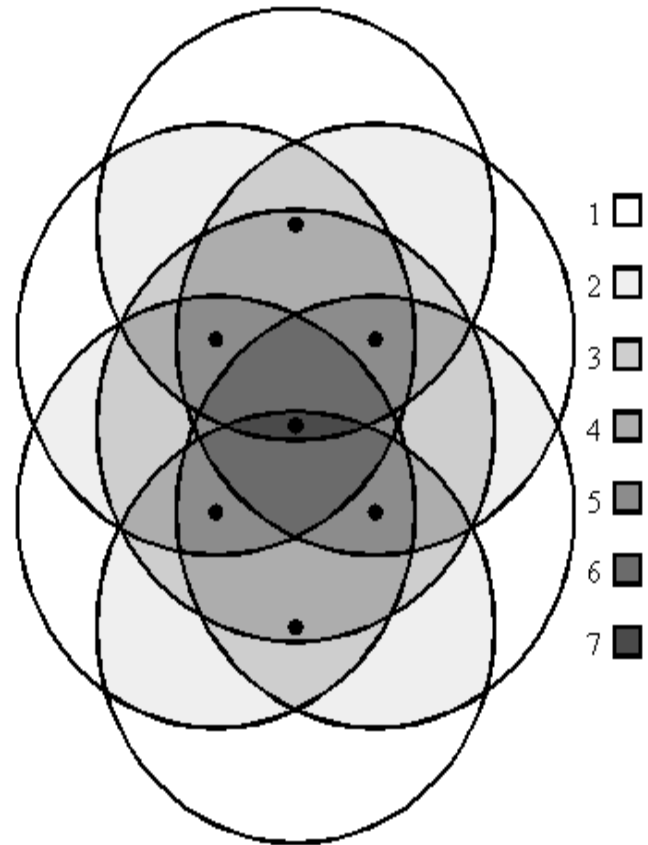
(b) optimal = 2 steps



(a)



(b)

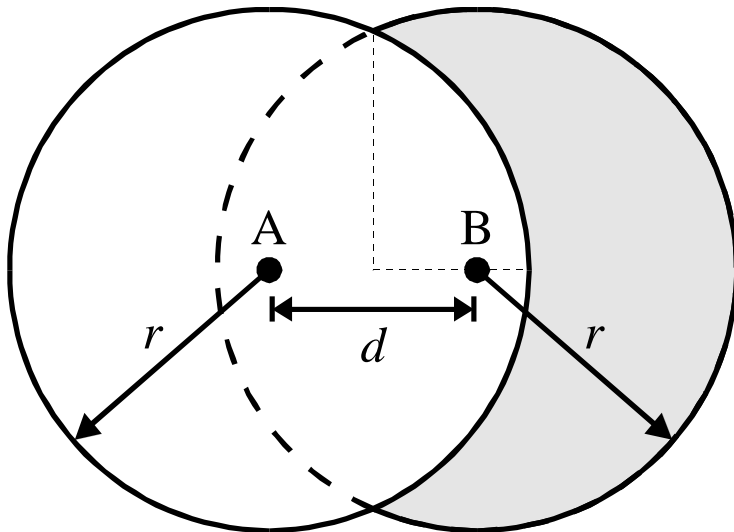


# Ανάλυση της Redundancy

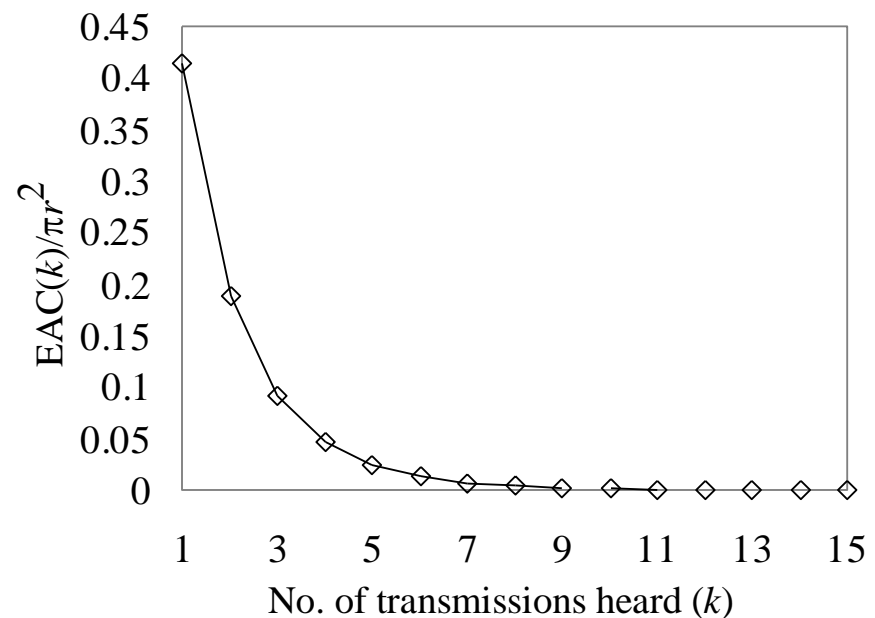
- **Additional Coverage**

που παρέχεται με rebroadcast

- Η max. επιπλέον coverage είναι 61%.
- Η coverage είναι 41% κατά μέσο όρο

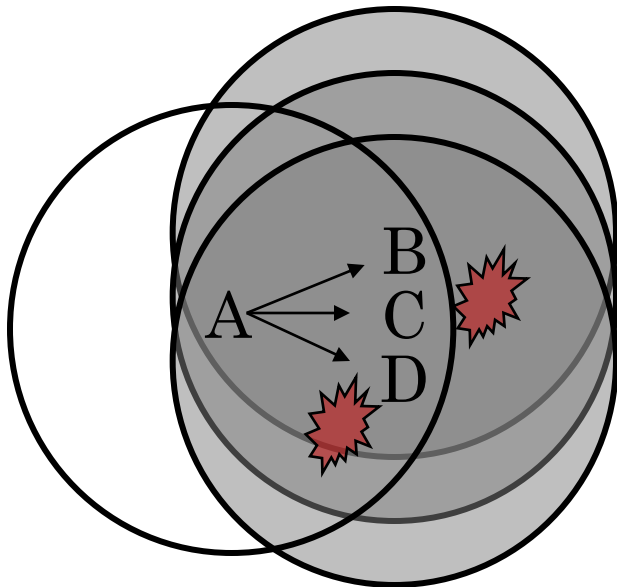


- Η expected additional coverage  $EAC(k)/\pi r^2$  μετά που ένας host έχει ακούσει ένα μήνυμα για  $k$  φορές

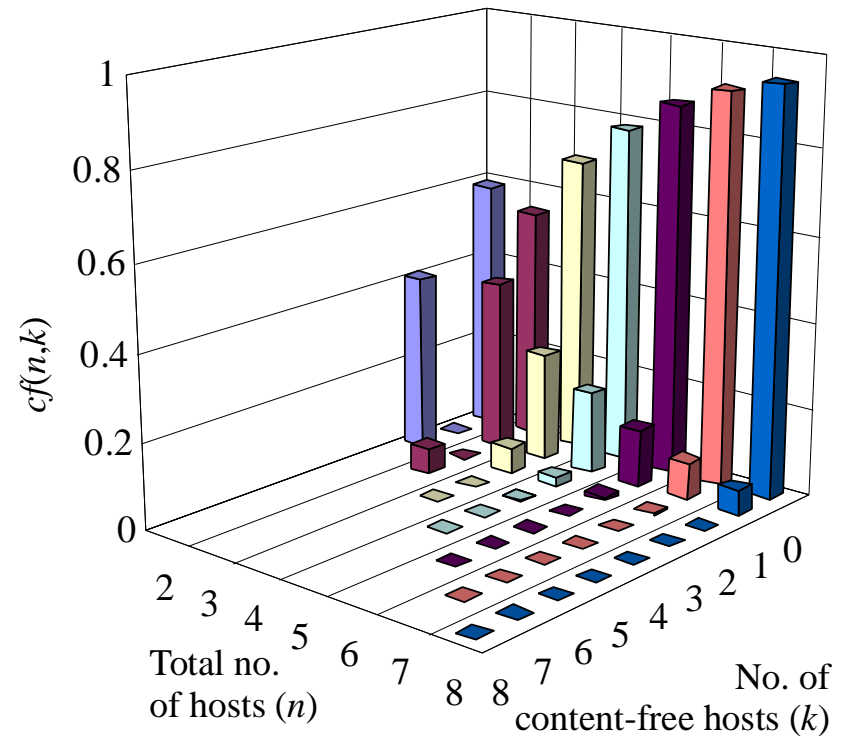


# Ανάλυση της Contention

- Όταν ένας host broadcasts, οι γείτονές του είναι πιθανόν να **contend with each other for the medium**.
  - $A \Rightarrow B, C, D$
  - οι B, C, D could seriously contend with each other

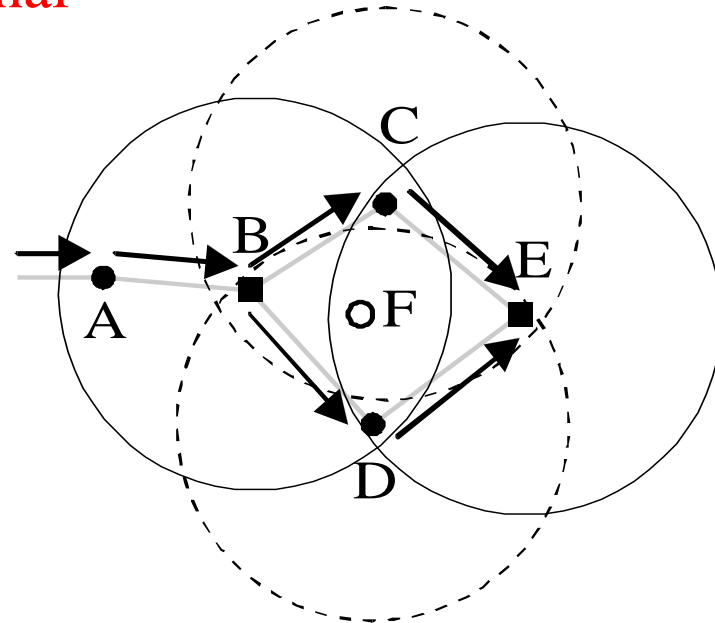


- $cf(n, k)$ : Οι πιθανότητες να έχουμε  **$k$  contention-free hosts** μεταξύ  $n$  hosts που λαμβάνουν το σήμα



# Ανάλυση της Collision

- Μεγαλύτερη πιθανότητα collision:
  - Τα rebroadcasts είναι πιθανό να ξεκινήσουν την ίδια στιγμή
    - Το backoff window runs out εάν το μέσο είναι ήσυχο για ένα διάστημα
  - έλλειψη του RTS/CTS dialogues
  - έλλειψη του collision detection (CD) εάν προκύπτει collision
  - πρόβλημα του hidden terminal



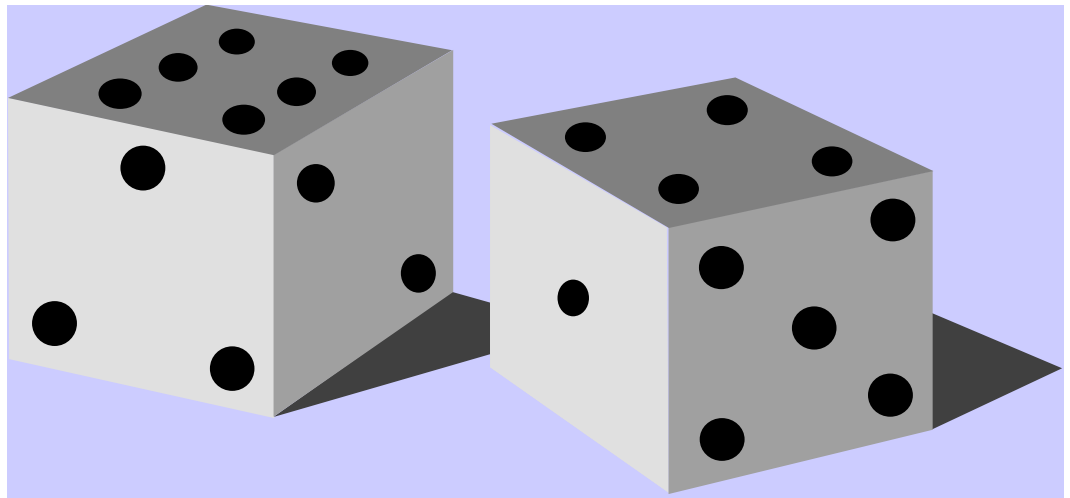


# Πιθανές λύσεις για Broadcast

- Probabilistic σχήμα
- Counter-Based σχήμα
- Distance-Based σχήμα
- Location-Based σχήμα
- Cluster-Based σχήμα

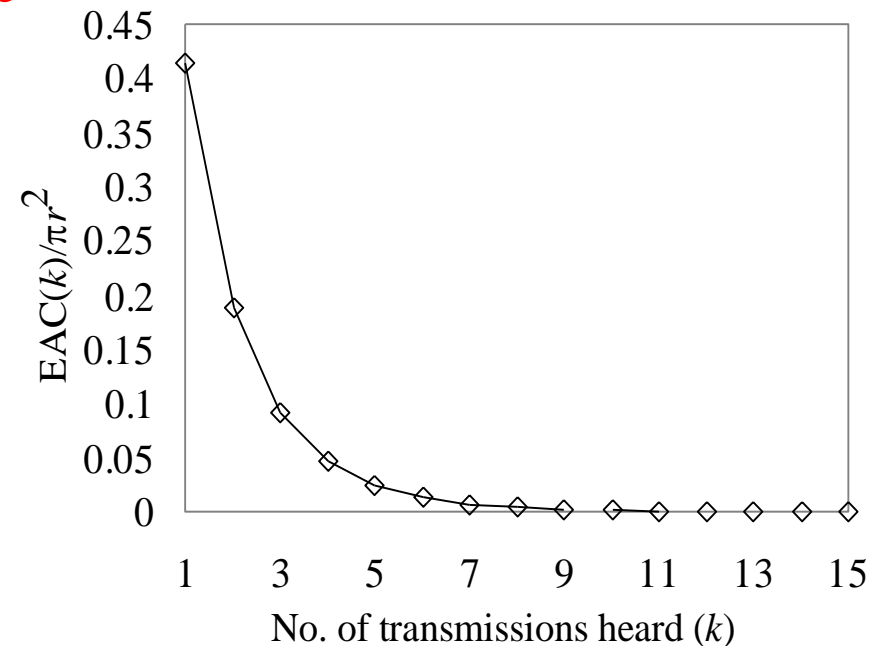
# Probabilistic σχήμα

- Rebroadcast με “Ρίψη ζαριού”
- Ένας host πάντα κάνει rebroadcast με πιθανότητα  $P$ 
  - Όταν  $P = 1$ , έχουμε πλημμύρισμα
  - Μικρότερο  $P$  θα ελαττώσει το πρόβλημα της καταιγίδας

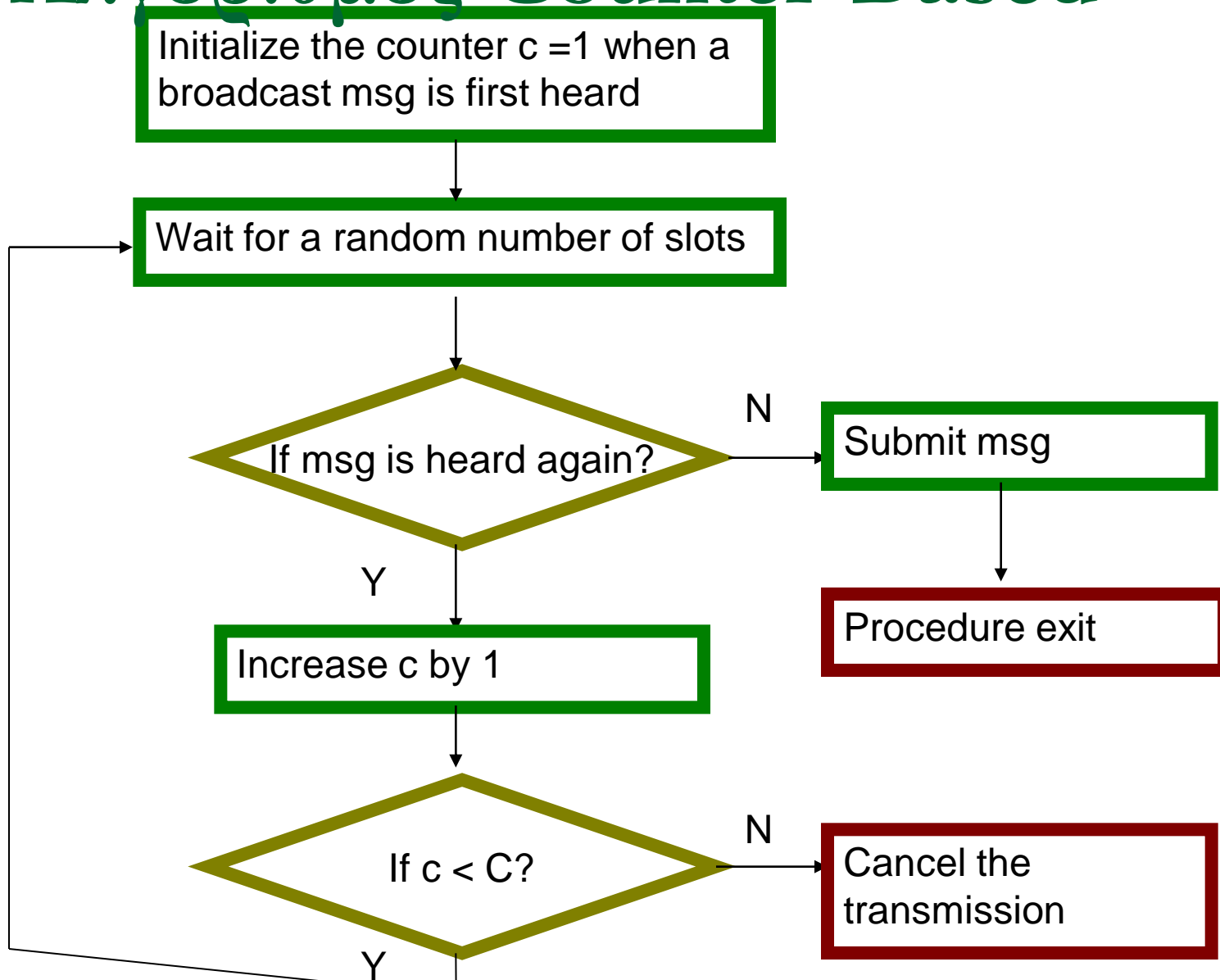


# Counter-Based σχήμα

- Εάν ένας host έχει λάβει ένα broadcast packet  $> C$  φορές,
  - Τότε, να μην το εκπέμψει ξανά
- Παραδείγματα: **Addition Coverage**
  - 1 φορά  $\Rightarrow$  41%
  - 2 φορές  $\Rightarrow$  19%
  - 3 φορές  $\Rightarrow$  9%
  - 4 φορές  $\Rightarrow$  5%
  - $> 4$  φορές, πολύ λίγη extra περιοχή

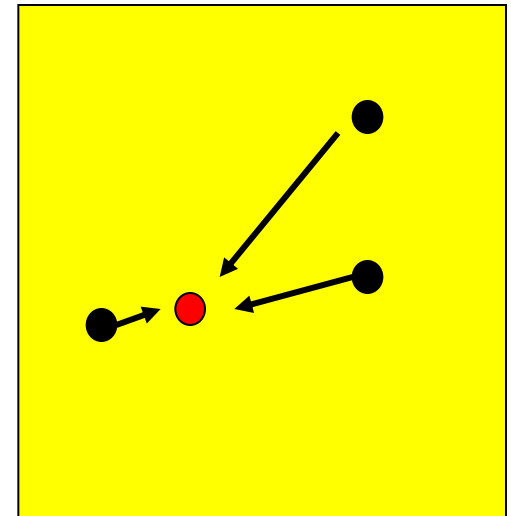


# Αλγόριθμος Counter-Based

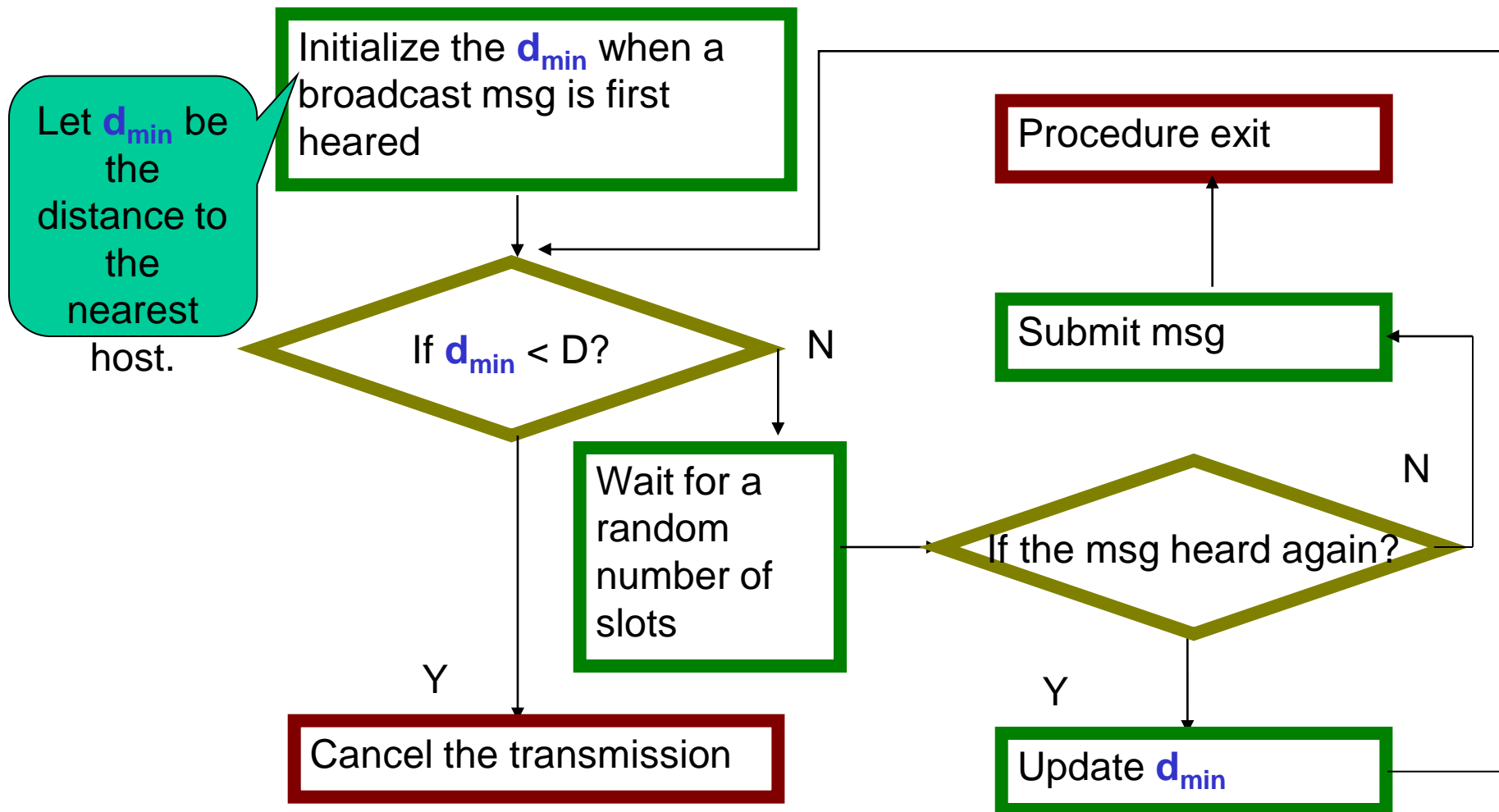


# Distance-Based σχήμα

- Υπολογισμός της απόστασης από τον host που στέλνει το μήνυμα
- $d_{min} = \text{Min}\{\text{the distance to each sending host}\}$
- Εάν  $d_{min} < D$  (κατώφλι), τότε όχι rebroadcast
- Πώς να υπολογίσουμε την απόσταση:
  - ένταση σήματος
  - συσκευές GPS

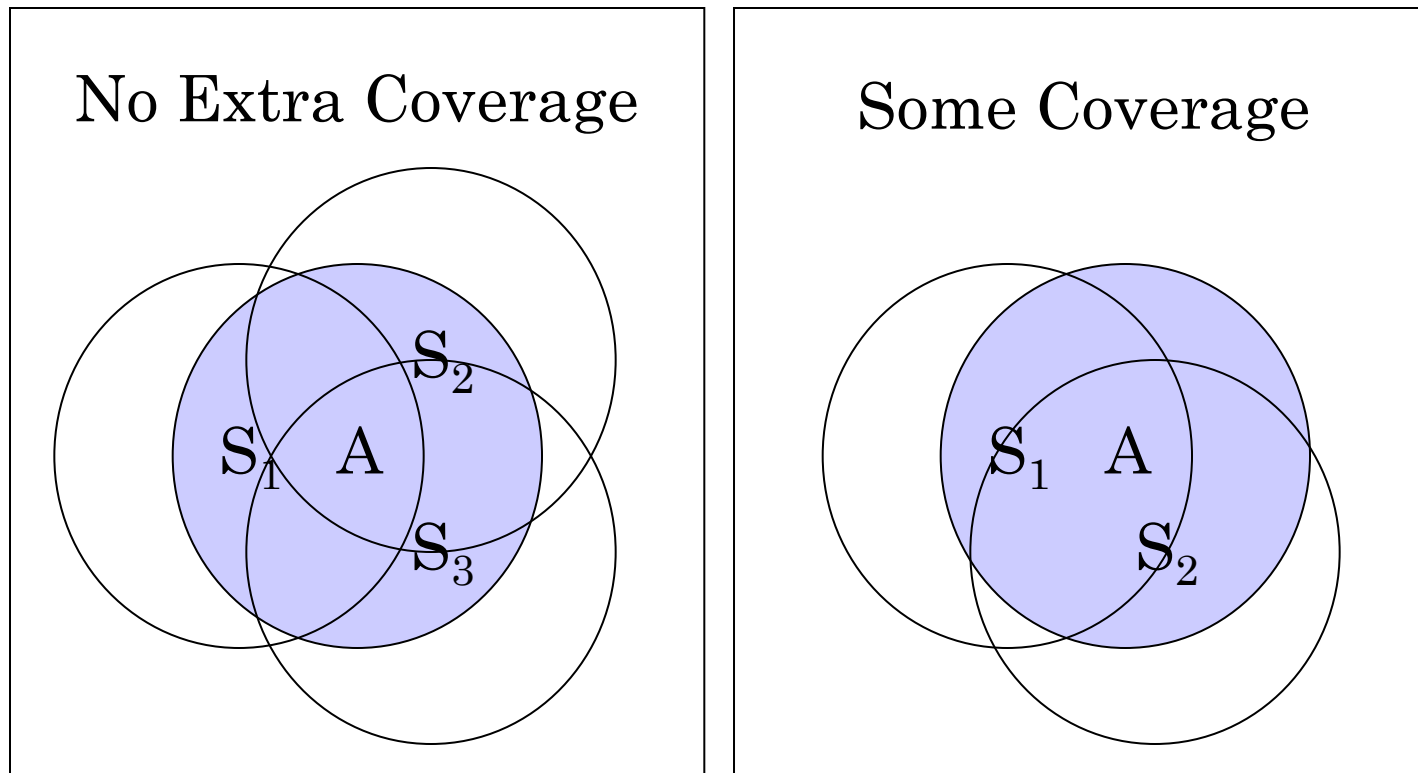


# Αλγόριθμος Distance-based

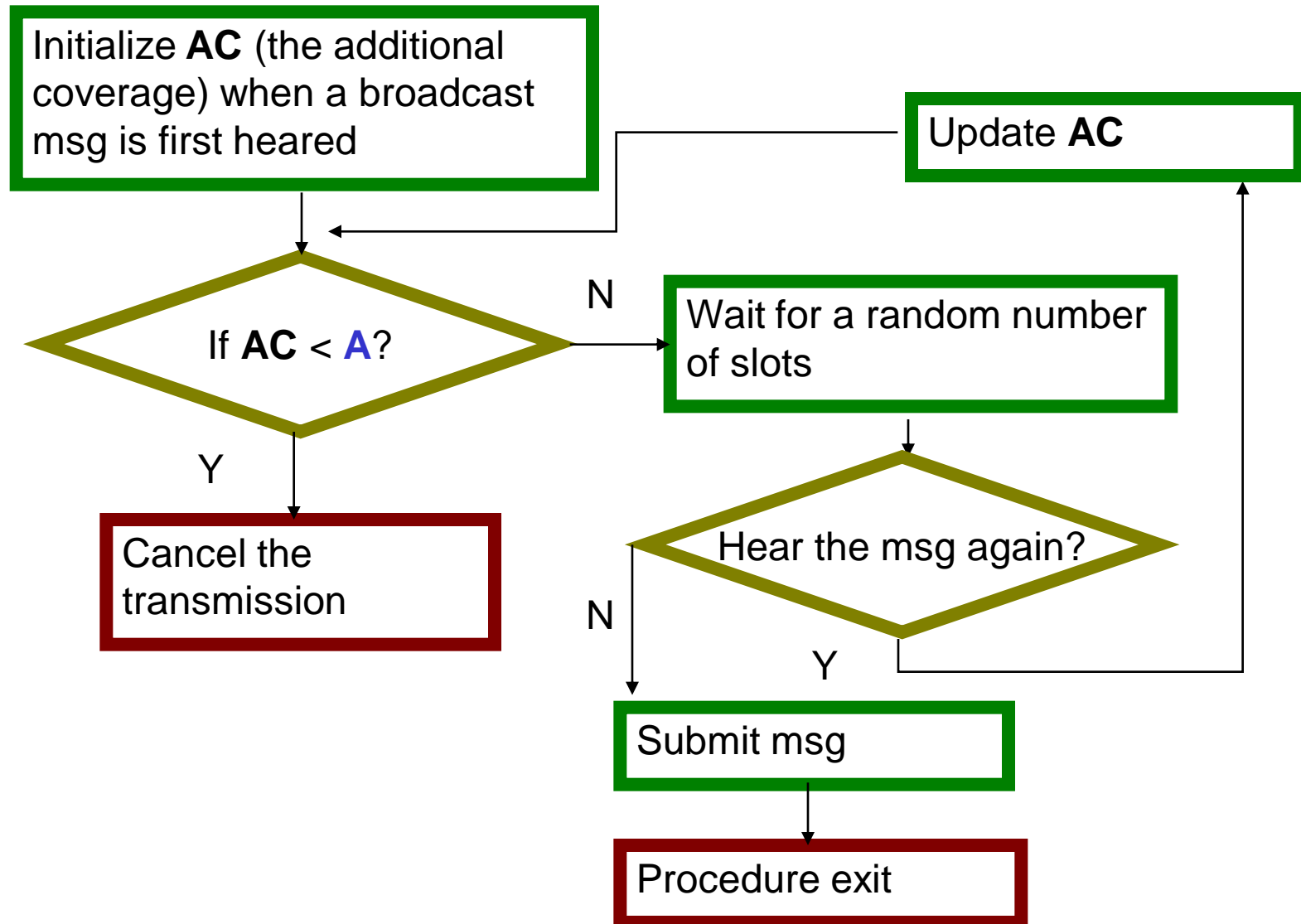


# Location-based σχήμα

- Από το GPS λαμβάνουμε τη θέση αυτού που στέλνει
- Έστω  $(x_1, y_1), (x_2, y_2), (x_3, y_3), \dots, (x_k, y_k)$  οι θέσεις των αποστολέων
  - Μπορούμε να υπολογίσουμε με ακρίβεια την additional coverage αυτού του rebroadcast.



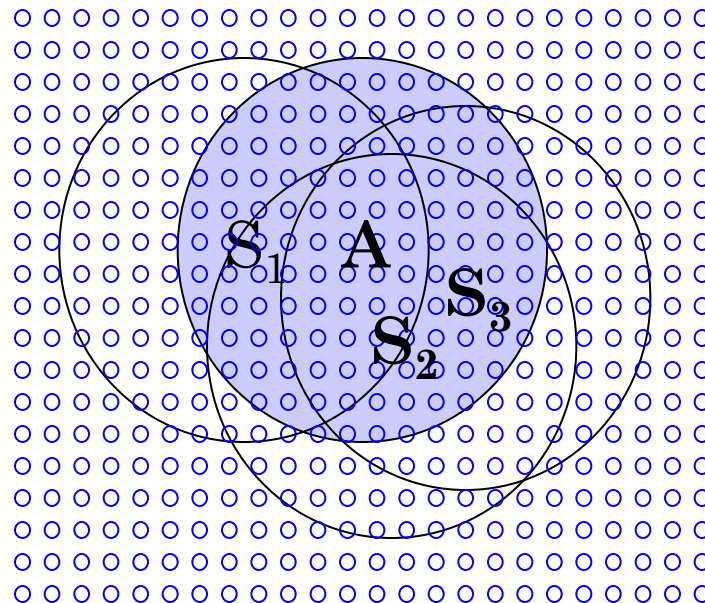
# Αλγόριθμος Location-based





# Δυσκολίες

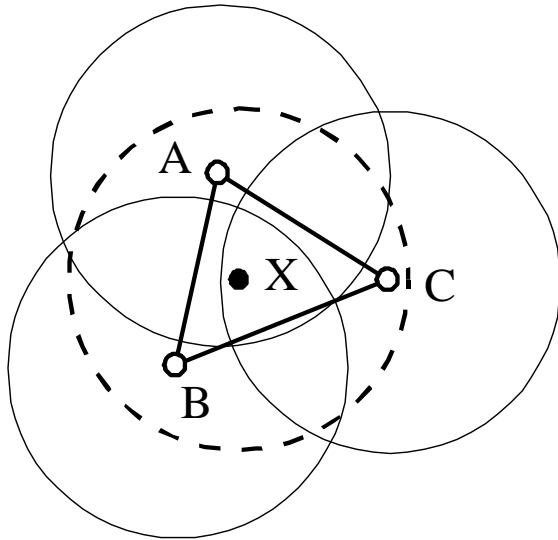
- Περίπλοκα μαθηματικά για να υπολογίσουμε την extra coverage.
- Προσέγγιση:
  - προσομοίωση grid



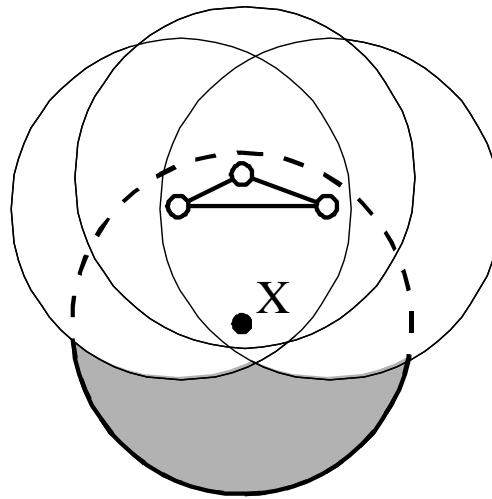
# Τροποποιημένο Location-based σχήμα

## • Έλεγχος πολυγώνου

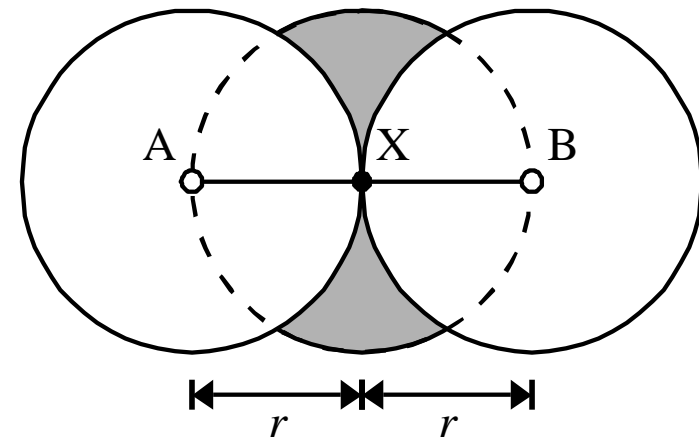
- Εάν ένας host είναι μέσα στο πολύγωνο, που οριοθετείται από τις θέσεις των αποστολέων, τότε ΜΗΝ ΕΚΤΕΛΕΙΣ rebroadcast. (Εικ. (a))
- Αλλιώς, rebroadcast. (Εικ. (b))
- Εάν ένας host είναι μέσα στο κυρτό πολύγωνο, η μέγιστη additional coverage είναι κάτω από 22%. (Εικ. (c))



(a)



(b)



(c)

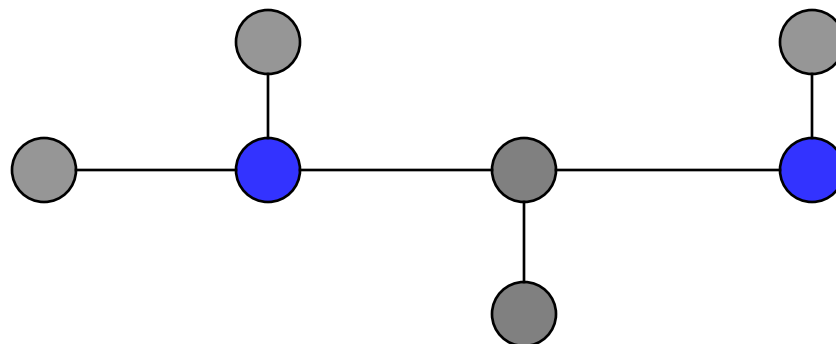
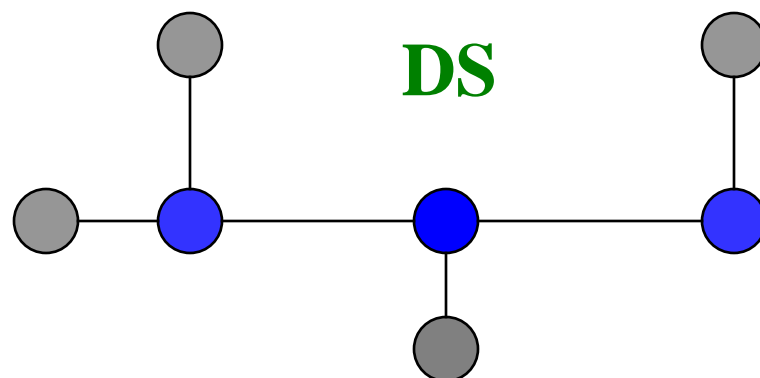
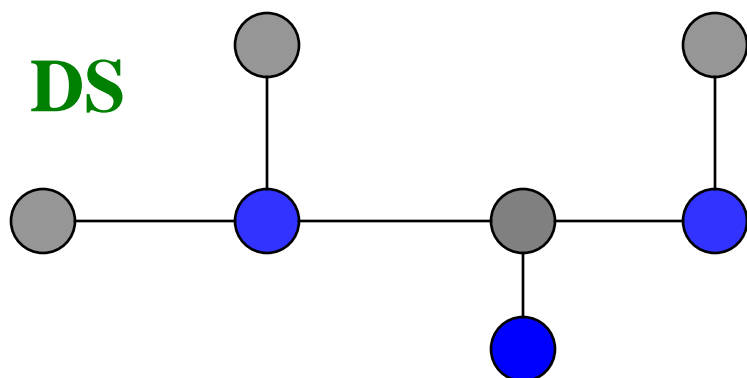
# Περιεχόμενα

- Κινητά Ad Hoc δίκτυα
  - Το πρόβλημα των Broadcast Storms
    - Μέθοδοι για μη-εγγυημένη (μη 100%) κάλυψη (non-reliable)
      - Μη-προσαρμοζόμενες μέθοδοι
      - Προσαρμοζόμενες μέθοδοι
    - Μέθοδοι για 100% κάλυψη (reliable)
      - Connected Dominating Set (CDS)

# Κυρίαρχο σύνολο (Dominating Set-DS)

## Ορισμός:

Είναι ένα υποσύνολο των κόμβων τέτοιο ώστε κάθε κόμβος είτε ανήκει στο υποσύνολο αυτό είτε είναι προσκείμενος (adjacent) σε τουλάχιστον έναν από τους κόμβους αυτού του υποσυνόλου.

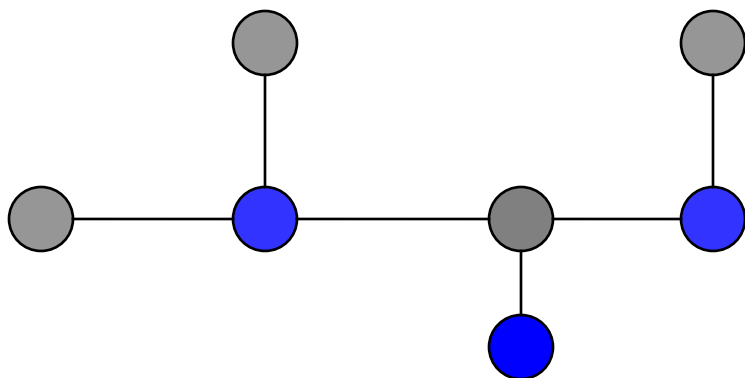


**ΌΧΙ**

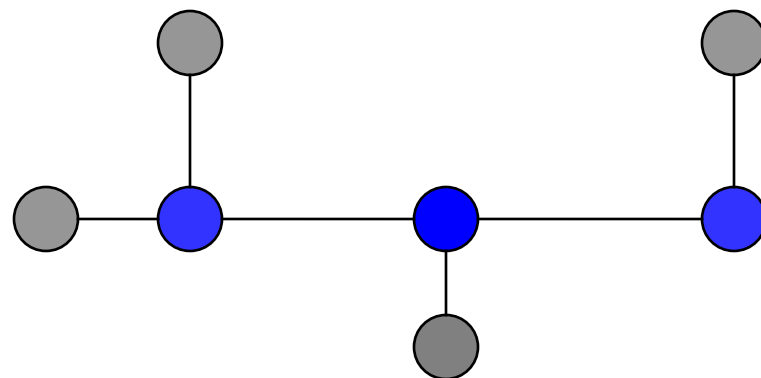
# Συνδεδεμένο Κυρίαρχο σύνολο (Connected Dominating Set - CDS)

## Ορισμός:

Είναι ένα DS του γραφήματος, τέτοιο ώστε το υπογράφημα που αντιστοιχεί στο DS να είναι συνδεδεμένο.



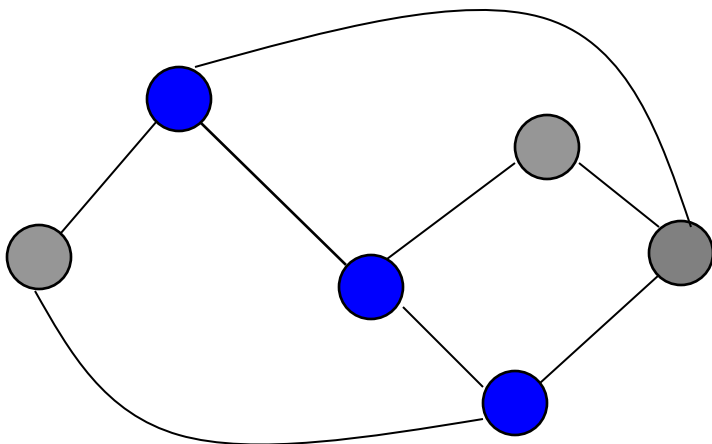
**ΌΧΙ**



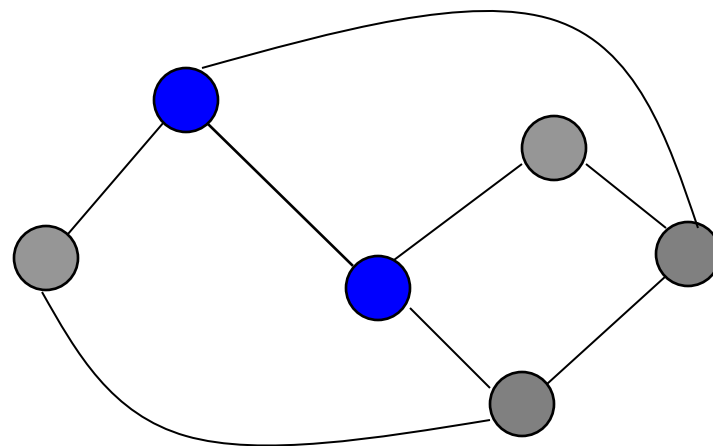
**CDS**

# Ελάχιστο κυρίαρχο σύνολο (Min Connected Dominating Set - MCDS)

- Το MCDS είναι ένα CDS, τέτοιο ώστε να έχει το ελάχιστο μέγεθος (δηλ., το μικρότερο αριθμό κόμβων)



**ΌΧΙ**

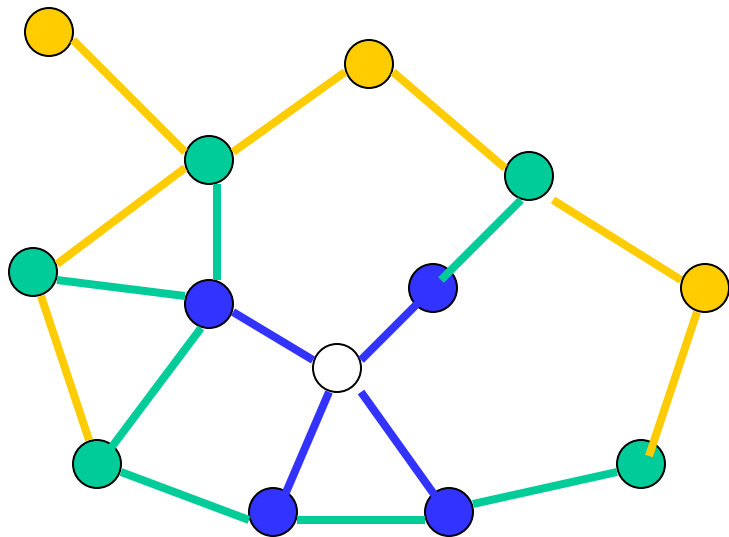


**MCDS**

# Πολυπλοκότητες

- Η εύρεση του MCDS ανήκει στην κλάση προβλημάτων NP-complete, όταν έχουμε πλήρη (global) γνώση όλης της τοπολογίας του δικτύου
- Δεν μπορούμε να υποθέσουμε ότι κάθε κόμβος γνωρίζει όλο το δίκτυο. Για να συμβεί αυτό θα πρέπει να ανταλλάγουν  $O(n^2)$  μηνύματα!  
Απαγορευτικό κόστος επικοινωνίας
- Χρειαζόμαστε **τοπικούς (localized) αλγόριθμους**
- Δηλ., κατανεμημένες (**distributed**) προσεγγίσεις

# Localized αλγόριθμοι



1-hop πληροφορία

2-hop πληροφορία

3-hop πληροφορία

- k-hop πληροφορία
  - Ανακαλύπτεται μετά από k γύρους από ανταλλαγές **Hello** μηνυμάτων
  - Τοπολογία και άλλες πληροφορίες
  - Συνήθως  $k=1, 2$ , ή  $3$
- Συσσώρευση πληροφορίας vs. Διάχυση πληροφορίας



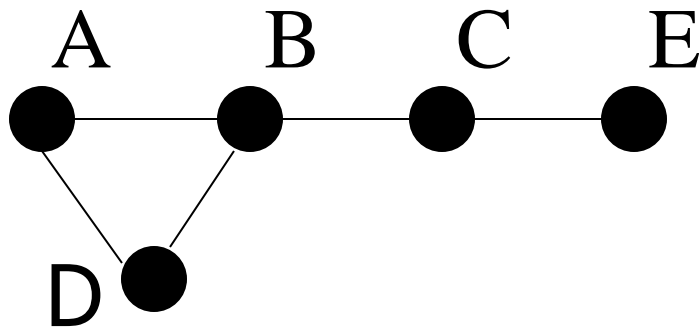
# Αλγόριθμος των Wu & Li

- Διαδικασία **Μαρκαρίσματος** (marking)
  - Για την εύρεση του CDS
- Διώχνουμε (prune) τους πλεονάζοντες (redundant) κόμβους από το CDS
  - Για να ελαττώσουμε το μέγεθός του

# Διαδικασία Μαρκαρίσματος

- Ορίζουμε ένα δίκτυο ως ένα γράφημα  $G = (V, E)$
- Για κόμβο  $v$ :  $N(v)$  είναι το “ανοιχτό” σύνολο των γειτόνων του δηλ., όλοι οι 1-hop γείτονες του  $v$
- **BHMA 1:** Αρχικά, όλοι οι κόμβοι είναι **unmarked**
- **BHMA 2:** Κάθε κόμβος  $v$  **ανταλλάσσει το σύνολο των γειτόνων του  $N(v)$**  με όλους τους γείτονές του
- **BHMA 3:** **Mark  $v$**  εάν υπάρχουν τουλάχιστον 2 μη-συνδεδεμένοι (μεταξύ τους) γείτονες

# Παράδειγμα



## Μετά το βήμα 2:

A: N(B), N(D)

B: N(A), N(C), N(D)

C: N(B), N(E)

D: N(A), N(B)

E: N(C)

## Το “ανοιχτό σύνολο γειτόνων” όλων των κόμβων:

$N(A) = \{B, D\}$

$N(B) = \{A, C, D\}$

$N(C) = \{B, E\}$

$N(D) = \{A, B\}$

$N(E) = \{C\}$

# Ανάλυση διαδικασίας Μαρκαρίσματος

ΘΕΩΡΗΜΑ: Δεδομένου ενός γραφήματος  $G = (V, E)$  το οποίο είναι συνδεδεμένο, αλλά όχι πλήρως συνδεδεμένο, το υποσύνολο των κορυφών  $V'$ , που παράγεται από την διαδικασία marking, σχηματίζει ένα dominating set του γραφήματος  $G$ .

ΑΠΟΔΕΙΞΗ: Επιλέγουμε τυχαία έναν κόμβο  $v$ . Θα δείξουμε ότι ο  $v$  είτε ανήκει στο  $V'$  είτε σε κόμβο προσκείμενο σε κόμβο του  $V'$ . Έστω ότι ο  $v$  είναι marked ως F (non-marked).

Εάν υπάρχει τουλάχιστον ένας κόμβος γειτονικός του  $v$  που είναι marked T, τότε ολοκληρώθηκε η απόδειξη.

Εάν όλοι οι γείτονες του  $v$  είναι marked ως F, έχουμε δυο περιπτώσεις:

Όλοι οι άλλοι κόμβοι του  $G$  είναι γείτονες του  $v$ . Με βάση τη διαδικασία του marking και αφού ο  $v$  είναι marked F, τότε συνεπάγεται ότι όλοι οι κόμβοι είναι συνδεδεμένοι ανά δυο μεταξύ τους. Αυτό θα σήμαινε ότι το γράφημα είναι πλήρως συνδεδεμένο. **ΑΤΟΠΟ**  $\downarrow$

Υπάρχει τουλάχιστον ένας κόμβος  $u$  του  $G$  που δεν είναι γειτονικός του  $v$ . Φτιάχνουμε ένα shortest path  $(v, v_1, v_2, \dots, u)$ . Υπάρχει πάντα, αφού το γράφημα είναι συνδεδεμένο. Δεν υπάρχει η ακμή  $(v, v_2)$ , διαφορετικά δεν θα ήταν shortest path το προηγούμενο. Με βάση τη διαδικασία marking, ο κόμβος  $v_1$  πρέπει να γίνει marked ως T, αφού έχει δυο μη συνδεδεμένους γείτονες, τους  $v$  και  $v_2$ . Άρα τουλάχιστον ένας γείτονας του κόμβου  $v$  είναι marked T. **ΑΤΟΠΟ**  $\downarrow$

# Ανάλυση διαδικασίας Μαρκαρίσματος

ΘΕΩΡΗΜΑ: Δεδομένου ενός γραφήματος  $G = (V, E)$  το γράφημα  $G'$  που παράγεται με τη διαδικασία marking, είναι συνδεδεμένο.

ΑΠΟΔΕΙΞΗ: Υποθέτουμε ότι το  $G'$  δεν είναι συνδεδεμένο και έστωσαν δυο κόμβοι  $v$  και  $u$  σε διαφορετικές συνιστώσες του  $G'$ . Υποθέτουμε ότι  $\text{dist}_G(v, u) = k+1$  ( $k > 1$ ) και  $(v, v_1, v_2, \dots, v_k, u)$  είναι ένα shortest path μεταξύ των κόμβων  $v$  και  $u$  στο γράφημα  $G$ . Προφανώς, όλοι οι κόμβοι σ' αυτό το shortest path είναι διακριτοί μεταξύ τους, και υπάρχει ανάμεσά τους τουλάχιστον ένας, π.χ., ο  $v_i$  που είναι marked ως F.

Διαφορετικά, οι κόμβοι  $v$  και  $u$  δεν θα ήταν αποσυνδεδεμένοι στο γράφημα  $G'$ .

Όμως, δυο γειτονικοί κόμβοι του  $v_i$ , οι  $v_{i-1}$  και  $v_{i+1}$  δεν είναι συνδεδεμένοι μεταξύ τους στο γράφημα  $G$ .

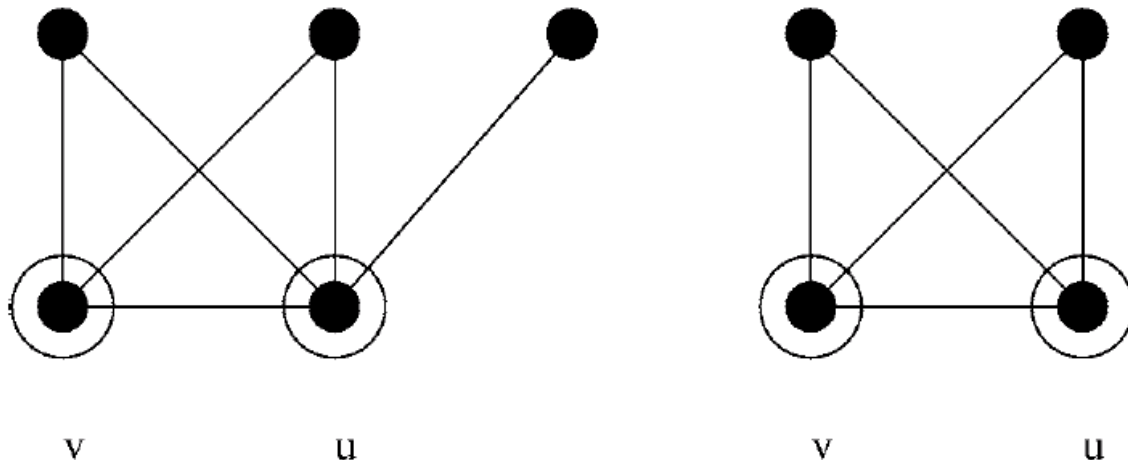
Διαφορετικά, δεν θα ήταν shortest path το  $(v, v_1, v_2, \dots, v_k, u)$ .

Επομένως, με βάση τη διαδικασία marking ο κόμβος  $v_i$  θα είναι marked ως T.

**ΑΤΟΠΟ** ↵

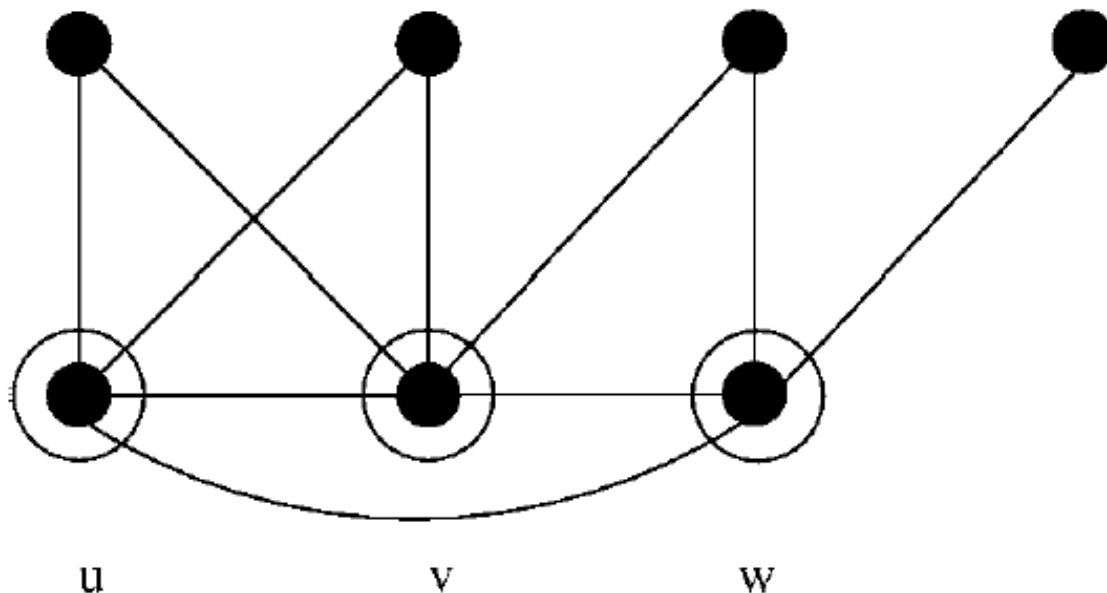
# Αποπομπή πλεοναζόντων κόμβων από το CDS

- Αναθέτουμε ένα διακριτό  $id$ ,  $id(v)$  σε κάθε κόμβο  $v \in G$
- Ορίζουμε το  $N[v]$  ως το “κλειστό” σύνολο των γειτόνων (closed neighbor set) του  $v$ , δηλ., συμπεριλαμβάνεται και ο  $v$ .
- **Rule 1**: Εξετάζει δυο κόμβους  $v$  και  $u$  στο  $G'$ .  
Εάν  $N[v] \subseteq N[u]$ , and  $id(v) < id(u)$ , unmark  $v$ .



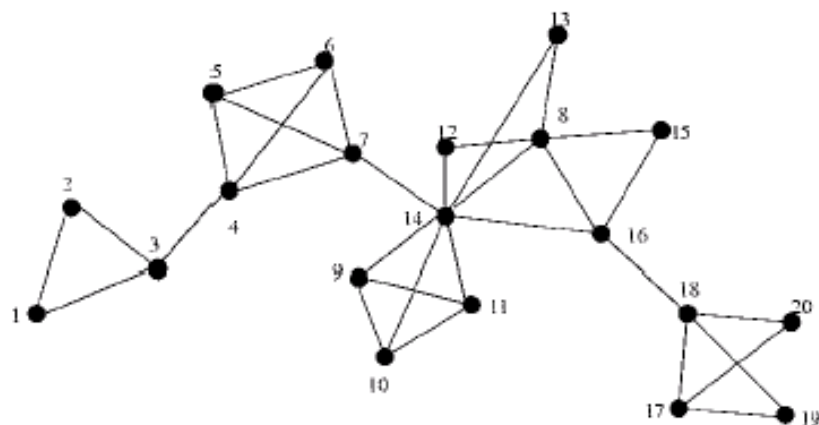
# Αποπομπή πλεοναζόντων κόμβων από το CDS

- Rule 2:** Υποθέστε ότι  $u$  και  $w$  είναι δυο marked γείτονες του marked κόμβου  $v$  στο  $G'$ . Εάν  $N(v) \subseteq N(u) \cup N(w)$  στο  $G$  και ισχύει ότι  $id(v) = \min\{id(v), id(u), id(w)\}$ , τότε unmark τον κόμβο  $v$ .

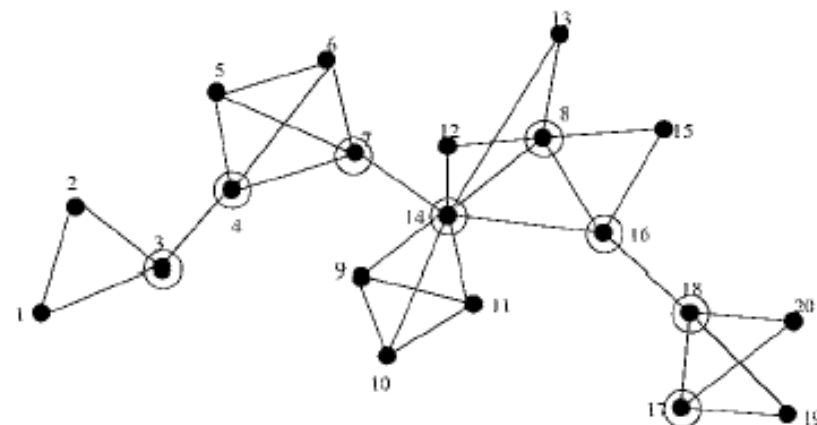


# Παράδειγμα αλγορίθμου Wu & Li

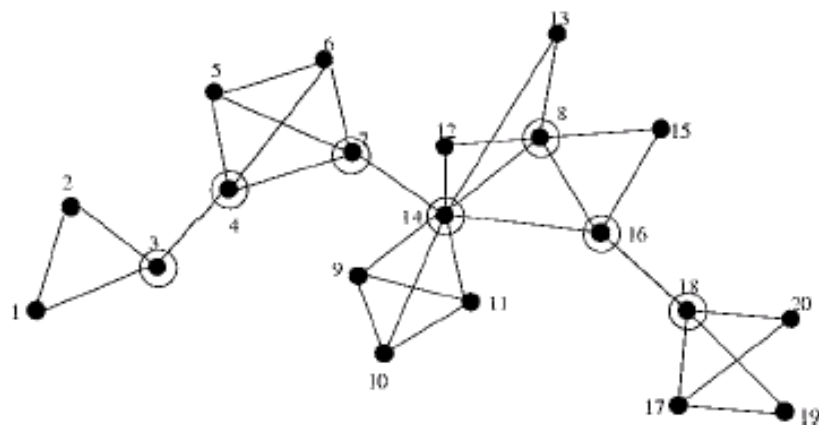
(a) Example graph



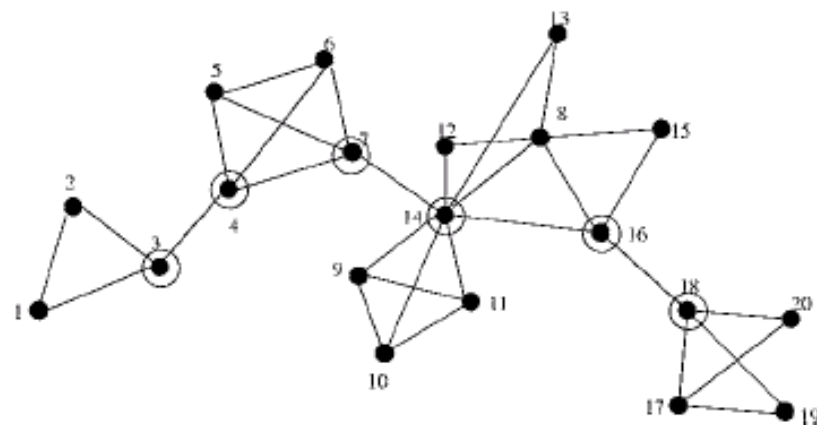
(b) Marked gateways without applying rules



(c) Marked gateways by applying Rule 1



(d) Marked gateways by applying Rule 2





# Ενημέρωση/Επανυπολογισμός CDS

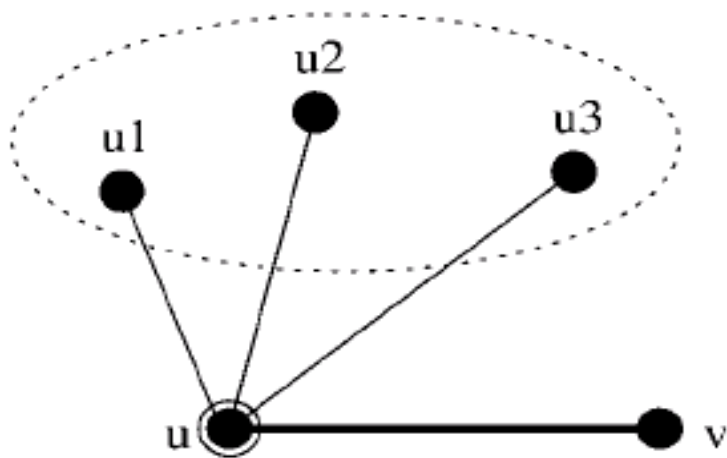
Τοπολογικές αλλαγές του ασύρματου ad hoc δικτύου εξαιτίας:

- Ενεργοποίηση (switch on) του mobile host
- Απενεργοποίηση (switch off) του mobile host
- Κίνηση του mobile host

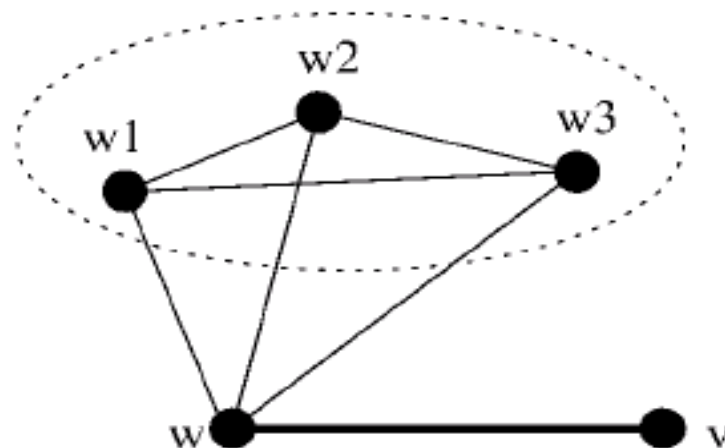
# Mobile host's switch on

- Όταν ο κόμβος  $v$  switches on, μόνο οι non-gateway γείτονές του πρέπει να ενημερώσουν την κατάστασή τους

— new link



(a) gateway neighbor  $u$



(b) non-gateway neighbor  $w$

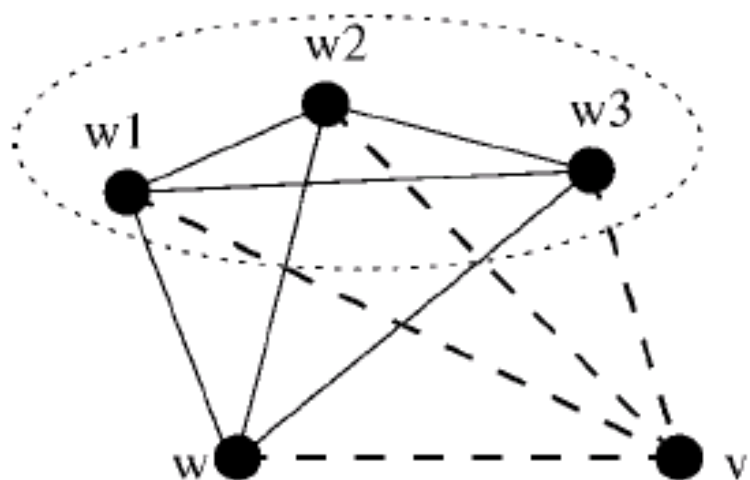
# Αντίστοιχη διαδικασία marking

1. Ο κόμβος  $v$  broadcasts στους γείτονές του ότι ο ίδιος είναι switch on
2. Κάθε host  $w \in v \cup N(v)$  ανταλλάσει το δικό του open neighbor set  $N(w)$  με τους γείτονές του
3. Mark τον κόμβο  $v$  εάν υπάρχουν 2 μη-συνδεδεμένοι γείτονες
4. Mark κάθε non-gateway  $w \in N(v)$  εάν έχει 2 μη-συνδεδεμένους γείτονες
5. Εφαρμόζουμε τον Rule 1 και Rule 2

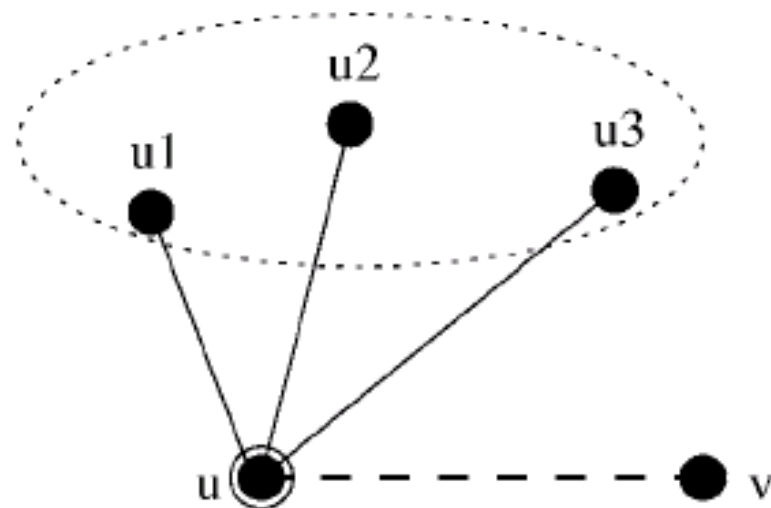
# Mobile host's switch off

- Μόνο οι gateway γείτονες του switched off host χρειάζεται να αναθεωρήσουν την κατάστασή τους

--- broken link



(a) non-gateway neighbor w



(b) gateway neighbor u

# Αντίστοιχη διαδικασία marking

1. Ο κόμβος  $v$  broadcasts στους γείτονές του ότι ο ίδιος θα γίνει switch off
2. Κάθε gateway γείτονας που ανήκει στο  $N(v)$  ανταλλάσει το δικό του open neighbors set με τους γείτονές του
3. Unmark gateway εάν όλοι οι γείτονες είναι συνδεδεμένοι ανά δυο (pairwise connected)

# Κίνηση του mobile host

Για να συγχρονιστεί η κίνηση του mobile host με τις ενημερώσεις των gateway:

- Πριν ο host  $v$  αρχίσει να κινείται, στέλνει ένα ειδικό σήμα  **$\{id(v), Start\}$**
- Κατά τη διάρκεια της κίνησής του, στέλνει  **$\{id(v), Heart\_Beat\}$**  ανά τακτά χρονικά διαστήματα
- Όταν σταματήσει, στέλνει  **$\{id(v), Stop\}$**

# Κίνηση του mobile host

- Όταν κάποιος host  $u$  λάβει και τους τρεις τύπους των σημάτων από τον κόμβο  $v$ , δεν κάνει τίποτε
- Εάν ο host  $u$  λάβει Start σήμα, αλλά δεν λάβει κάποιο Heart\_Beat ή Stop σήμα, ο σύνδεσμος από τον  $u$  στον  $v$  είναι σπασμένος
- Εάν ο  $u$  λάβει Heart\_Beat, και σήμα Stop χωρίς Start, ο  $u$  έχει έναν σύνδεσμο προς τον  $v$

# Αναγνώριση ενός νέου Link

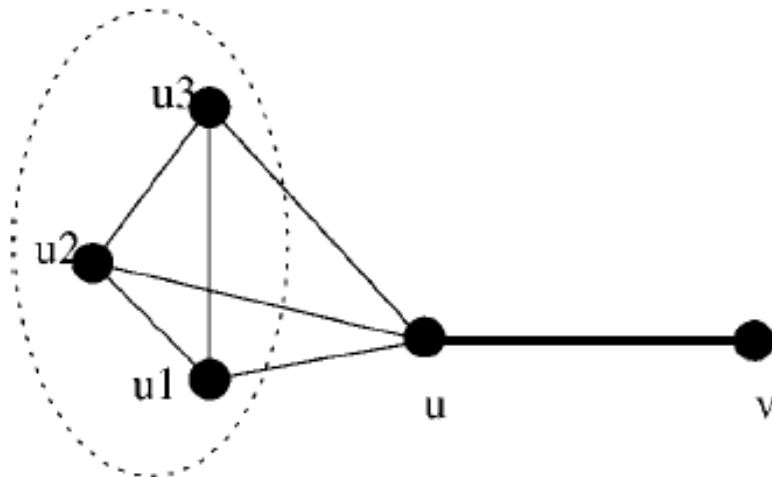
Δυο τύποι κόμβων χρειάζεται να υπολογίσουν ξανά την gateway κατάστασή τους:

- Ο  $u$ , εάν αρχικά ήταν ένας non-gateway
- Οι κοινοί γείτονες του  $u$  και του  $v$

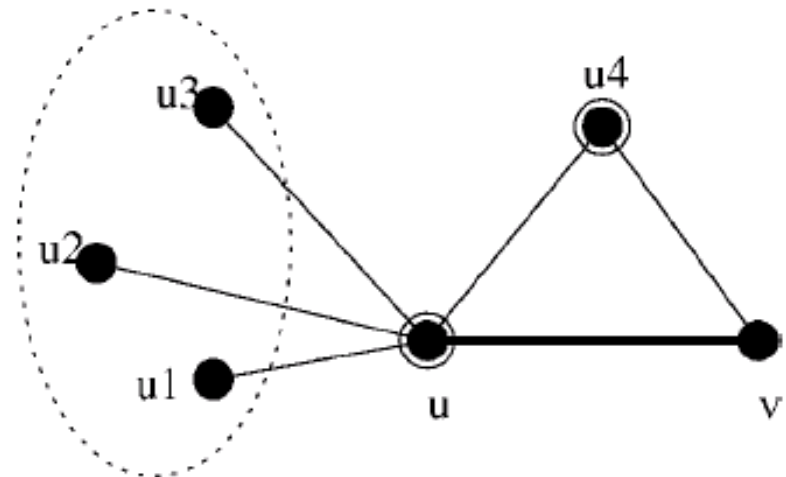


# Αναγνώριση ενός νέου Link

— new link



(a) non-gateway host  $u$



(b) gateway host  $u$

Figure 8. Mobile host  $u$  recognizes new link  $\{u, v\}$ .

- Εάν ο  $u$  θα κάνει mark τον εαυτό του ως gateway, θα εξαρτηθεί από τις συνδέσεις μεταξύ του  $v$  και των γειτόνων του  $u$
- Ο  $u4$  unmarks τον εαυτό του όταν το φτιάχνεται το  $uv$  link

# Αντίστοιχη διαδικασία marking

1. Ο  $u$  ανιχνεύει ένα νέο σύνδεσμο  $v$ , ανταλλάσσει το open neighbor set με τους γείτονές του
2. Όταν λάβει το  $N(u)$ , ο gateway  $w$  κάνει unmark τον εαυτό του, εάν είναι κοινός γείτονας των  $u$ ,  $v$
3. Εάν ο  $u$  είναι gateway, δεν κάνει τίποτε
4. Εάν ο  $u$  είναι non-gateway και έχει 2 μη-συνδεδεμένους γείτονες, ο  $u$  κάνει mark τον εαυτό του
5. Εφαρμόζουμε τον Rule 1 και Rule 2

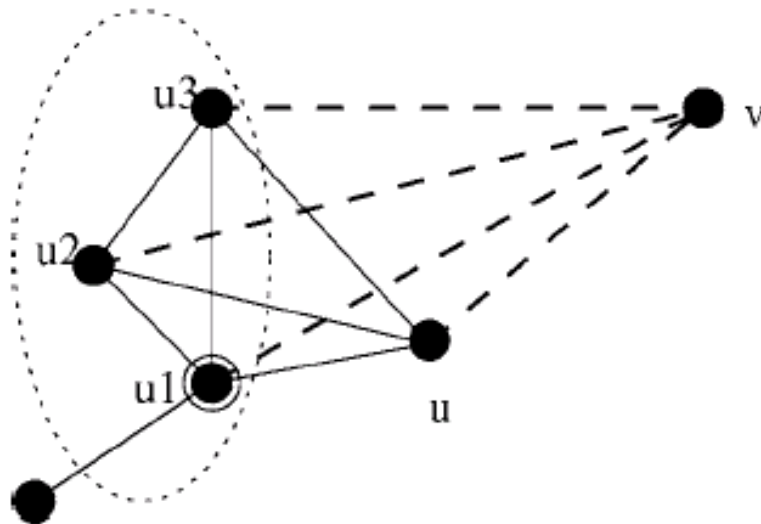
# Αναγνώριση ενός broken Link

Δυο τύποι κόμβων χρειάζεται να υπολογίσουν ξανά την gateway κατάστασή τους:

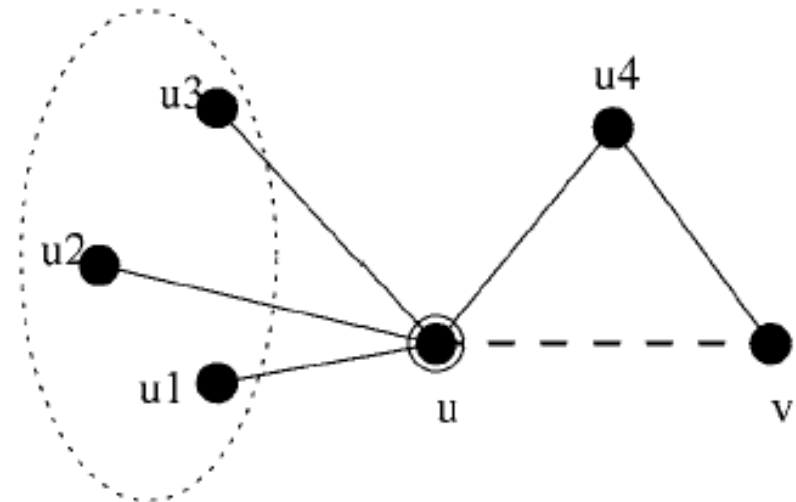
- Ο  $u$ , εάν αρχικά ήταν gateway
- Οι κοινοί γείτονες του  $u$  και του  $v$

# Αναγνώριση ενός broken Link

--- broken link



(a) non-gateway host  $u$



(b) gateway host  $u$

Figure 9. Mobile host  $u$  recognizes broken link  $\{u, v\}$ .

- Οι γείτονες του  $u$  είναι όλοι συνδεδεμένοι ανά δυο, έτσι ο  $u$  παραμένει
- Ο  $u4$  marks τον εαυτό του ως gateway

# Αντίστοιχη διαδικασία marking

1. Ο  $u$  ανιχνεύει το broken link προς τον  $v$ , και ανταλλάσσει το  $N(u)$  με τους γείτονές του
2. Εάν ο  $u$  είναι non-gateway, δεν κάνει τίποτε. Διαφορετικά, ο  $u$  θα γίνει unmark εάν οι γείτονές του είναι όλοι συνδεδεμένοι ανά δυο (pairwise connected)
3. Όταν λάβει το  $N(u)$ , ο non-gateway γείτονας  $w$  ξαναυπολογίζει τη δική του gateway status εάν είναι κοινός γείτονας των  $u$  και  $v$
4. Εφαρμόζουμε τον Rule 1 και Rule 2

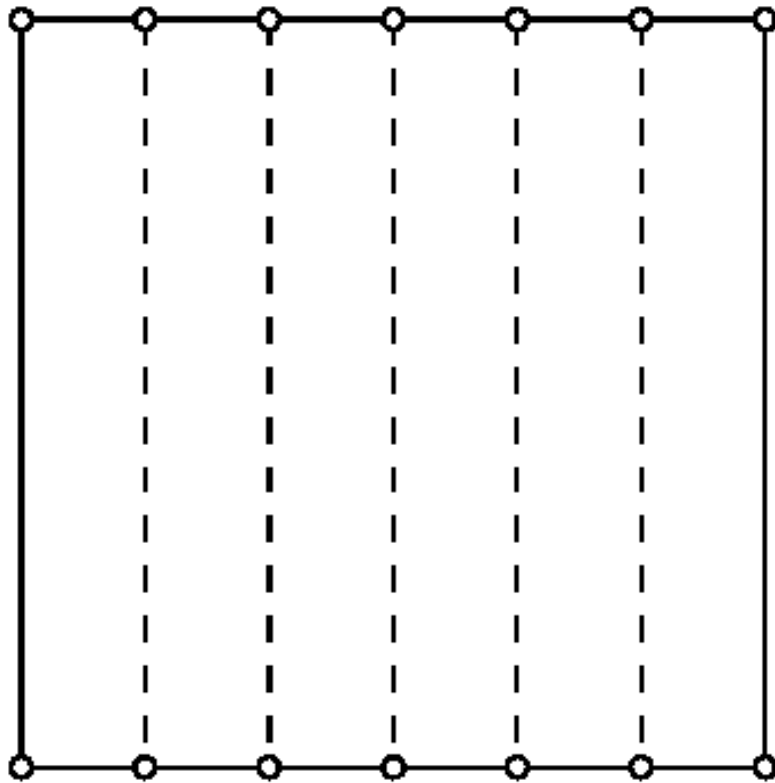
# Εκτίμηση επίδοσης

- Μπορεί να φτιάξει trivial CDS
- Πολυπλοκότητα χρόνου:  $O(\Delta^2)$
- Πολυπλοκότητα μηνυμάτων:  $O(\Delta n)$
- Όχι εγγύηση ότι θα βρει το MCDS

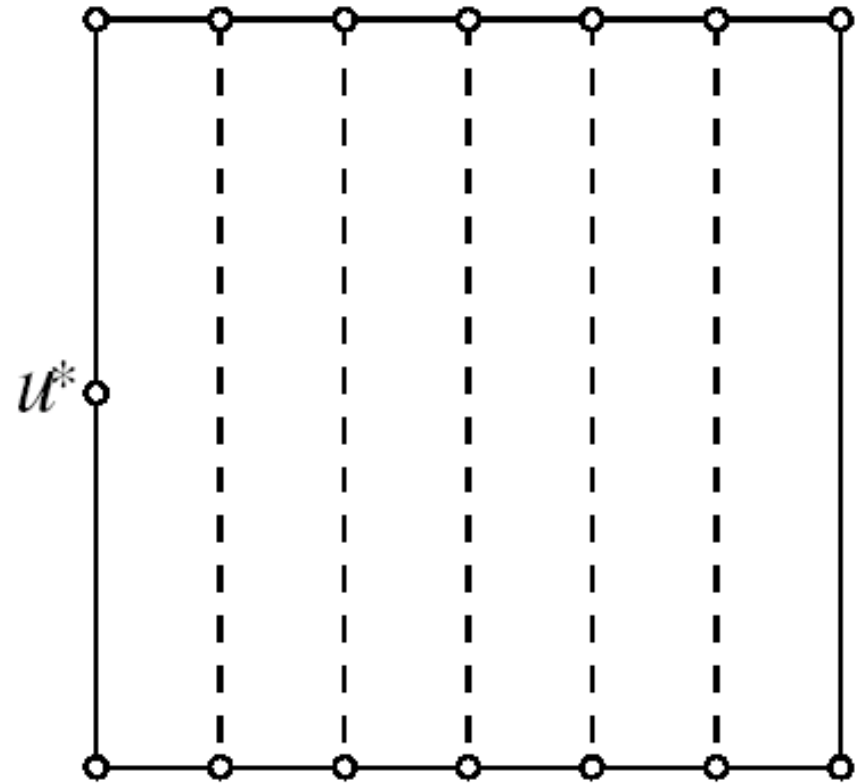
# Επανεκτίμηση της επίδοσης

- Πολυπλοκότητα χρόνου με χρήση των δυο κανόνων:  $O(\Delta^3)$
- Πολυπλοκότητα μηνυμάτων :  $\Theta(m)$   
όπου  $m = |E(G)|$
- Approximation factor:  $n/2$   
όπου  $n = |V(G)|$

# Απόδειξη του approximation factor



(a)



(b)

Fig. 3. Instance for which the CDS computed by Wu and Li's algorithm consists of all nodes but the MCDS consists of only two nodes.