

# ΙΟΝΙΟ ΠΑΝΕΠΙΣΤΗΜΙΟ

ΣΧΟΛΗ ΕΠΙΣΤΗΜΗΣ ΤΗΣ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΑΣ  
ΚΑΙ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ

Τμήμα Πληροφορικής



Διδακτορική Διατριβή

Διάχυση Πληροφορίας και Κυρίαρχα Σύνολα σε  
Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων

Κωνσταντίνος Σκιαδόπουλος

8 Δεκεμβρίου 2019



## Επιβλέπων Καθηγητής

Κωνσταντίνος Οικονόμου, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

## Τριμελής Επιτροπή Παρακολούθησης

Κωνσταντίνος Οικονόμου, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

Χρήστος Δουληγέρης, *Καθηγητής,*  
*Πανεπιστήμιο Πειραιώς*

Μάρκος Αυλωνίτης, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

## Επταμελής Εξεταστική Επιτροπή

Κωνσταντίνος Οικονόμου, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

Χρήστος Δουληγέρης, *Καθηγητής,*  
*Πανεπιστήμιο Πειραιώς*

Μάρκος Αυλωνίτης, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

Ιωάννης Σταυρακάκης, *Καθηγητής,*  
*Εθνικό και Καποδιστριακό Πανεπιστήμιο Αθηνών*

Μάριος Πούλος, *Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*

Δημήτριος Πέζαρος, *Καθηγητής,*  
*University of Glasgow*

Δημήτριος Τσουμάκος, *Αναπληρωτής Καθηγητής,*  
*Ιόνιο Πανεπιστήμιο*



Στην Ύπατία, στον Alan Turing και σε όλους τους επιστήμονες στους  
οποίους οι κοινωνικές συμβάσεις στέρησαν τη δυνατότητα ολοκλήρωσης  
του έργου τους.



# Περίληψη

Στη διάρκεια των τελευταίων δεκαετιών έχει αναπτυχθεί μεγάλος αριθμός Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων για την αποτύπωση των συνθηκών που επικρατούν στους χώρους όπου είναι εγκατεστημένα. Νέα δίκτυα αυτής της μορφής εγκαθίστανται διαρκώς, τα οποία λόγω των λειτουργικών απαιτήσεων και της τεχνολογικής προόδου έχουν αυξημένο αριθμό κόμβων. Ο όγκος των παραγόμενων δεδομένων είναι ιδιαίτερα μεγάλος και η συλλογή και η μεταφορά τους κεντρικά απαιτεί τη χρήση καινοτόμων μεθόδων. Στην παρούσα διατριβή προτείνονται δύο μέθοδοι αντιμετώπισης του προβλήματος της Διάχυσης της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων, δηλαδή της μεταφοράς των δεδομένων από και προς τους κόμβους αυτών των δικτύων.

Η πρώτη μέθοδος που προτείνεται βασίζεται στη χρήση Τυχαίων Περιπατητών. Αρχικά παρουσιάζεται μια εις βάθος πρωτότυπη ανάλυση της απόδοσης της χρήσης ενός Τυχαίου Περιπατητή για την κάλυψη ενός Ασύρματου Δικτύου Αισθητήρων. Το αποτέλεσμα αυτής της ανάλυσης είναι μια αναλυτική σχέση για την κάλυψη του δικτύου ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου, που εκφράζεται ως ο αριθμός των απαιτούμενων αλμάτων του Τυχαίου Περιπατητή. Η ανάλυση αυτή υποστηρίζεται από εκτεταμένες προσομοιώσεις σε διάφορα μοντέλα δικτύων καθώς και από την εφαρμογή της σε πειραματικό ασύρματο δίκτυο που είναι εγκατεστημένο σε κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου. Το συμπέρασμα αυτής της ανάλυσης είναι ότι η χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων επιτυγχάνει το στόχο της με χαμηλή επιβάρυνση των ενεργειακών πόρων των δικτύων, που είναι κρίσιμος παράγοντας για τη λειτουργία τους. Το μειονέκτημα αυτής της μεθόδου είναι ο σχετικά μεγάλος χρόνος που απαιτείται για την ολοκλήρωση της διαδικασίας.

Στη συνέχεια εξετάζεται η χρήση Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών που δρουν ταυτόχρονα, με στόχο τη μείωση του απαιτούμενου χρόνου σε σχέση με τη χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή. Για τη χρήση Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών παρουσιάζεται η ανάλυση της απόδοσής τους, η οποία βασίζεται στα αποτελέσματα της ανάλυσης

για τη χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή. Εξετάζεται, αρχικά, η κάλυψη του δικτύου, η οποία καταλήγει σε μια αναλυτική σχέση ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου για συγκεκριμένο αριθμό Τυχαίων Περιπατητών που δρουν ταυτόχρονα στο δίκτυο. Η σχέση αυτή αποδείχθηκε σύμφωνη με ανεξάρτητη εργασία της βιβλιογραφίας, η οποία εξετάζει το ίδιο ζήτημα για πλήρη δίκτυα. Στη συνέχεια παρουσιάζεται η ανάλυση της απόδοσης της χρήσης Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών εφοδιασμένων με Μηχανισμό Αντιγραφής. Τέλος, αναλύεται η δυνατότητα κάλυψης των δικτύων με περιορισμούς χρόνου και ποσοστού κάλυψης, η οποία καταλήγει σε μια σχέση οποία επιτρέπει τον υπολογισμό του αριθμού των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για την κάλυψη ενός ποσοστού των κόμβων των δικτύων σε συγκεκριμένο χρονικό διάστημα. Όλα τα αναλυτικά αποτελέσματα υποστηρίζονται από μεγάλο αριθμό προσομοιώσεων σε διάφορα μοντέλα δικτύων καθώς και από την πειραματική εφαρμογή τους στο πειραματικό ασύρματο δίκτυο του Ιονίου Πανεπιστημίου.

Η δεύτερη μέθοδος που προτείνεται βασίζεται στη χρήση Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων. Τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα μπορούν να εξασφαλίσουν ότι όλοι οι κόμβοι ενός δικτύου είτε θα ανήκουν σε αυτά, είτε θα απέχουν το πολύ ένα συγκεκριμένο αριθμό αλμάτων από τουλάχιστον ένα κόμβο τους. Με αυτόν τον τρόπο, δημιουργείται ένα υποδίκτυο υποδομής, ή backbone, που διευκολύνει τη Διάχυση της Πληροφορίας από και προς τους κόμβους του δικτύου στο οποίο ανήκουν. Αρχικά προτείνεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος δύο φάσεων, που έχει ως αποτέλεσμα τη δημιουργία Συνδεδεμένου Κυρίαρχου Συνόλου  $d$  αλμάτων. Κατά την πρώτη φάση οι κόμβοι του δικτύου συλλέγουν τις απαιτούμενες πληροφορίες για την τοπολογία του δικτύου και κατά τη δεύτερη εκκινώντας από έναν κόμβο του δικτύου δημιουργείται το Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο  $d$  αλμάτων. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος εξετάζεται αναλυτικά ως προς την ορθότητά του, τον αριθμό των απαιτούμενων μηνυμάτων για την εκτέλεσή του καθώς και για τον απαιτούμενο χρόνο επεξεργασίας και τερματισμού του. Η απόδοση του αλγόριθμου συγκρίνεται μέσω προσομοιώσεων, με την απόδοση ενός κεντρικοποιημένου αλγόριθμου καθώς και με αυτήν ενός σχετικά πρόσφατα προταθέντος κατανεμημένου. Το αποτέλεσμα της σύγκρισης είναι ότι η απόδοση του προτεινόμενου αλγόριθμου είναι παραπλήσια με αυτήν του κεντρικοποιημένου όσον αφορά το μέγεθος του παραγόμενου συνόλου και υπερτερεί σημαντικά του κατανεμημένου, όσον αφορά τόσο το μέγεθος του παραγόμενου συνόλου όσο και τον αριθμό των απαιτούμενων μηνυμάτων. Ο αριθμός των απαιτούμενων μηνυμάτων είναι κρίσιμο μέγεθος για αλγόριθμους που εκτελούνται σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων γιατί



καταναλώνουν ενεργειακούς πόρους των δικτύων.

Τέλος παρουσιάζεται μια παραλλαγή του προτεινόμενου αλγόριθμου που δημιουργεί Προϋπολογισμένα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα. Αυτά είναι τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα με άνω φράγμα ως προς το μέγεθός τους, τα οποία έχουν μεγάλη πρακτική χρησιμότητα. Αυτός ο αλγόριθμος υποστηρίζεται από προσομοιώσεις στις οποίες συγκρίνεται η απόδοση του με αυτήν του κύριου αλγόριθμου αυτής της διατριβής. Επιπρόσθετα οι δύο αλγόριθμοι εφαρμόζονται σε προσομοιώσεις που στηρίζονται σε δεδομένα που αντλήθηκαν από ανοικτή βάση δεδομένων και αφορούν την κίνηση των ταξί της πόλης της Νέας Υόρκης. Το συμπέρασμα είναι ότι η παραγωγή Προϋπολογισμένων Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων με κατάλληλη παραμετροποίηση επιτυγχάνει παραπλήσια αποτελέσματα με αυτά του κύριου αλγόριθμου, επιτυγχάνοντας όμως μεγάλη εξοικονόμηση υπολογιστικών πόρων.



# Abstract

Over the last decades, a large number of Wireless Sensor Networks have been developed to monitor the conditions in the places where they are installed. Networks of this kind are constantly being installed, which due to functional requirements and technological advancements have an increased number of nodes. The amount of the produced data is enormous, and the collection and transmission of them centrally requires the use of innovative methods. In this thesis, two methods are proposed to address the problem of information dissemination in WSNs, that is, the transmission of data to and from the nodes of these networks.

The first proposed method is based on the use of random walkers. Initially an in-depth original analysis of the performance of using one random walker to cover a WSN is presented. The result of this analysis is an analytic relation of the network coverage as a function of the time required, expressed as the number of random walker's hops. This analysis is supported by extensive simulations on various network models as well as its application to an experimental wireless network installed in Ionian University's buildings. The conclusion of this analysis is that the use of one random walker for the dissemination of information in WSNs achieves its goal with a low burden on the network's energy resources, which is a critical factor for their operation. The disadvantage of this method is the relatively long time for the completion of the process.

Next, the use of multiple random walkers acting simultaneously is considered, in order to reduce the time required for the network coverage compared to the use of one random walker. The performance analysis of the use of multiple random walkers presented, is based on the results of the aforementioned analysis of the use of one random walker. The network coverage is initially examined, resulting a function of the time required for a given number of random walkers operating simultaneously on the network, in a detailed analytical form. This analytical form proved to be

consistent with a previously published work, which addresses the same issue for complete graphs. Then an analysis of the performance of multiple random walkers with Replication Mechanism is presented. Finally, an analytical form is derived, that enables the calculation of the number of random walkers needed for the coverage of a percentage of the network's nodes in a given time interval. All the analytical results are supported by extensive simulations on various network models as well as by their experimental application to the Ionian University Experimental Wireless Network.

The second proposed method is based on the use of connected dominating sets. Connected Dominating Sets can ensure that all nodes in a network will either belong to them or they are at least a certain number of hops away from at least one node of them. This creates a backbone that facilitates the Dissemination of Information to and from the nodes of the network to which they belong. Initially, a distributed two-phase algorithm is proposed, which creates a  $d$ -hop connected dominating set. During the first phase, the network nodes collect the required topology information and during the second phase, starting from a network node, a  $d$ -hop Connected Dominating Set is created. The proposed algorithm is examined analytically for its correctness, the number of messages needed for the execution, and the processing and termination time. The algorithm's performance is compared through simulations with the performance of a centralized algorithm and with that of a relatively recently proposed distributed one. The result of the comparison is that the performance of the proposed algorithm is similar to that of the centralized one, in terms of the size of the produced set, and it significantly outperforms the distributed one in terms of both the size of the produced set and of the number of required messages. The number of required messages is a critical parameter for algorithms that run on WSNs because they consume the network's energy resources.

Finally, a variation of the proposed algorithm that generates budget limited Connected Dominating Sets is presented. These are Connected Dominating Sets with an upper bound as to their size and are of great practical utility. This algorithm is supported by simulations that compare its performance with that of the main algorithm of this thesis. Both algorithms are also applied to simulations based on data drawn from an open database for New York City taxis traffic. The conclusion is that the production of budget limited Connected Dominating Sets, achieves results similar to those of the main algorithm, consuming lower computational resources.

# Ευχαριστίες

Ευχαριστώ το Τμήμα Πληροφορικής της Σχολής Επιστήμης της Πληροφορίας και Πληροφορικής του Ιονίου Πανεπιστημίου και όλο το διδακτικό προσωπικό του, που με δέχθηκαν ως υποψήφιο διδάκτορα και μου παρείχαν τη δυνατότητα να συμμετάσχω στις ερευνητικές του δραστηριότητες.

Ευχαριστώ τον επιβλέποντα της διατριβής μου Αναπλ. Καθηγητή κ. Κωνσταντίνο Οικονόμου για τις αμέτρητες ώρες που αφιέρωσε στην προσπάθειά μου και για την ευγένεια και την υπομονή που επέδειξε σε όλη τη διάρκεια της μαθητείας μου.

Ευχαριστώ επίσης όλα τα μέλη της ερευνητικής ομάδας για την υποστήριξη και τη βοήθεια που μου παρείχαν.

Ιδιαίτερα ευχαριστώ τον Κώστα Γιαννάκη, που ξεκίνησε ως συνεργάτης και έγινε φίλος, για την ανιδιοτελή προσφορά του.

Επίσης ευχαριστώ τους φοιτητές του Τμήματος Πληροφορικής της Σχολής Επιστήμης της Πληροφορίας και Πληροφορικής του Ιονίου Πανεπιστημίου Αικατερίνη Γεωργία Αλβανού και Αλέξανδρο Ζερβόπουλο που με την υλοποίηση της Πειραματικής Διάταξης του Ασύρματου Δικτύου Αισθητήρων στα Κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου, κατέστησαν δυνατή την εφαρμογή των μεθόδων και των αλγόριθμων που προτείνονται στην παρούσα διατριβή σε δίκτυο του πραγματικού κόσμου.

Τέλος ευχαριστώ τα μέλη της οικογένειάς μου για τη στήριξη που μου παρείχαν και για την ολόπλευρη συμπαράσταση ιδιαίτερα στις δύσκολες στιγμές αυτής της πορείας.

Ορισμένα τμήματα της παρούσας διατριβής υποστηρίχθηκαν από το έργο “A Pilot Wireless Sensor Networks System for Synchronized Monitoring of Climate and Soil Parameters in Olive Groves” (MIS 5007309) το οποίο χρηματοδοτήθηκε εν μέρει από Ευρωπαϊκούς και Ελληνικούς πόρους «ΕΣΠΑ» από το Περιφερειακό Πρόγραμμα Ιονίων Νήσων 2014-2020.

# Περιεχόμενα

A'	Εισαγωγή	1
A'.1	Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων . . . . .	3
A'.2	Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων . . . . .	5
A'.3	Βιβλιογραφική Έρευνα . . . . .	6
A'.3.1	Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων	6
A'.3.2	Τυχαίοι Περιπατητές . . . . .	9
A'.3.3	Κυρίαρχα Σύνολα . . . . .	13
A'.4	Συνεισφορά . . . . .	16
A'.5	Δομή της Διατριβής . . . . .	17
B'	Θεωρητικό Υπόβαθρο	19
B'.1	Τυχαίοι Περιπατητές . . . . .	19
B'.2	Κυρίαρχα Σύνολα . . . . .	23
Γ'	Περιγραφή Δικτυακού Περιβάλλοντος	26
Γ'.1	Διάχυση Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων . . . . .	27
Γ'.1.1	Τυχαίοι Περιπατητές . . . . .	27
Γ'.1.2	Κυρίαρχα Σύνολα . . . . .	28
Γ'.2	Μοντέλα Αναπαράστασης Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων . . . . .	29
Γ'.2.1	Το Μοντέλο RGG . . . . .	30
Γ'.2.2	Το Μοντέλο SRGG . . . . .	31
Γ'.2.3	Το Μοντέλο GGG . . . . .	33
Γ'.3	Πειραματική Διάταξη Ασύρματου Δικτύου Αισθητήρων στα Κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου . . . . .	34

<b>Δ´</b>	<b>Διάχυση Πληροφορίας με Τυχαίο Περιπατητή</b>	<b>36</b>
	Δ´.1 Μοντελοποίηση και Ανάλυση . . . . .	36
	Δ´.2 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων . . . . .	40
	Δ´.3 Συμπεράσματα . . . . .	46
<b>Ε´</b>	<b>Διάχυση Πληροφορίας με Πολλαπλούς Τυχαίους Περιπατητές</b>	<b>48</b>
	Ε´.1 Μοντελοποίηση και Ανάλυση . . . . .	49
	Ε´.2 Ισοδυναμία Μοντέλων . . . . .	50
	Ε´.3 Περιορισμοί Χρόνου και Ποσοστού Κάλυψης . . . . .	51
	Ε´.4 Ανάλυση της Κάλυψης Τυχαίων Περιπατητών Εφοδιασμένων με Μηχανισμό Αντιγραφής . . . . .	52
	Ε´.5 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων . . . . .	54
	Ε´.6 Πειραματικά Αποτελέσματα σε Πραγματικό Δίκτυο . . . . .	68
	Ε´.7 Συμπεράσματα . . . . .	69
<b>ΣΤ´</b>	<b>Διάχυση Πληροφορίας με Χρήση Κυρίαρχων Συνόλων</b>	<b>70</b>
	ΣΤ´.1Ορισμός του Προβλήματος . . . . .	70
	ΣΤ´.2Ο Προτεινόμενος Αλγόριθμος . . . . .	71
	ΣΤ´.2.1 Η Φάση της Αρχικοποίησης . . . . .	71
	ΣΤ´.2.2 Η Φάση της Δημιουργίας . . . . .	73
	ΣΤ´.3Ανάλυση του Προτεινόμενου Αλγόριθμου . . . . .	74
	ΣΤ´.3.1 Ορθότητα . . . . .	75
	ΣΤ´.3.2 Αριθμός Μηνυμάτων . . . . .	75
	ΣΤ´.3.3 Χρόνος Επεξεργασίας και Τερματισμού . . . . .	76
	ΣΤ´.4Αποτελέσματα Προσομοιώσεων . . . . .	77
	ΣΤ´.4.1 Μέγεθος και Αριθμός Μηνυμάτων . . . . .	77
	ΣΤ´.4.2 Συγκρίσεις και Αξιολόγηση . . . . .	79
	ΣΤ´.5Παραλλαγή του Προτεινόμενου Αλγόριθμου για τη Δημιουργία Προϋπολογισμένων Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων $d$ -αλμάτων ( $d$ -bCDS)	82
	ΣΤ´.5.1 Ο Αλγόριθμος που Δημιουργεί ένα $d$ -bCDS . . . . .	82
	ΣΤ´.5.2 Προσομοιώσεις για τον Έλεγχο του Αλγόριθμου Δημιουργίας $d$ -bCDS . . . . .	85
	ΣΤ´.6Εφαρμογή των Προτεινόμενων Αλγορίθμων σε Πειραματικά Δεδομένα (Traces) . . . . .	88



Περιεχόμενα	xi
ΣΤ'.7 Συμπεράσματα από τη Χρήση των Προτεινόμενων Αλγόριθμων για τη Διάχυση της Πληροφορίας . . . . .	91
Z' Σύνοψη και Συμπεράσματα	94
Βιβλιογραφία	97
Παραρτήματα	124
I Ευκλείδεια Απόσταση δύο Κόμβων σε Πεδίο 2d torus	125
II Μετατόπιση Τυχαίου Περιπατητή Μετά από Ένα Άλμα	127
III Εμβαδόν Επικαλυπτόμενης Επιφάνειας	128
IV Απόδειξη του Πορίσματος Δ' .1.1	129
V Η Αναλυτική Έκφραση του $C(t)$	130
VI Ισοδυναμία των Εξισώσεων (Δ'.5) και (Δ'.7)	132
VII Υπολογισμός του $\Delta_t^{(j)}$	135
VIII Στοιχεία Λειτουργίας του Προσομοιωτή	136
Πίνακας Δημοσιεύσεων	138
Γλωσσάρι Ξενικών Όρων	140
Συμβολισμοί Μεγεθών	143
Συντομογραφίες	144

## Κατάλογος Σχημάτων

A'.1	Αριθμός συνδεδεμένων συσκευών (IoT) μεταξύ των ετών 2015 και 2025 σε δισεκατομμύρια (Πηγή [1]). . . . .	7
B'.1	Οι μαύροι κόμβοι των τριών δικτύων $\alpha$ , $\beta$ , $\gamma$ αποτελούν Κυρίαρχα Σύνολα ή DS. Οι μαύροι κόμβοι του δικτύου $\gamma$ είναι Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο ή CDS. . . . .	24
B'.2	Οι κόμβοι 3, 5, 6 και 7 αποτελούν ένα 1-mCDS, ενώ ο κόμβος 5 ένα 2-mCDS. . . . .	25
G'.1	Γλυπτό που έγινε με χρήση Τυχαίων Περιπατητών Quantum-Cloud VII του Antony Gormley 1999 [2]. . . . .	28
G'.2	Αναπαράσταση τοπολογίας σύμφωνα με το μοντέλο RGG με $N = 10^3$ , οριακά συνεκτικού με ακτίνα σύνδεσης $r_c = 0.052$ . . . . .	30
G'.3	Ο μέσος αριθμός γειτόνων κόμβων σε σχέση με την ακτίνα σύνδεσης $r_c$ σε δίκτυα με μοντέλο RGG με $10^4$ κόμβους. . . . .	31
G'.4	Πιθανότητα σύνδεσης δύο κόμβων $p(r)$ για $\gamma = 2, 3, 4$ σε τοπολογίες με μοντέλο SRGG και RGG με $r_c = 0.060$ ως συνάρτηση της ευκλείδειας απόστασης $r$ . . . . .	32
G'.5	Ο μέσος αριθμός γειτόνων κόμβων (άξονας $y$ ) σε σχέση με την ακτίνα εκπομπής $r_c$ (άξονας $x$ ) για το μοντέλο SRGG με $10^4$ κόμβους για διάφορες τιμές της παραμέτρου $\gamma$ . . . . .	33
G'.6	Κόμβοι (κύκλοι) τοποθετημένοι στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου (πλ. Τσιριγώτη 7, Κέρκυρα). Οι γραμμές αντιστοιχούν στους τοίχους των κτηρίων. . . . .	34

- Γ'.7 Κατανομή αριθμού γειτόνων στο πειραματικό ασύρματο δίκτυο που έχει εγκατασταθεί στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου και στις προσομοιώσεις με κόμβους στην ίδια θέση, τοπολογία SRGG με  $\gamma = 8$ . Στον άξονα των  $y$  εμφανίζεται ο αριθμός των κόμβων που έχουν τον ίδιο αριθμό γειτόνων με τον άξονα  $x$ . . . . . 35
- Δ'.1 Α η θέση του Τυχαίου Περιπατητή κατά την αρχή της διαδικασίας. Τα σημεία  $B, \dots, I$  αναπαριστούν τις θέσεις των διαδοχικών αλμάτων. Στο όγδοο άλμα (θέση  $I$ ) υπάρχει ακόμα κοινή επικαλυπτόμενη επιφάνεια (χρώμα γκρι). Στο επόμενο άλμα οι κύκλοι απλώς θα εφάπτονται. . . . 38
- Δ'.2 Κάλυψη  $C(t)$  ενός δικτύου με  $N = 10^3$  κόμβους με έναν Τυχαίο Περιπατητή μετά από  $t$  άλματα. Η διακεκομμένη γραμμή αντιστοιχεί στην Εξίσωση (Δ'.5) με  $r_c = 0.06$  και οι συνεχόμενες γραμμές αντιστοιχούν σε  $r_c = 0.18, 0.40, 1.40$ . . . . . 41
- Δ'.3 Τυχαίος Περιπατητής που διενεργεί  $10^5$  άλματα σε δίκτυο ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, σύμφωνα με το μοντέλο RGG, με  $10^4$  κόμβους και  $r_c = 0.05$ . . . . . 42
- Δ'.4 Χωρική μετατόπιση Τυχαίου Περιπατητή από τον αρχικό κόμβο σε δίκτυο ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, σύμφωνα με το μοντέλο RGG, με  $10^3$  κόμβους και  $r_c = 0.1$ . Η ομαλή καμπύλη προέρχεται από την Εξίσωση (Δ'.1) και η ακανόνιστη από τα αποτελέσματα της προσομοίωσης. 42
- Δ'.5 Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη του δικτύου από Τυχαίο Περιπατητή για 100 αραιά δίκτυα σύμφωνα με το μοντέλο RGG, ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, με  $N = 10^3$ ,  $r_c = 0.06$  και μέσο αριθμό γειτόνων δώδεκα (διακεκομμένη γραμμή) και αναλυτική πρόβλεψη για τα ίδια δίκτυα (πλήρης γραμμή). . . . . 43
- Δ'.6 Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη του δικτύου από Τυχαίο Περιπατητή σε δίκτυα σύμφωνα με το μοντέλο RGG, ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, με  $N = 10^3$  κόμβους, και  $r_c = 0.100, 0.200, 0.500, 1.000$  με μέσο αριθμό γειτόνων 35, 158, 834, 997 αντίστοιχα. Οι πλήρεις γραμμές αντιστοιχούν στις αναλυτικές προβλέψεις και οι διακεκομμένες στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. . . . . 44

- Δ'.7 Αποτελέσματα σε δίκτυα γεωμετρικού πλέγματος με  $N = 10^4$  κόμβους,  $r_c = 0.011$ , με μέσο αριθμό γειτόνων τέσσερις. Η συνεχής γραμμή αναφέρεται στα αναλυτικά αποτελέσματα και η διακεκομμένη στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Απεικονίζεται η κάλυψη των δικτύων σε σχέση με τον αριθμό των αλμάτων ενός Τυχαίου Περιπατητή. . . . . 45
- Δ'.8 Αποτελέσματα σε δίκτυα γεωμετρικού πλέγματος με  $N = 10^4$  κόμβους,  $r_c = 0.033$ , με μέσο αριθμό γειτόνων 34. Η συνεχής γραμμή αναφέρεται στα αναλυτικά αποτελέσματα και η διακεκομμένη στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Απεικονίζεται η κάλυψη των δικτύων σε σχέση με τον αριθμό των αλμάτων ενός Τυχαίου Περιπατητή. . . . . 46
- Ε'.1 Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη ενός δικτύου με  $N = 10^4$  κόμβους ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) για τα μοντέλα RGG και SRGG, για  $r_c = 0.085$  και  $\gamma = 2, 8, 16, 32$ . . . . . 55
- Ε'.2 Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη ενός δικτύου με  $N = 10^4$  κόμβους, ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) για τα μοντέλα RGG και SRGG, έξι διαφορετικές τιμές για  $r_c$  από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα) και  $\gamma = 2, 8, 16, 32$ . . . . . 56
- Ε'.3 Αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τη κάλυψη ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και  $r_c = 0.085$ . Απεικονίζονται οι περιπτώσεις ενός και οκτώ Τυχαίων Περιπατητών καθώς και η συνάρτηση  $C_1(8 \times t)$ . . . . . 58
- Ε'.4 Αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για διάφορες τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές της  $r_c$  που κυμαίνονται από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα). Απεικονίζονται οι περιπτώσεις ενός και οκτώ Τυχαίων Περιπατητών καθώς και η συνάρτηση  $C_1(8 \times t)$ . . . . . 59
- Ε'.5 Σύγκριση αναλυτικών αποτελεσμάτων με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη  $C_m(t)$  ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για  $m$  Τυχαίους Περιπατητές σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ . . . . . 60

- Ε'.6 Σύγκριση αναλυτικών αποτελεσμάτων με τα αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη  $C_m(t)$  ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για  $m$  Τυχαίους Περιπατητές σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ 0.025 (αραιά δίκτυα) και 0.100 (πυκνά δίκτυα). . . . . 61
- Ε'.7 Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον χρόνο κάλυψης ως συνάρτηση του αριθμού  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν σε δίκτυα με τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ), με  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ . . . . . 62
- Ε'.8 Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον χρόνο κάλυψης ως συνάρτηση του αριθμού  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ), με  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ 0.025 (αραιά δίκτυα) και 0.100 (πυκνά δίκτυα). . . . . 63
- Ε'.9 Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον αριθμό  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για να καλυφθεί ποσοστό  $k$  των κόμβων του δικτύου ( $k = 0.5, 0.7$  και  $0.9$ ) ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου κάλυψης για αυτό το τμήμα του δικτύου. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ) με  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ . . . . . 64
- Ε'.10 Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον αριθμό  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για να καλυφθεί ποσοστό  $k$  των κόμβων του δικτύου ( $k = 0.5, 0.7$  και  $0.9$ ) ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου κάλυψης για το ποσοστό  $k$  του δικτύου. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ) με  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ 0.025 (αραιά δίκτυα) και 0.100 (πυκνά δίκτυα). . . . . 65
- Ε'.11 Αποτελέσματα προσομοιώσεων και ανάλυσης αναφορικά με την κάλυψη δικτύων με Τυχαίους Περιπατητές που είναι εφοδιασμένοι με Μηχανισμό Αντιγραφής ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  με έναν ( $m_0 = 1$ ) αρχικό Τυχαίο Περιπατητή,  $m = 32$  και  $q = 100$  για τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα). 67

Ε'.12 Πειραματικά και αναλυτικά αποτελέσματα για την κάλυψη του δικτύου για 2, 4 και 8 Τυχαίους Περιπατητές (ο χρόνος εκφράζεται σε άλματα).	69
ΣΤ'.1 Μέση τιμή για το μέγεθος του παραγόμενου $d$ -CDS επί δέκα ανεξάρτητων προσομοιώσεων με τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με $N = 10^3$ κόμβους ως συνάρτηση της $r_c$ , για διάφορες τιμές του $d$ (2, 3, 4).	78
ΣΤ'.2 Ο αριθμός των απαιτούμενων μηνυμάτων κατά τη φάση της Αρχικοποίησης με τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με $N = 10^3$ κόμβους, ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης $r_c$ , για διάφορες τιμές του $d$ (2, 3, 4).	78
ΣΤ'.3 Αποτελέσματα προσομοιώσεων για τοπολογίες δικτύων $N = 10^3$ ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης $r_c$ για διαφορετικές τιμές του $d$ (2, 3, 4). Τα Σχήματα (α), (β) και (γ) απεικονίζουν το μέγεθος του παραγόμενου $d$ -CDS για τον Προτεινόμενο Αλγόριθμο καθώς και για τους αλγόριθμους CS-Cluster και Guha-Khuller. Τα Σχήματα (δ), (ε) και (ζ) απεικονίζουν σε λογαριθμική κλίμακα τον αριθμό των εκπεμπόμενων μηνυμάτων για τον Προτεινόμενο Αλγόριθμο καθώς και για τον αλγόριθμο CS-Cluster.	81
ΣΤ'.4 Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου $d$ -CDS για τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με $N = 10^4$ και $\gamma = 2$ ως συνάρτηση της $r_c$ για διαφορετικές τιμές του $d$ (1, 2, 3, 4). Στο (α) απεικονίζονται τα αποτελέσματα για τον Αλγόριθμο 2 και στο (β) για τον Αλγόριθμο 3 ο οποίος παράγει $d$ -bCDS επιλέχθηκαν για όλες τις περιπτώσεις οι τιμές $budget = 1500$ και $stop = 40$ .	86
ΣΤ'.5 Πειραματικά αποτελέσματα από τη χρήση των δεδομένων της κίνησης των ταξί της Νέας Υόρκης (traces) σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου $d$ -CDS για τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με $N = 4305$ και $\gamma = 2$ ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης $r_c$ για διαφορετικές τιμές του $d$ (1, 2, 3, 4). Στο Σχήμα (α) απεικονίζονται τα αποτελέσματα για τον Αλγόριθμο 2 και στο Σχήμα (β) για τον Αλγόριθμο 3 που παράγει το $d$ -bCDS με παραμέτρους για όλες τις περιπτώσεις $budget = 750$ και $stop = 30$ .	93
I.1 Ο άξονας των $x$ σε πεδίο 2d torus.	125

## Κατάλογος Πινάκων

<i>ΣΤ'.1</i> Σύγκριση Αποτελεσμάτων των Αλγόριθμων 2 και 3 για $d = 2$ . . . . .	87
<i>ΣΤ'.2</i> Σύγκριση Αποτελεσμάτων των Αλγόριθμων 2 και 3 για $d = 3$ . . . . .	87
<i>ΣΤ'.3</i> Σύγκριση Αποτελεσμάτων Αλγόριθμων 2 και 3 για $d = 2$ για δεδομένα των ταξί της Νέας Υόρκης. . . . .	91
<i>ΣΤ'.4</i> Σύγκριση Αποτελεσμάτων Αλγόριθμων 2 και 3 για $d = 3$ για δεδομένα των ταξί της Νέας Υόρκης. . . . .	91

# Κατάλογος Αλγορίθμων

1	Φάση Αρχικοποίησης. . . . .	72
2	Φάση Δημιουργίας. . . . .	74
3	Φάση Δημιουργίας <i>d</i> -bCDS. . . . .	84



# Κεφάλαιο Α΄

## Εισαγωγή

**T**Ο αντικείμενο της παρούσας διατριβής είναι η διάχυση της πληροφορίας σε ασύρματα δίκτυα αισθητήρων. Εξ΄ αιτίας των δυνατοτήτων που προσφέρει σήμερα η τεχνολογία, συντελείται μια επαναστατική αλλαγή στον τρόπο συγκέντρωσης, μετάδοσης και επεξεργασίας των πληροφοριών του περιβάλλοντος με την ευρύτερη σημασία του όρου. Συγκεκριμένα, κατασκευάζονται πολλά είδη αισθητήρων οι οποίοι μπορούν να συλλέγουν πληροφορίες για το περιβάλλον τους και να τις μεταδίδουν με διάφορους τρόπους και βέβαια και ασύρματα [3]. Οι αισθητήρες αυτοί έχουν γενικά μικρό μέγεθος και χαμηλό κόστος [4], [5]. Ανάλογα με τις δυνατότητές τους χρησιμοποιούνται σε πάρα πολλούς τομείς όπως θα δειχθεί στη συνέχεια.

Στη γεωργία, για παράδειγμα, με την τοποθέτησή τους στις καλλιέργειες δίνουν τη δυνατότητα στους παραγωγούς να γνωρίζουν επακριβώς την κατάσταση των φυτών που καλλιεργούν καθώς και του εδάφους και των μετεωρολογικών συνθηκών. Με κατάλληλη χρήση, οι πληροφορίες που συγκεντρώνονται μπορούν να βοηθήσουν στην αποδοτικότερη διαχείριση των διαθέσιμων πόρων. Το πότισμα, η λίπανση και η αντιμετώπιση των παρασίτων και των ασθενειών μπορεί να γίνονται όπου, όταν και όσο ακριβώς απαιτείται για την αποδοτικότερη καλλιέργεια [6], [7]. Στη βιομηχανία, επίσης, με την τοποθέτησή τους στις γραμμές παραγωγής των εργοστασίων επιτρέπουν τη διαρκή και ακριβή καταγραφή των συνθηκών που επικρατούν και κάνουν εφικτή την αυτόματη εποπτεία τους σε όλα τα στάδια της παραγωγής. Στην εφοδιαστική αλυσίδα επιτρέπουν την διαρκή παρακολούθηση των προϊόντων κατά τη διαδρομή τους από την παραγωγή στον τόπο της διάθεσής τους και με τις πληροφορίες που προσφέρουν δίνουν τη δυνατότητα οικονομικών κλίμακας στη διαχείρισή τους [8], [9], [10], [11].

Αλλά δεν είναι μόνο οι τομείς της οικονομίας που επωφελούνται από τη χρήση τους. Η τοποθέτησή τους σε δημόσιους χώρους στις σημερινές πόλεις δίνει τη δυνατότητα της συλλογής δεδομένων για την κίνηση των ανθρώπων και των οχημάτων, την κατάσταση των υποδομών καθώς των περιβαλλοντικών συνθηκών που επικρατούν σε πραγματικό χρόνο [12], [13], [14]. Με κατάλληλη επεξεργασία αυτών των πληροφοριών μπορούν να γίνουν παρεμβάσεις στις πόλεις ώστε να εξυπηρετούνται καλύτερα και πιο αποδοτικά οι κάτοικοι τους. Στις σύγχρονες κατοικίες τοποθετούνται ούτως ώστε να έχει ο κάτοικος τους κάθε στιγμή πληροφορίες για την κατάσταση τους και να μπορεί να επέμβει για την άνεση και την ασφάλεια του. Τα σύγχρονα οχήματα διαθέτουν αισθητήρες που δίνουν χρήσιμες πληροφορίες στους οδηγούς για την κατάσταση που επικρατεί στο δρόμο, πληροφορίες που έχουν τη δυνατότητα να μεταδώσουν και στα κοντινά οχήματα με στόχο την πρόληψη των ατυχημάτων.

Οι ασύρματοι αισθητήρες χρησιμοποιούνται επίσης και στην καταγραφή της κατάστασης του περιβάλλοντος σε πραγματικό χρόνο ώστε να είναι δυνατή η ακριβής καταγραφή των περιβαλλοντικών προβλημάτων και η αξιολόγηση των μεθόδων που χρησιμοποιούνται για την αντιμετώπιση τους [4], [15], [16]. Ενσωματώνονται σε δομές κτηρίων, με στόχο την αποτύπωση της κατάστασης τους σε πραγματικό χρόνο, ούτως ώστε οι μηχανικοί να έχουν εικόνα για τη στατική αντοχή τους [17], [18], [19]. Μελετάται, επίσης, και η τοποθέτησή τους στο ανθρώπινο σώμα ούτως ώστε οι ιατροί να έχουν άμεση ενημέρωση για την κατάσταση του και τη δυνατότητα για προληπτική θεραπεία [20].

Αυτή η πλημμυρίδα συσκευών, ο αριθμός των οποίων αυξάνει καθημερινά με πολύ γρήγορο ρυθμό, δημιουργεί προκλήσεις αναφορικά με τη δικτύωση τους για την μεταφορά των πληροφοριών που παράγουν. Αυτές θα αποτελέσουν ένα σημαντικό κομμάτι του *Διαδικτύου των Πραγμάτων* ή *Internet of Things (IoT)* που εξαπλώνεται στις μέρες μας, [21], [22], [23], [24], [25]. Σε πολλές περιπτώσεις αυτές οι συσκευές πρέπει να επικοινωνούν μεταξύ τους για τη μετάδοση πληροφοριών ή για την αναζήτηση υπηρεσιών.

Το μέγεθος των δεδομένων που παράγονται από συσκευές IoT είναι ήδη τεράστιο και αυξάνεται προϊόντος του χρόνου. Για παράδειγμα, η American Airlines με τους αισθητήρες που χρησιμοποιεί στα αεροπλάνα του στόλου της, παράγει 30 TeraByte δεδομένων ανά πτήση [25]. Η μετάδοση αυτού του όγκου των δεδομένων αποτελεί ένα δυσεπίλυτο πρόβλημα για τη διαχείριση των υφιστάμενων δικτύων. Ιδιαίτερα τα ασύρματα δίκτυα, ακόμα και με την ανάπτυξη των συστημάτων 5ης γενιάς (5G), θα

χρειασθούν νέες προσεγγίσεις για τη διαχείρισή τους ανάλογα με την κάθε περίπτωση [26], [27], [28], [29], [30]. Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος γίνεται μεγάλη ερευνητική προσπάθεια και υπάρχουν πολλές εργασίες που προτείνουν μεθόδους επίλυσης των πρακτικών προβλημάτων που προκύπτουν ανά περίπτωση. Σ' αυτό το πεδίο προτείνονται από την παρούσα διατριβή δύο μέθοδοι διάχυσης της πληροφορίας σε δίκτυα αυτού του είδους και εξετάζονται τα πλεονεκτήματα και τα μειονεκτήματα τους καθώς και οι περιπτώσεις στις οποίες μπορεί να εφαρμοστούν. Στη συνέχεια παρουσιάζονται τα Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων τα οποία αποτελούν το πεδίο εφαρμογής των προτεινόμενων μεθόδων.

## Α'.1 Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων

Στη διάρκεια των τελευταίων δεκαετιών έχει αναπτυχθεί ένας μεγάλος αριθμός *Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων* ή *Wireless Sensor Networks (WSNs)* για διάφορες δραστηριότητες [31], [32], [17], [33], [15], [34]. Λόγω της συνεχούς τεχνολογικής προόδου στα ηλεκτρονικά κυκλώματα [35], είναι πλέον διαθέσιμοι φθηνοί μικροί κόμβοι με μεγάλες δυνατότητες [36],[4]. Συγκεκριμένα, η εμφάνιση στην αγορά μικρών σε μέγεθος κόμβων με δυνατότητες πρόσληψης ενέργειας (*energy harvesting*) (δηλαδή κόμβοι ικανοί να φορτίσουν τους συσσωρευτές τους αντλώντας ενέργεια από εξωτερικές πηγές), συνετέλεσαν στην επανεξέταση αρκετών θεμελιωδών δικτυακών προβλημάτων (όπως για παράδειγμα της δρομολόγησης, της διάχυσης της πληροφορίας και της αναζήτησης υπηρεσιών) μέσα από μια νέα προοπτική [37], [38], [39].

Τα Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων με δυνατότητες πρόσληψης ενέργειας έχουν χάσει την ντετερμινιστική αξιοπιστία που τους παρείχαν οι συσσωρευτές τους και πρέπει να δραστηριοποιούνται πλέον με την αβεβαιότητα που προκύπτει από τη διαθεσιμότητα των φυσικών πόρων. Αυτή η αλλαγή στον τρόπο πρόσληψης ισχύος παρατηρείται ολοένα και περισσότερο καθώς εξελίσσεται η τεχνολογία και κατ' αυτόν τον τρόπο, δημιουργείται η ανάγκη για περισσότερη έρευνα και επαναπροσδιορισμό των παραδοσιακών προσεγγίσεων για να αντιμετωπισθούν τα νέα δεδομένα.

Η διάδοση πληροφοριών σε διάφορα δίκτυα είναι κρίσιμη για την εκτέλεση ενός υπολογιστικού έργου, ειδικά στην περίπτωση των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων όπου οι κόμβοι βρίσκονται σε απόσταση μεταξύ τους και ως εκ τούτου υποχρεούνται να επικοινωνούν με έναν ή περισσότερους από τους υπόλοιπους κόμβους του δικτύου. Σήμερα, η τεχνολογία επέτρεψε την εφαρμογή τέτοιου είδους συσκευών σε πολλούς

τομείς. Λαμβάνοντας υπόψη το κόστος της ενέργειας και του χρόνου για την ορθή λειτουργία αυτών των δικτύων, υπάρχει μεγάλη ανάγκη για αποτελεσματικές μεθόδους και προσεγγίσεις όσον αφορά την διάδοση πληροφοριών μεταξύ των κόμβων του δικτύου.

Η στοχαστική φύση αυτών των μοντέρνων δικτύων αποτελεί μια πρόκληση για τις μεθόδους που χρησιμοποιούνται ευρέως για τη διάδοση (και τη συλλογή) της πληροφορίας (όπως η πλημμυρίδα ή flooding). Νέες μέθοδοι έχουν αναπτυχθεί για αυτό το σκοπό [40], και μια από αυτές είναι οι *Τυχαίοι Περιπατητές* ή Random Walkers [41], [42], [43], [44].

Ένα από τα γνωστά πλεονεκτήματα της μεθόδου του Τυχαίου Περιπατητή είναι ότι κατά τη διάρκεια της διαδικασίας πραγματοποιεί πολλαπλές επισκέψεις στους κόμβους σε διαφορετικές χρονικές στιγμές, μέχρι να καλύψει πλήρως το δίκτυο. Αυτό αυξάνει την πιθανότητα ενός κόμβου να δεχτεί την επίσκεψη ενός Τυχαίου Περιπατητή κατά τη χρονική περίοδο που είναι ενεργός<sup>1</sup>.

Η πρώτη από τις μεθόδους που χρησιμοποιούνται σε αυτή τη διατριβή για τη διάδοση της πληροφορίας είναι οι Τυχαίοι Περιπατητές. Ένας Τυχαίος Περιπατητής επιλέγει με στοχαστική διαδικασία τον επόμενο γειτονικό κόμβο που θα επισκεφθεί, ανεξάρτητα από οποιεσδήποτε προηγούμενες επισκέψεις. Ο στοχαστικός χαρακτήρας αυτού του μηχανισμού μπορεί να αντιμετωπίσει το πρόβλημα των κόμβων που δεν βρίσκονται συνεχώς σε λειτουργία για λόγους διαθεσιμότητας ενέργειας. Αυτός ο μηχανισμός αναμένεται να καλύψει πιθανοτικά ολόκληρο το δίκτυο (δηλ. να προσεγγίσει όλους τους κόμβους του δικτύου) χρησιμοποιώντας σημαντικά λιγότερα μηνύματα (ένα άλμα ενός Τυχαίου Περιπατητή αντιστοιχεί σε ένα μήνυμα) σε σύγκριση με τη χρήση ντετερμινιστικών μεθόδων πλημμυρίδας με κόστος τον αυξημένο χρόνο τερματισμού [45].

Πολλές φορές υπάρχει η ανάγκη δημιουργίας ενός υποσυνόλου κόμβων τα οποία θα αποτελούν το backbone (υποδίκτυο υποδομής) ενός Ασύρματου Δικτύου Αισθητήρων, του οποίου όλοι οι κόμβοι ή θα ανήκουν σ' αυτό ή θα απέχουν το πολύ  $d$ -άλματα από έναν ή περισσότερους κόμβους του. Αυτό το υποσύνολο, το οποίο στις περισσότερες περιπτώσεις απαιτείται να είναι εσωτερικά συνδεδεμένο και ονομάζεται *Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο* ή Connected Dominating Set (CDS). Από όλα τα *Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα* που μπορούν να δημιουργηθούν σε ένα δίκτυο, αυτό που έχει τη μεγαλύτερη χρησιμότητα είναι το μικρότερο, δηλαδή το *Ελάχιστο Συνδεδεμένο Κυρίαρχο*

---

<sup>1</sup> Διαθέτει την απαιτούμενη ενέργεια για την ομαλή λειτουργία του.

Σύνολο ή minimum Connected Dominating Set (mCDS) τό οποίο είναι και πάρα πολύ απαιτητικό από υπολογιστική άποψη να δημιουργηθεί. Για την αντιμετώπιση αυτού του προβλήματος έχουν προταθεί πολλοί προσεγγιστικοί αλγόριθμοι. Σ' αυτή τη διατριβή προτείνεται ένας κατανεμημένος προσεγγιστικός αλγόριθμος, ο οποίος μαζί με κάποιες παραλλαγές του μπορεί να χρησιμοποιηθεί αποδοτικά σε πολλές περιπτώσεις όπως θα παρουσιασθεί στη διερεύνηση που γίνεται στα επόμενα κεφάλαια.

## Α'.2 Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων

Στις μέρες μας βρίσκονται στο στάδιο της ανάπτυξης τα ασύρματα συστήματα 5ης γενιάς, (με συντομογραφία 5G), τα οποία είναι βελτιωμένες τεχνολογίες ασύρματων δικτύων [46], [47], [48], [49]. Στα αμέσως επόμενα χρόνια, όταν αυτά τα δίκτυα θα έχουν ήδη εγκατασταθεί, θα δοθεί η δυνατότητα εγκατάστασης υψηλού αριθμού ασύρματων αισθητήρων για την υποστήριξη πάρα πολλών τομέων της καθημερινής ζωής, της πρωτογενούς και δευτερογενούς παραγωγής, της απεικόνισης της κατάστασης του περιβάλλοντος και γενικά δύσκολα μπορεί να βρεθεί τομέας της σύγχρονης ζωής που θα μείνει ανεπηρέαστος από αυτή την αλλαγή τεχνολογικού υποδείγματος [50], [51], [52].

Όλες αυτές οι δικτυωμένες συσκευές αναμένεται να παράγουν έναν πολύ μεγάλο όγκο δεδομένων ο οποίος θα πρέπει να μεταδοθεί σε κατάλληλα κέντρα επεξεργασίας [53]. Επίσης, αυτές οι συσκευές για να ανταποκριθούν στις απαιτήσεις της λειτουργίας τους, θα αναζητούν υπηρεσίες που παρέχονται από εξειδικευμένους κόμβους των δικτύων [54]. Για την ομαλή λειτουργία όλων αυτών των συστημάτων υπάρχει ανάγκη για τη γρήγορη και ασφαλή μεταφορά δεδομένων προς όλες τις κατευθύνσεις [53]. Η διακίνηση των δεδομένων από και προς τους κόμβους των δικτύων είναι ήδη γνωστή με τον όρο *Διάχυση της Πληροφορίας*.

Οι υπάρχουσες λύσεις για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε πολλές περιπτώσεις δεν μπορούν να ανταποκριθούν σε τόσο μεγάλο όγκο δεδομένων και κόμβων [53], [55], [28]. Νέες προσεγγίσεις έχουν αρχίσει ήδη να αναπτύσσονται προς αυτή την κατεύθυνση για να μπορέσουν να επιλύσουν τα προβλήματα που ανακύπτουν στα νέα περιβάλλοντα καθώς και προσαρμογές δοκιμασμένων λύσεων. Στην παρούσα διατριβή παρουσιάζονται δύο βασικές προτάσεις και παραλλαγές τους για την αντιμετώπιση των

προβλημάτων της Διάχυσης της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Οι προτάσεις αυτές αποτελούν παραλλαγές δοκιμασμένων λύσεων με στόχο τη δυνατότητα αποτελεσματικής χρήσης τους στο αναδυόμενο απαιτητικό περιβάλλον δικτύωσης των ημερών μας.

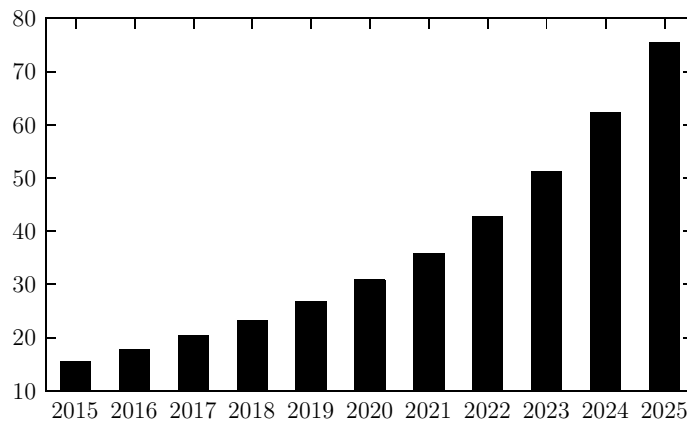
### Α'.3 Βιβλιογραφική Έρευνα

Από την εκτεταμένη βιβλιογραφία που καλύπτει τους Τυχαίους Περιπατητές και τα Κυρίαρχα Σύνολα θα παρουσιασθούν στη συνέχεια οι εργασίες εκείνες που βοηθούν στην κατανόηση των εννοιών, παρουσιάζουν τα προβλήματα που ανακύπτουν από αυτές, περιέχουν ανάλυση των προβλημάτων τμήματα της οποίας χρησιμοποιήθηκαν στην παρούσα διατριβή και προτείνουν λύσεις που αποτέλεσαν μέτρο σύγκρισης των προτεινόμενων μεθόδων. Αρχικά παρουσιάζονται κάποιες εργασίες σχετικές με τις σύγχρονες εξελίξεις στα Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων και στη συνέχεια παρουσιάζονται χωριστά οι εργασίες για τους Τυχαίους Περιπατητές και για τα Κυρίαρχα Σύνολα.

#### Α'.3.1 Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων

Τα προβλήματα που σχετίζονται με την εφαρμογή της τεχνολογίας 5G που παρουσιάστηκαν στην Ενότητα Α'.2 έχουν αρχίσει τα τελευταία χρόνια να απασχολούν την επιστημονική κοινότητα και τα ερευνητικά τμήματα των σχετικών με τις επικοινωνίες εταιριών. Μια πρόταση της εταιρίας Cisco δέκα περίπου χρόνια πριν, που δίνει μια απάντηση στο πρόβλημα της διαχείρισης των δεδομένων που παράγονται από τον διαρκώς αυξανόμενο αριθμό εγκατεστημένων συσκευών IoT [56] (Σχήμα Α'.1), είναι η εισαγωγή της έννοιας της *Υπολογιστικής Ομίχλης* ή Fog Computing. Το 2015 μια σειρά μεγάλων εταιρειών του χώρου μαζί με ακαδημαϊκά ιδρύματα ίδρυσαν το OpenFog Consortium [57] με στόχο την προώθηση αυτού του τεχνολογικού υποδείγματος και την ανάπτυξη σχετικών εφαρμογών.

Ο όρος Fog Computing, που προτάθηκε από τον καθηγητή Jonathan Bar-Magen Numhauser δέκα περίπου χρόνια πριν, αναφέρεται στην επέκταση του *Υπολογιστικού Νέφους* ή Cloud Computing με την παροχή υπηρεσιών επεξεργασίας, αποθήκευσης, ελέγχου και δικτύωσης δεδομένων ανάμεσα στις τελικές συσκευές ή end devices και στα κέντρα δεδομένων ή data centers του υπολογιστικού νέφους [58]. Οι συσκευές



**Σχήμα Α'.1.** Αριθμός συνδεδεμένων συσκευών (IoT) μεταξύ των ετών 2015 και 2025 σε δισεκατομμύρια (Πηγή [1]).

που υλοποιούν το Fog Computing είναι αποκεντριοποιημένες και έχουν τη δυνατότητα να επικοινωνούν και ενδεχομένως να συνεργάζονται μεταξύ τους ή με το Υπολογιστικό Νέφος και είναι τοποθετημένες κοντά από (γεωγραφική σκοπιά) στις τελικές συσκευές σε μεγάλους αριθμούς [59], [60]. Πολλές εργασίες έχουν δημοσιευθεί σχετικά με τα προβλήματα που αντιμετωπίζει η εφαρμογή αυτής της τεχνολογικής προσέγγισης [54], που φιλοδοξεί να λειτουργήσει ως ένα ενδιαμέσο δίκτυο ανάμεσα στις υπηρεσίες που προσφέρει το υπολογιστικό νέφος και τις συσκευές που αποτελούν το IoT [61], [62], [63], [64] καθώς και τον πολλαπλασιασμό των διαθέσιμων υπηρεσιών [61], [65], [66], [67], [68]. Τό νέο περιβάλλον που θα δημιουργηθεί με τη χρήση των τεχνολογιών που αναφέρθηκαν παραπάνω είναι ένα εγγενώς διαφορετικό περιβάλλον. Η αξιοποίηση των νέων τεχνολογιών και της δυναμικής τους [69] είναι μια απαιτητική εργασία [70], [71]. Νέα δικτυακά παραδείγματα όπως τα οριζόμενα από το λογισμικό δίκτυα (software defined networks) και η εικονικοποίηση (virtualization) της λειτουργίας των δικτύων (network function virtualization) [72], [73], [74] θα βοηθήσουν τη διαδικασία προς ένα πανταχού παρόν (ubiquitous) περιβάλλον δικτύωσης που θα αντιμετωπίσει δύο μεγάλες προκλήσεις του εξεταζόμενου περιβάλλοντος: την επεκτασιμότητα και την ετερογένεια, ειδικά με την τεράστια αύξηση του αριθμού των εγκατεστημένων συσκευών IoT [75].

Σε τέτοια περιβάλλοντα δικτύου, οι διαθέσιμοι πόροι εντός του δικτύου υπολογιστικής ομίχλης ή fog network (π.χ. υπολογιστές που είναι διαθέσιμοι στους κυψελωτούς σταθμούς βάσης ή στα σημεία πρόσβασης Wi-Fi [76]) μπορεί να χρησιμοποιηθούν και

να επωφεληθούν από τον (κοντινό) τελικό χρήστη που χρησιμοποιεί πολλές συσκευές IoT. Οι υπολογιστικοί πόροι συχνά διατίθενται με τη μορφή *εικονικών μηχανών* ή *virtual machines* που παράγουν τις συγκεκριμένες υπηρεσίες που φιλοξενούνται είτε από τα κέντρα δεδομένων του νέφους ή *cloud data centers* είτε από τις συσκευές υπολογιστικής ομίχλης ή *fog devices* [77], [78]. Ένα παράδειγμα τέτοιας φύσης υπηρεσιών είναι οι εικονικές λειτουργίες δικτύωσης ή *virtual network functions* [79] όπου παραδοσιακές λειτουργίες δικτύωσης εκτελούνται κατανεμημένα σε εικονικές μηχανές που βρίσκονται είτε σε εξυπηρετητές στο νέφος (*cloud servers*) ή σε συσκευές υπολογιστικής ομίχλης (*fog devices*) [80], [81]. Είναι προφανές ότι αυτό είναι ένα ιδιαίτερα δυναμικό περιβάλλον, όπου οι συσκευές των τελικών χρηστών μπορούν να μεταβάλλουν τη θέση τους και τις απαιτήσεις τους όσον αφορά το μεταδιδόμενο φορτίο και ταυτόχρονα οι εικονικές μηχανές και οι προσφερόμενες υπηρεσίες δικτύωσης επίσης μπορούν να μεταβάλλουν τη θέση τους και την υπολογιστική τους ισχύ (που εξαρτώνται από τις δυνατότητες της τρέχουσας συσκευής που τις φιλοξενεί), διαμορφώνοντας κατ' αυτόν τον τρόπο το πρόβλημα της αναζήτησης υπηρεσιών ή *service discovery* σε πολύ απαιτητικό ιδιαίτερα για την περίπτωση των συσκευών IoT [82], [83], [84]. Ένα άλλο παράδειγμα είναι όταν μεγάλος όγκος δεδομένων που παρήχθησαν από συσκευές IoT πρέπει να βρουν το δρόμο τους προς τις συσκευές υπολογιστικής ομίχλης (*fog devices*) που δρουν ως πύλες μεταφοράς (*gateways*) προς τους εξυπηρετητές του υπολογιστικού νέφους που είναι τοποθετημένοι σε μεγάλα κέντρα δεδομένων του νέφους ή *cloud data centers* [76]. Καταστάσεις κατά τις οποίες κόμβοι της υπολογιστικής ομίχλης υποχρεώνονται να προωθήσουν μέρος ή και όλο το υπολογιστικό φορτίο τους σε γειτονικούς κόμβους (για καλύτερη απόδοση και βελτιωμένη ποιότητα υπηρεσιών), μπορεί επίσης να θεωρηθούν ως ενδεικτικές μελέτες περιπτώσεων (*case studies*) [85].

Η αναζήτηση υπηρεσιών είναι ένα απαραίτητο τμήμα αυτού του μοντέρνου δυναμικού περιβάλλοντος, στο οποίο χρειάζεται να ικανοποιηθούν διαφορετικές ανάγκες ποιότητας υπηρεσιών [86]. Λαμβάνοντας υπόψη την εγγενή μεγάλης κλίμακας φύση του περιβάλλοντος, αναδύονται προβλήματα επεκτασιμότητας [87] όταν απαιτούνται προσεγγίσεις δομημένης αναζήτησης υπηρεσιών [88], [89], [90]. Ειδικότερα, όταν ο μεγάλος αριθμός των κόμβων (συσκευές IoT), η διαφοροποίηση τους καθώς και η κινητικότητα τους δεν επιτρέπουν την εφαρμογή προσεγγίσεων δομημένης αναζήτησης [91] όπως τη δημιουργία ενός *backbone* του δικτύου με στόχο τη χρήση της στην αναζήτηση υπηρεσιών, επειδή θα υπάρχει ανάγκη για συνεχείς ενημερώσεις (*updates*) γεγονός που θα αυξήσει σημαντικά το διαχειριστικό κόστος της λειτουργίας του δικτύου.



Η περίπτωση των κινητών συσκευών υπολογιστικής ομίχλης μελετήθηκε από τους Hong et al. [77], ενώ η αρχή των ναυοκέντρων δεδομένων ερευνηθήκε από τους Valancius et al. [78]. Περισσότερες σχετικές πληροφορίες περιλαμβάνονται στις αντίστοιχες εργασίες [63] από τους Atlam et al. και [68] από τους Yi et al., ενώ μια ολοκληρωμένη έρευνα σχετικά με εικονικοποίηση ή virtualization των δικτυακών λειτουργιών υπάρχει στην εργασία [79] από τους Herrera et al. Γενικότερα, η Υπολογιστική στα Άκρα του Δικτύου ή Edge Computing και ως ειδική περίπτωση της η περίπτωση της υπολογιστικής ομίχλης για συσκευές IoT, έχει μελετηθεί εξαντλητικά από τους Farris et al. [71], Hsieh et al. [62], Noor et al. [58] και Bilal et al. [92]. Πρόσφατα δημοσιεύθηκε η εργασία [74] από τους Khakimov et al. στην οποία παρουσιάζονται δίκτυα οριζόμενα από λογισμικό (software-defined networks) καθώς και η εργασία των Salman et al. [73] η οποία περιέχει μια πρόταση για τη δομή ενός τέτοιου συστήματος καθώς και μια αναλυτική έκθεση των πρόσφατων σχετικών προτάσεων της βιβλιογραφίας. Οι Liu et al. [84] παρουσιάζουν μία πρόταση για πιθανοτική διάχυση πληροφορίας σε περιβάλλοντα IoT και οι Oikonomou et al. για περιβάλλοντα που μπορούν να μοντελοποιηθούν από Γεωμετρικούς Τυχαίους Γράφους [93].

Συνολικά, όλες αυτές οι προσεγγίσεις που αναφέρθηκαν, αποσκοπούν στην επίλυση των προβλημάτων που ανακύπτουν, ανάμεσα σε άλλα, και στη διάχυση της πληροφορίας από και προς τους κόμβους των ασύρματων δικτύων αισθητήρων που εγχαθίστανται με διαρκώς αυξανόμενο ρυθμό.

### Α'.3.2 Τυχαίοι Περιπατητές

Αρχικά παρατίθενται ορισμένα στοιχεία από την ιδιαίτερα εκτεταμένη βιβλιογραφία αναφορικά με τη χρήση του μοντέλου των Γεωμετρικών Τυχαίων Γράφων ή Random Geometric Graphs - RGG για την αναπαράσταση των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων. Η επιλογή του μοντέλου RGG για την αναπαράσταση των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων είναι συνηθισμένη στη σχετική βιβλιογραφία π.χ. [94], [95], [96], [97], [98], [99], [100], [101]. Μια από τις πλέον αναλυτικές μελέτες σχετικά με το μοντέλο RGG είναι η [102] από τον Penrose, η οποία πλέον αποτελεί σημείο αναφοράς για το συγκεκριμένο θέμα. Επιπρόσθετα, στην [103] από τους Dall et al. παρουσιάζεται μια ενδελεχής μελέτη αυτού του μοντέλου με αναλυτικά αποτελέσματα, στην οποία παρουσιάζονται στοιχεία σχετικά με γράφους διάστασης άνω του δύο. Σ' αυτή την εργασία, οι συγγραφείς ερευνούν κυρίως το όριο της ακτίνας σύνδεσης για την επίτευξη οριακής

συνδεσιμότητας των γράφων. Η απόδοση των κινητών και κατά περίπτωση δικτύων που συλλέγουν ενέργεια από το περιβάλλον μελετάται στην [104] από τον Kaibin Huang, με στοχαστική, γεωμετρική προσέγγιση. Μια άλλη δημοφιλής πρόταση σχετικά με τη Διάχυση της Πληροφορίας είναι η πιθανοτική πλημμυρίδα ([105], [106], [107], [108]). Μια πρόσφατη εργασία [109] του Jamoos αναφέρεται σε μερικές ιδιότητες των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων, προτείνοντας ένα βελτιωμένο μοντέλο σύντηξης αποφάσεων ή decision fusion model με στόχο τη βέλτιστη ενεργειακή κατανάλωση και κατάληψη συχνοτήτων. Στην [110] των Broutin et al. οι συγγραφείς μελετούν το πρόβλημα της συνεκτικότητας των RGG. Συγκεκριμένα χρησιμοποιούν αυτά που ονομάζουν «Αρδευτικούς» Τυχαίους Γεωμετρικούς Γράφους (Random Geometric “Irrigation” Graphs) και σε αυτούς υπολογίζουν την πυκνότητα των συνδέσεων για δεδομένη ακτίνα συνδεσιμότητας. Στην [111] οι Mao και Guoqiang παρουσιάζουν τη συμπεριφορά της αλλαγής φάσης σχετικά με τη συνδεσιμότητα των RGG. Οι Τυχαίοι Υπεργράφοι μελετώνται στην [112] των Lunagómez et al. και ιδιαίτερα η γεωμετρική αναπαράστασή τους. Συγκεκριμένα, οι συγγραφείς επικεντρώνονται στην κατανομή πιθανότητας και στα αποτελέσματά της στην τοπολογία του δικτύου (και με αυτόν τον τρόπο στις ιδιότητες του).

Αναφορικά με άλλα μοντέλα αναπαράστασης της τοπολογίας των δικτύων σχετικά με αυτά που χρησιμοποιούνται στην παρούσα διατριβή αξίζει να αναφερθούν και οι ακόλουθες εργασίες. Σχετικά με τα μοντέλα αναπαράστασης της τοπολογίας των δικτύων οι Müller και Pralat στην εργασία [113] μελετούν τις ιδιότητες του «φιλτραρισμένου» ή percolated μοντέλου RGG. Αυτό είναι ένα κλασικό μοντέλο τοπολογίας RGG στο οποίο εφοδιάζεται κάθε σύνδεση με μια πιθανότητα ύπαρξης. Ως συνέχεια της παραπάνω μπορεί να θεωρηθεί η εργασία [114] των Dettmann και Georgiou στην οποία παρουσιάζεται μια ανάλυση του μοντέλου RGG λαμβάνοντας υπόψη μια συνάρτηση συνδεσιμότητας. Ο Penrose στην [115] παρουσιάζει το μοντέλο των Γεωμετρικών Τυχαίων Γράφων εφοδιασμένων με στοχαστική συνάρτηση συνδεσιμότητας ή SRGG καθώς και μια εις βάθος ανάλυση της συνδεσιμότητας τους. Οι Giles et al. στην [116] μελετούν επίσης τη συνδεσιμότητα των SRGG με τη χρήση δακτυλίων και στην [117] την κεντρικότητα σε πυκνά δίκτυα πάνω σε παρόμοιο μοντέλο. Οι Coon et al. στην [118] παρουσιάζουν μια ανάλυση σχετικά με την εντροπία των γράφων SRGG.

Οι Τυχαίοι Περιπατητές έχουν εξετασθεί εξαντλητικά στη σχετική βιβλιογραφία. Συγκεκριμένα, στην [41] παρουσιάζεται από τους Hoffmann et al. ένα μαθηματικό πλαίσιο σχετικά με Τυχαίους Περιπάτους σε μεταβαλλόμενα δίκτυα, μια προσέγγιση η

οποία προσφέρει ένα συμβιβασμό ανάμεσα στις αφηρημένες αλλά μη ρεαλιστικές προσεγγίσεις και σε εκείνες που στηρίζονται σε δεδομένα αλλά υστερούν στη μαθηματική περιγραφή. Στην [42] υπάρχει μια μελέτη από τους Starnini et al. σχετικά με τον τρόπο που εξελίσσονται οι Τυχαίοι Περίπατοι σε αναπτυσσόμενα δίκτυα με τη χρήση εμπειρικών δυναμικών δικτύων επαφών ανάμεσα σε πρόσωπα. Στην [96] οι Tzevelekas et al. παρουσιάζουν το πρόβλημα της Διάχυσης της Πληροφορίας με χρήση Τυχαίων Περιπατητών που έχουν τη δυνατότητα πραγματοποίησης αλμάτων. Οι Oikonomou et al. παρουσιάζουν στην [97] μια μελέτη σχετική με Πολλούς Τυχαίους Περιπατητές με δυνατότητα αναπαραγωγής.

Σε μια σχετικά πρόσφατη εργασία σχετική με Τυχαίους Περιπατητές σε γράφους οι Estrada et al. περιγράφουν ένα μοντέλο Τυχαίων Περιπατητών που έχουν τη δυνατότητα εκτέλεσης αλμάτων μεγάλου εύρους [119]. Αυτή η επέκταση του μοντέλου των Τυχαίων Περιπατητών φαίνεται ότι επιτυγχάνει τη μείωση του απαιτούμενου χρόνου για την επαναφορά του στο σημείο εκκίνησης σε σχέση με το διαδομένο μοντέλο. Στην εργασία [101] των Lima και Barros παρουσιάζεται ένας αλγόριθμος ο οποίος βελτιώνει τη συγκέντρωση δεδομένων με τη δημιουργία περιορισμένων Τυχαίων Περιπάτων. Στην εργασία [44] των Zuniga et al. μελετώνται Τυχαίοι Περίπατοι που δεν επισκέπτονται το ίδιο σημείο. Στην εργασία [120] των Mabrouki et al. παρέχεται ένα αναλυτικό μοντέλο για την αξιολόγηση της απόδοσης ενός Πρωτοκόλλου Δρομολόγησης βασισμένου σε Τυχαίο Περίπατο για Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων με ιδιαίτερη αναφορά σε δύο μετρικές: τη μέση καθυστέρηση στη συγκέντρωση δεδομένων του συστήματος και στην επαγόμενη χωρική κατανομή της κατανάλωσης ενέργειας. Ένα πρωτόκολλο προώθησης βασισμένο σε μεροληπτικούς Τυχαίους Περιπάτους προτείνεται σε συνδυασμό με το χαρακτηριστικά επονομαζόμενο «πρωτόκολλο προώθησης χλιαρής πατάτας» ή (lukewarm potato forwarding protocol), το οποίο χρησιμοποιεί τοπική πληροφόρηση σχετικά με τους γείτονες και την επόμενη περίοδο ενεργοποίησης τους, για την επίτευξη αποφάσεων σχετικών με την προώθηση παρουσιάζεται στην εργασία [95] των Beraldi et al.. Ένα πρωτόκολλο δρομολόγησης προτείνεται στην [121] των Tian et al. το οποίο επιτυγχάνει την εξισορρόπηση του φορτίου χωρίς να απαιτεί καθολική πληροφορία. Στην εργασία [94] των Boyd et al. παρουσιάζεται μια θεωρητική προσέγγιση των Τυχαίων Περιπατητών σε γράφους που αναπτύσσονται σε torus  $d$  διαστάσεων.

Αυτές οι εργασίες όμως δεν ασχολούνται με την κάλυψη του δικτύου σε συνάρτηση με τον χρόνο, εκτός από κάποιες περιπτώσεις που αναφέρονται σε ειδικές τοπολογίες

δικτύων (π.χ. πλήρως συνδεδεμένα δίκτυα στην [97] από τους Oikonomou et al.). Η εργασία [39] από τους Huang και Tseng εξετάζει σε βάθος την ακτίνα δράσης των αισθητήρων σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Μια συναφής εργασία παρουσιάζεται στην [122] από τους Mian et al. στην οποία οι συγγραφείς προτείνουν την αποκαλούμενη μετρική «εξασθένησης» ή “attenuation” metric η οποία δείχνει την ταχύτητα της κίνησης των Τυχαίων Περιπατητών. Σ’ αυτήν υπάρχουν τόσο αναλυτικές προβλέψεις όσο και αποτελέσματα προσομοιώσεων που επιβεβαιώνουν αυτή την προσέγγιση. Ο χρόνος κάλυψης του δικτύου εξετάζεται στην [123] των Avin και Ercal. Σ’ αυτήν παρουσιάζονται ενδιαφέροντα θεωρητικά αποτελέσματα σχετικά με την επίτευξη βέλτιστου χρόνου κάλυψης του δικτύου με μεγάλη πιθανότητα, παραθέτοντας στενά κάτω όρια για την επιλεγμένη ακτίνα σύνδεσης των Γεωμετρικών Γράφων.

Υπάρχουν πολλές εργασίες σχετικά με την ανάλυση απόδοσης πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών. Στη θεμελιώδη εργασία [124] ο Lovász παρουσιάζει μια σε βάθος ανάλυση των ιδιοτήτων των Τυχαίων Περιπατητών καθώς και σχετικές αλγοριθμικές εφαρμογές σχετικά με τη δειγματοληψία. Οι Alon et al. [125] παρουσιάζουν μια ενδελεχή μελέτη αναφορικά με τον χρόνο που απαιτείται για την κάλυψη του δικτύου, καταλήγοντας στο συμπέρασμα ότι πολλοί Τυχαίοι Περιπατητές που δρουν παράλληλα επιτυγχάνουν επιτάχυνση στην κάλυψη του δικτύου που είναι γραμμική με τον αριθμό των δρώντων Τυχαίων Περιπατητών. Αναφέρουν επίσης ότι εκθετική επιτάχυνση είναι πιθανή, αν και αυτή που παρουσιάζεται στις περισσότερες περιπτώσεις είναι η λογαριθμική. Οι Avin και Ercal [126] παρουσιάζουν μια μελέτη που καλύπτει θέματα σχετικά με RGG, δείχνοντας ότι πολλαπλοί Τυχαίοι Περιπατητές είναι ταχύτεροι από έναν. Οι Cooper et al. μελετούν την κάλυψη σε αραιούς γράφους [127], σε κανονικούς τυχαίους γράφους [128] καθώς και σε γράφους βασισμένους σε κατά προτίμηση σύνδεση preferential attachment [129], ενώ οι Patel et al. ερευνούν την χρονική στιγμή κτυπήματος (hitting time) στην περίπτωση των πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών [130]. Ο Feige στην εργασία [131] καθώς και στην [132] δίνει πιο στενά άνω και κάτω όρια αναφορικά με το χρόνο κάλυψης του δικτύου. Μια μελέτη σχετική με τον χρόνο κάλυψης του δικτύου από πολλαπλούς Τυχαίους Περιπατητές σε κανονικούς τυχαίους γράφους [133] από τους Cooper et al. καταλήγει σε συμπεράσματα συναφή με αυτά της παρούσας διατριβής η οποία μελετά το ίδιο αντικείμενο σε RGG.

Οι Efremenko και Reingold [134] υπολογίζουν άνω και κάτω όρια για τον χρόνο κάλυψης του δικτύου από πολλαπλούς Τυχαίους Περίπατους, καθώς μελετούν τρεις εναλλακτικές αναφορικά με τους κόμβους αφετηρίας των Τυχαίων Περίπατων: τους

χειρότερους κόμβους αφετηρίας (εκείνους που μεγιστοποιούν τον χρόνο κάλυψης), τους καλύτερους καθώς και κόμβους αφετηρίας επιλεγμένους από στατική κατανομή. Ο χρόνος κάλυψης μελετάται επίσης στην εργασία [135] από τους Elsässer και Sauerwald με πιο σφικτά όρια στην επιτάχυνση σχετικά με τη δράση ενός Τυχαίου Περιπατητή. Οι Ivaskovic et al. [136] καταλήγουν σε πιο στενά όρια για την επιτάχυνση του χρόνου κάλυψης του δικτύου στην περίπτωση πλεγμάτων  $d$  διαστάσεων ή  $d$ -dimensional grids.

Στην εργασία [137] του Beraldi παρουσιάζεται η κάλυψη του δικτύου από Τυχαίους Περιπάτους με μεγάλα άλματα σε ασύρματα κατά περίπτωση δίκτυα. Να σημειωθεί ότι οι Τυχαίοι Περίπατοι με μεγάλα άλματα έχουν πολλά κοινά σημεία με τη δράση των πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών. Οι Zheng et al. [138] παρουσιάζουν έναν αποδοτικό μηχανισμό αναζήτησης που χρησιμοποιεί Τυχαίους Περιπατητές εφοδιασμένους με μηχανισμούς αναπαραγωγής με στόχο τον περιορισμό της χρονικής καθυστέρησης. Επιπρόσθετα η περίπτωση Τυχαίων Περιπατητών εφοδιασμένων με διάφορους μηχανισμούς αναπαραγωγής σε πλήρως συνδεδεμένα δίκτυα αναλύεται στην [139] από τους Oikonomou et al. Οι Censor-Hillel et al. [140] εξετάζουν μεθόδους για τον έλεγχο συγκεκριμένων ιδιοτήτων των γράφων. Μια από αυτές τις μεθόδους αναφέρεται στη χρήση πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών. Συγκεκριμένα δύο Τυχαίοι Περιπατητές εκκινούν από κάθε κόμβο του γράφου, με αποτέλεσμα να υπάρχουν  $2N$  Τυχαίοι Περιπατητές που δρουν ταυτόχρονα σε ένα γράφο με  $N$  κόμβους. Πρόσφατα οι Berenbrin et al. παρουσίασαν μια εναλλακτική μέθοδο υλοποίησης των πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών [141]. Η μέθοδος αυτή σχετίζεται με τη διάδοση φημών και μοιράζεται πολλά κοινά με τη διάδοση των επιδημιών. Στην ίδια εργασία εξετάζεται επίσης ο χρόνος κάλυψης υπό το σχήμα που προαναφέρθηκε, δείχνοντας ότι για κάθε συνδεδεμένο κανονικό γράφο ο χρόνος κάλυψης είναι με μεγάλη πιθανότητα  $O(N \log N)$ .

Πέρα από το αλγοριθμικό ενδιαφέρον και τις εφαρμογές τους σε θέματα σχετικά με γράφους οι Τυχαίοι Περιπατητές έχουν εξετασθεί και από άλλα επιστημονικά πεδία, όπως η επεξεργασία εικόνας στην [142] από τους Lee et al., η ομαδοποίηση ή clustering [143] από τους Bian et al. και άλλες.

### Α'.3.3 Κυρίαρχα Σύνολα

Για τη διάχυση της πληροφορίας, δεν είναι πάντα απαραίτητη η προσέγγιση όλων των κόμβων ενός δικτύου. Πολλές φορές είναι αρκετό η πληροφορία να διαχυθεί το πολύ σε απόσταση  $d$  αλμάτων από όλους τους κόμβους του δικτύου (παράδειγμα η ύπαρξη

πολλαπλών κόμβων συγκέντρωσης πληροφοριών ή sink nodes όπως και λόγοι ενεργειακών περιορισμών). Αυτός είναι ο λόγος για τον οποίο η δημιουργία ενός backbone του δικτύου, όπως είναι τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα ή Connected Dominating Sets, μπορεί να φανεί χρήσιμη όταν πρόκειται για Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων [144], [145]. Ένα υποσύνολο των κόμβων του δικτύου τέτοιο ώστε όλοι οι κόμβοι είτε να ανήκουν σ' αυτό είτε να βρίσκονται το πολύ  $d$  άλματα μακριά του αποτελεί ένα  $d$ -CDS [146], [147] και αυτό που έχει το μικρότερο δυνατό μέγεθος για ένα συγκεκριμένο δίκτυο αντιστοιχεί στο ελάχιστο  $d$ -CDS ή  $d$ -mCDS. Η χρήση ενός  $d$ -CDS ως backbone ενός ασύρματου δικτύου είναι κατάλληλη επιλογή λόγω της δυναμικής φύσης του [148], [146], [147], [148]. Να σημειωθεί ότι η χρήση CDS δεν περιορίζεται στον τομέα της πληροφορικής αλλά και σε τομείς όπως η βιολογία (π.χ. για τα δίκτυα αλληλεπιδράσεων των πρωτεϊνών [149]).

Η κατασκευή ενός  $d$ -mCDS έχει ερευνηθεί εξαντλητικά, ιδιαίτερα για  $d = 1$ , τόσο με μεθόδους αλγοριθμικής ανάλυσης (π.χ. [150], [151]) όσο και στην εφαρμογή σε πραγματικές δομές δικτύων (π.χ. [152], [153]). Η πολυπλοκότητα του προβλήματος με χρήση κεντριοποιημένων προσεγγίσεων καταλήγει ότι κατά πρώτον είναι μεγάλη (μη πολυωνυμική) και κατά δεύτερον απαιτεί κεντρική πληροφορία η οποία απαιτεί μεγάλους υπολογιστικούς πόρους για να παραχθεί. Έχειδειχθεί ότι ο υπολογισμός ενός  $d$ -mCDS είναι πρόβλημα που ανήκει στην κατηγορία των NP-complete προβλημάτων [147], οπότε έχει καταβληθεί προσπάθεια να βρεθούν και να χρησιμοποιηθούν στην πράξη προσεγγιστικοί αλγόριθμοι.

Πολλές εργασίες αντιμετωπίζουν το πρόβλημα της προσεγγιστικής κατασκευής mCDS ή (ισοδύναμα 1-mCDS) [150], [154], ενώ έχουν προταθεί διάφορες μέθοδοι για συγκεκριμένους τύπους δικτύων. Οι πιο γνωστές είναι αυτές που βασίζονται στα δέντρα Steiner [155], αυτές που βασίζονται στη μέθοδο του κλαδέματος ή pruning [156], αυτές που στηρίζονται σε μεθόδους ομαδοποίησης ή clustering [157], αυτές που χρησιμοποιούν μέγιστα ανεξάρτητα σύνολα ή maximal independent sets καθώς και minimum spanning trees [152], αυτές που βασίζονται σε προσεγγίσεις αναμετάδοσης πολλαπλών σημείων ή multi-point relay [158], και αυτές που χρησιμοποιούν άπληστους αλγόριθμους ή greedy algorithms [159], [160].

Ένας κατανεμημένος αλγόριθμος δημιουργίας  $d$ -mCDS παρουσιάζεται στην εργασία [161] των Wang et al. Η λύση που προτείνεται σ' αυτήν έχει αρκετές ομοιότητες με αυτές προηγούμενων εργασιών, συγκεκριμένα ο αριθμός των αλμάτων  $d$  επιτρέπεται να έχει μια αυθαίρετη τιμή και ακόμη χρησιμοποιείται ένας μηχανισμός αποφυγής

συγκρούσεων ο οποίος βασίζεται στην μοναδική ταυτότητα κάθε κόμβου ID με στόχο την επιτάχυνση της κατασκευής του  $d$ -mCDS. Μια άλλη προσέγγιση, η οποία βασίζεται στην ομαδοποίηση [162] των Yang et al., ερευνά τη δυνατότητα χρήσης συνδεδεμένων ομάδων  $d$  αλμάτων. Σ' αυτήν σε κάθε ομάδα  $d$  αλμάτων εκλέγεται ένας αρχηγός και στη συνέχεια αναζητούνται οι απαραίτητοι ενδιάμεσοι κόμβοι ώστε να συνδεθούν μεταξύ τους οι εκλεγμένοι αρχηγοί ούτως ώστε να αποτελέσουν ένα  $d$ -CDS. Αντίθετα με την πρόταση που θα διατυπωθεί στη συνέχεια αυτής της διατριβής για το πρόβλημα της δημιουργίας ενός κατά προσέγγιση  $d$ -mCDS, οι εργασίες που βασίζονται στην ομαδοποίηση ακολουθούν μια προσέγγιση από επάνω προς τα κάτω, όπου η συνεκτικότητα (μια κρίσιμη παράμετρος του εξεταζόμενου προβλήματος) δεν μπορεί να θεωρηθεί δεδομένη. Μια πρόταση συναφής με αυτή της παρούσας διατριβής μπορεί να θεωρηθεί η [163] των Wu et al. Συγκεκριμένα, η προτεινόμενη ευριστική μέθοδος είναι τύπου πλημμυρίδας τόσο για την περίπτωση της δημιουργίας mCDS όσο και  $d$ -mCDS.

Οι Gao et al. [164] προτείνουν έναν νέο κεντροποιημένο αλγόριθμο για την αντιμετώπιση του προβλήματος της δημιουργίας προσεγγιστικού  $d$ -mCDS, ο οποίος εκτελείται σε πολυωνυμικό χρόνο, υιοθετώντας μια μέθοδο ομαδοποίησης. Ένας από τους πρώτους καταναμημένους αλγόριθμους που προτάθηκαν με πολυπλοκότητα σταθερού παράγοντα για τη δημιουργία προσεγγιστικού  $d$ -mCDS είναι αυτός της εργασίας [165] των Gao et al. Σ' αυτόν τον αλγόριθμο η λύση ακολουθεί την προσέγγιση της δημιουργίας μέγιστου ανεξάρτητου συνόλου ή maximal independent set. Μια συναφής προσέγγιση που αποκαλείται CS-Cluster, η οποία υπερέχει σε απόδοση από άλλες προσεγγίσεις προτείνεται στην [166], επίσης, από τους Gao et al. Αυτή στηρίζεται, επίσης, στον σχηματισμό ενός μέγιστου ανεξάρτητου συνόλου ή maximal independent set και επιλέχθηκε για λόγους σύγκρισης και αξιολόγησης της πρότασης στο τμήμα των προσομοιώσεων αυτής της διατριβής. Μια μεγάλη διαφορά ανάμεσα στην πρόταση αυτής της διατριβής και του αλγόριθμου CS-Cluster έγκειται στο ότι ο τελευταίος δεν λειτουργεί με τον αυστηρό περιορισμό της συμπερίληψης ενός συγκεκριμένου κόμβου (π.χ. του sink node) στο παραγόμενο  $d$ -CDS αλλά ερευνά ολόκληρο το δίκτυο για να ανακαλύψει το μικρότερο δυνατό σύνολο κόμβων με το οποίο τελικά θα δημιουργήσει το  $d$ -CDS. Αυτός ο καταναμημένος αλγόριθμος απαιτεί επίσης την ανταλλαγή ενός πολύ μεγάλου αριθμού μηνυμάτων ανά κόμβο (σε σχέση με τον αριθμό των κόμβων του δικτύου), τα οποία επιβαρύνουν σημαντικά τα διαθέσιμα ενεργειακά αποθέματα του δικτύου.

## Α'.4 Συνεισφορά

Η παρούσα διατριβή προτείνει δύο κατευθύνσεις στην αντιμετώπιση του προβλήματος της Διάχυσης της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Η πρώτη έγκειται στη χρήση Τυχαίων Περιπατητών. Εδώ παρουσιάζεται μια πρωτότυπη εις βάθος ανάλυση της απόδοσης της χρήσης ενός [167] καθώς και πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών [168], [169] για την αντιμετώπιση του προβλήματος. Αυτή η ανάλυση είναι εκτενώς τεκμηριωμένη και επιπλέον υποστηρίζεται επίσης από μεγάλο αριθμό προσομοιώσεων καθώς και από την εφαρμογή της μεθόδου σε υφιστάμενο ασύρματο δίκτυο που έχει εγκατασταθεί στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου. Επιπρόσθετα, παρουσιάζονται τρόποι αντιμετώπισης πρακτικών προβλημάτων από τη χρήση τους, όπως η εύρεση του απαιτούμενου αριθμού των Τυχαίων Περιπατητών για την κάλυψη συγκεκριμένου ποσοστού κόμβων ενός δικτύου σε δεδομένο χρόνο.

Η δεύτερη μέθοδος που προτείνεται είναι η δημιουργία Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων  $d$  αλμάτων ή  $d$ -CDS με στόχο αυτά να αποτελέσουν ένα backbone του δικτύου έτσι να είναι εξασφαλισμένο ότι κάθε κόμβος του δικτύου που δεν διαθέτει μια υπηρεσία να μπορεί να την αναζητήσει σε απόσταση το πολύ  $d$  αλμάτων μακριά του. Το πρόβλημα της δημιουργίας ενός ελάχιστου  $d$ -CDS ή  $d$ -mCDS (που είναι το ζητούμενο σε πρακτικές εφαρμογές) από άποψη πολυπλοκότητας ανήκει στην κατηγορία των NP-complete προβλημάτων. Ως αποτέλεσμα στη βιβλιογραφία υπάρχουν αρκετές εργασίες για την αντιμετώπισή τους που προτείνουν προσεγγιστικές μεθόδους. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος σ' αυτήν τη διατριβή [170] είναι κατανεμημένος, οπότε δεν χρειάζεται την ακριβή απόψη υπολογιστικών πόρων για την απόκτησή της καθολική πληροφορία και είναι ιδιαίτερα αποδοτικός σε σχέση με τους αντίστοιχους που προτείνονται στη βιβλιογραφία. Ειδικότερα, απαιτεί τη μετάδοση σημαντικά μικρότερου αριθμού μηνυμάτων, επιβαρύνοντας με αυτό τον τρόπο λιγότερο τους ενεργειακούς πόρους του δικτύου στο οποίο εφαρμόζεται, ενώ η απόδοσή του όσον αφορά στο μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS είναι παρόμοια με αυτή των καλύτερων της βιβλιογραφίας. Τα παραπάνω υποστηρίχθηκαν με μεγάλο αριθμό προσομοιώσεων και για τον λόγο αυτό έγιναν συγκρίσεις απόδοσης τόσο με έναν κλασικό κεντρικοποιημένο αλγόριθμο, όσο και με έναν από τους πρόσφατους προτεινόμενους κατανεμημένους αλγόριθμους.

Παρουσιάζεται, επίσης, μια παραλλαγή του παραπάνω αλγόριθμου με στόχο τη δημιουργία  $d$ -CDS με φραγμένο μέγεθος ή  $d$ -bCDS. Η παραλλαγή αυτή του αλγόριθμου ελέγχθηκε με εκτεταμένες προσομοιώσεις και βρέθηκε ότι ενώ η απόδοσή του όσον



αφορά το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS είναι σχεδόν ίδια με αυτή του κύριου αλγόριθμου αυτής της διατριβής, απαιτεί σημαντικά λιγότερους υπολογιστικούς πόρους κατά την εκτέλεσή του, ιδιαίτερα σε πυκνά δίκτυα. Τόσο ο κύριος αλγόριθμος όσο και η παραλλαγή του εφαρμόστηκαν και σε δεδομένα του πραγματικού κόσμου. Συγκεκριμένα, εφαρμόστηκαν πάνω σε δίκτυο που δημιουργήθηκε από τα δεδομένα του δικτύου των ταξί της Νέας Υόρκης. Αυτό το δίκτυο έχει το πλεονέκτημα ότι δεν είναι ένα μοντελοποιημένο δίκτυο όπως αυτά των προσομοιώσεων αλλά απεικονίζει το πραγματικό περιβάλλον στο οποίο θα κληθούν να δράσουν οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι. Τα αποτελέσματα όπως παρουσιάζονται στα αντίστοιχα κεφάλαια της παρούσας διατριβής είναι ενθαρρυντικά, ιδιαίτερα για την παραλλαγή  $d$ -bCDS, σε σχέση με την απόδοσή τους.

## Α'.5 Δομή της Διατριβής

Αναφορικά με τη δομή της παρούσας διατριβής, στο επόμενο Κεφάλαιο Β' παρουσιάζεται το Θεωρητικό Υπόβαθρο των δύο μεθόδων για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Συγκεκριμένα, περιλαμβάνεται η Ενότητα Β'.1 σχετική με τους Τυχαίους Περιπατητές και η Β'.2 σχετική με τα Κυρίαρχα Σύνολα.

Στο Κεφάλαιο Γ' δίνεται μια περιγραφή του συστήματος που χρησιμοποιήθηκε για την ανάλυση και την αξιολόγηση των προτεινόμενων μεθόδων. Πιο συγκεκριμένα, στην Ενότητα Γ'.1 ορίζονται αναλυτικά το μοντέλο των Τυχαίων Περιπατητών καθώς και αυτό των Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων, στην Ενότητα Γ'.2 περιγράφονται τα μοντέλα αναπαράστασης των Ασύρματων Δικτύων που χρησιμοποιούνται στην παρούσα διατριβή. Συγκεκριμένα παρουσιάζεται το γνωστό μοντέλο των Γεωμετρικών Τυχαίων Γράφων ή RGG καθώς και η γενίκευσή του, δηλαδή το μοντέλο των Γεωμετρικών Τυχαίων Γράφων εφοδιασμένων με συνάρτηση σύνδεσης ή SRGG και στην Ενότητα Γ'.3 περιγράφεται η πειραματική διάταξη που χρησιμοποιήθηκε για την εφαρμογή των προτεινόμενων μεθόδων σε πραγματικό ασύρματο δίκτυο που έχει αναπτυχθεί στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου.

Στο Κεφάλαιο Δ', παρουσιάζεται η πρόταση, η ανάλυση και τα αποτελέσματα της χρήσης ενός Τυχαίου Περιπατητή και στο Κεφάλαιο Ε' τα αντίστοιχα για Πολλαπλούς Τυχαίους Περιπατητές για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων.

Στο Κεφάλαιο ΣΤ' παρουσιάζεται ο προτεινόμενος αλγόριθμος για την παραγω-

γή Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων  $d$  αλμάτων. Πιο συγκεκριμένα, στις Ενότητες ΣΤ'.2.1 και ΣΤ'.2 ορίζεται το πρόβλημα και παρουσιάζεται ο αλγόριθμος (Αλγόριθμος 2), στις Ενότητες ΣΤ'.3 και ΣΤ'.4 παρουσιάζεται η ανάλυση του αλγόριθμου καθώς και τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, στην Ενότητα ΣΤ'.5 παρουσιάζεται μια παραλλαγή του προτεινόμενου αλγόριθμου (Αλγόριθμος 3) η οποία θέτει ανώτατο όριο στο μέγεθος του παραγόμενου Συνδεδεμένου Κυρίαρχου Συνόλου  $d$  αλμάτων ( $d$ -bCDS), και στην Ενότητα ΣΤ'.6 παρουσιάζεται μια εφαρμογή τόσο του προτεινόμενου αλγόριθμου όσο και της παραλλαγής του σε δεδομένα του πραγματικού κόσμου ή traces.

Τέλος, στο Κεφάλαιο Ζ' παρουσιάζεται μια σύνοψη της παρούσας διατριβής καθώς και τα συμπεράσματα που προέκυψαν.

Στα Παραρτήματα της διατριβής παρουσιάζονται αναλυτικά διάφοροι απαραίτητοι μαθηματικοί υπολογισμοί, καθώς και αποδείξεις σχέσεων που χρησιμοποιούνται στο κυρίως κείμενο της παρούσας διατριβής και στο τελευταίο μια σύντομη παρουσίαση του προσομοιωτή που χρησιμοποιήθηκε.

## Κεφάλαιο Β΄

### Θεωρητικό Υπόβαθρο

**Σ**ΤΟ παρόν κεφάλαιο θα παρουσιασθούν οι δύο βασικές μέθοδοι διάχυσης της πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων στις οποίες επικεντρώνεται η παρούσα διατριβή με σκοπό τη βαθύτερη κατανόηση των γενικότερων αρχών τους. Αμφότερες έχουν ξεκινήσει να έλκουν το ενδιαφέρον της επιστημονικής κοινότητας εδώ και αρκετές δεκαετίες. Στις επόμενες δύο ενότητες θα παρουσιασθεί η απαρχή και η εξέλιξη στη μελέτη αυτών των μεθόδων πριν παρουσιασθούν στο επόμενο Κεφάλαιο Γ΄ οι προτεινόμενες μέθοδοι χρήσης τους, η ανάλυση των ιδιοτήτων τους καθώς και κάποιοι τρόποι πρακτικής εφαρμογής τους. Συγκεκριμένα, στην πρώτη Ενότητα (Β΄.1) θα γίνει η παρουσίαση των Τυχαίων Περιπατητών και στη δεύτερη (Β΄.2) των Κυρίαρχων Συνόλων.

#### Β΄.1 Τυχαίοι Περιπατητές

Πριν ξεκινήσει η μελέτη των Τυχαίων Περιπατητών στην ευρύτερη επιστημονική περιοχή των δικτύων, είχε ασχοληθεί η επιστημονική κοινότητα με τους Τυχαίους Περίπατους. Με τον όρο Τυχαίος Περίπατος εννοείται η διαδρομή που ακολουθούν οντότητες που κινούνται με τυχαίο τρόπο. Συνήθως το μήκος του άλματος θεωρείται σταθερό και επιλέγεται η διεύθυνση με στοχαστική διαδικασία. Ένας Τυχαίος Περίπατος μπορεί να διενεργείται σε μία, δύο ή περισσότερες διαστάσεις. Παρόλο που οι Τυχαίοι Περιπατητές σε δίκτυα είναι διαφορετικό πρόβλημα από αυτό των Τυχαίων Περιπάτων, πολλά συμπεράσματα από τη χρήση των δεύτερων χρησιμοποιούνται στη μελέτη των πρώτων.

Ως πρώτη αναφορά στον όρο «Τυχαίος Περίπατος» θεωρείται το πρόβλημα που έ-

θεσε ο Karl Pearson το 1905 στο περιοδικό Nature με τίτλο 'The Problem of the Random Walk' [171]. Το πρόβλημα όπως τέθηκε δεν είχε σχέση με δίκτυα αλλά με τη χωρική μετατόπιση οντότητας με σταθερό βηματισμό και αλλαγή κατεύθυνσης σε κάθε άλμα. Σχετική μελέτη είχε ξεκινήσει πιο πριν με την εξέταση του προβλήματος 'Gambler's Ruin', που απασχόλησε ανάμεσα σε άλλους και τους Pascal, Fermat, Huygens, Bernoulli [172]. Οι θεωρητικές αναζητήσεις στο χώρο χρησιμοποίησαν και εξακολουθούν να χρησιμοποιούν τα Μαθηματικά (ιδιαίτερα τη Θεωρία Πιθανοτήτων), την Πληροφορική, τη Στατιστική Φυσική και πολλούς άλλους επιστημονικούς κλάδους. Στη συνέχεια παρατίθενται μερικά επιστημονικά πεδία από εκείνα που χρησιμοποιούν στις μελέτες τους Τυχαίους Περιπάτους.

Η μαθηματική μοντελοποίηση της κίνησης των ζώων, των μικροοργανισμών και των κυττάρων έχει μεγάλη σπουδαιότητα στο πεδίο της βιολογίας, της οικολογίας και της ιατρικής. Τα σχετικά μοντέλα κίνησης μπορούν να πάρουν πολλές διαφορετικές μορφές, αλλά η ευρέως χρησιμοποιούμενη βασίζεται στις επεκτάσεις των διαδικασιών των απλών Τυχαίων Περιπάτων [173]. Το μοντέλο αυτό εξειδικεύεται και αναλύεται ανάλογα με την περίπτωση όπως στη μοντελοποίηση της κίνησης των εντόμων [174], ως μέσο σύγκρισης στην εξέταση των στρατηγικών που χρησιμοποιούν τα ζώα στην αναζήτηση τροφής [175] ή ως μοντέλο των τροχιών που διανύουν μικροοργανισμοί σε υγρό περιβάλλον [176].

Στο πεδίο της οικονομίας, πολλοί οικονομολόγοι, στατιστικολόγοι και διδάσκοντες οικονομία έχουν δείξει ενδιαφέρον στην ανάπτυξη και στον έλεγχο μοντέλων της κίνησης των μετοχών και των παραγώγων των χρηματιστηρίων. Ένα σημαντικό μοντέλο αυτής της κατηγορίας στηρίζεται στη θεωρία των Τυχαίων Περιπάτων. Αυτή η θεωρία εγείρει σημαντικές αμφιβολίες σχετικά με τη δυνατότητα άλλων μοντέλων να αναπαραστήσουν και να προβλέψουν τη συμπεριφορά των χρηματιστηριακών αγορών [177]. Η αντιπαράθεση σχετικά με την καταλληλότητα του μοντέλου διαρκεί πολλά χρόνια και συνεχίζεται μέχρι σήμερα [178], [179], [180].

Οι Τυχαίοι Περιπάτοι έχουν προταθεί και ως μοντέλο για την κίνηση Brown όταν το μήκος του άλματος τείνει στο μηδέν [181].

Οι Τυχαίοι Περιπατητές σε δίκτυα, οι οντότητες δηλαδή που πραγματοποιούν Τυχαίους Περιπάτους μεταβαίνοντας με στοχαστική διαδικασία από έναν κόμβο του δικτύου σε άλλον γειτονικό, έχουν μελετηθεί εκτενώς και έχουν αναφερθεί γενικά σε διδακτικά βιβλία [182], [183], [184] και σε μεγάλο αριθμό εργασιών και ειδικά σε βιβλία και εργασίες σε τομείς όπως οι δυναμικές διεργασίες σε δίκτυα [185], [186],

[187], η χρήση Στατιστικής Φυσικής στη μελέτη των δικτύων [188], [189], η δομή κοινοτήτων (community structure) [190], [191], [192] και άλλοι.

Με αφετηρία τη δεκαετία 1980, διενεργήθηκε σημαντική έρευνα στην προσπάθεια σύνδεσης ιδιοτήτων των γράφων (που χρησιμοποιούνται ευρέως ως μοντέλα δικτύων) με τους Τυχαίους Περιπάτους. Αναφορικά με τους τυχαίους γράφους (μοντέλο Erdős-Rényi), υπάρχουν αναλυτικά αποτελέσματα για κάποιες από τις ιδιότητες των Τυχαίων Περιπατητών. Σ' αυτές συμπεριλαμβάνονται και η κατανομή της πρώτης και της τελευταίας χρονικής στιγμής κτυπήματος (hitting time) [124], [193], όπου η χρονική στιγμή του πρώτου κτυπήματος είναι αυτή κατά την οποία ο Τυχαίος Περιπατητής για πρώτη φορά μεταβαίνει σε κόμβο τον οποίο έχει επισκεφθεί σε προηγούμενη μετακίνηση του και η χρονική στιγμή του τελευταίου κτυπήματος είναι αυτή κατά την οποία ο Τυχαίος Περιπατητής για πρώτη φορά δεν μπορεί να μετακινηθεί χωρίς να μεταβεί σε κόμβο που δεν έχει ήδη επισκεφθεί ξανά.

Η δράση Τυχαίων Περιπατητών σε δίκτυα έχει μελετηθεί επίσης ως μια ειδική περίπτωση Μαρκοβιανής Αλυσίδας [194], που διαθέτει την ιδιότητα που καλείται συμμετρία ως προς τον χρόνο ή αντιστρεψιμότητα. Αυτή η ιδιότητα έχει σημαντικές συνέπειες και αναφέρεται στο γεγονός ότι οι πιθανότητες μετακίνησης κατά μήκος ενός μονοπατιού γράφου προς τη μια ή την άλλη κατεύθυνση συνδέονται με μια πολύ απλή σχέση (αν ο γράφος είναι κανονικός είναι ίσες) [124].

Οι Τυχαίοι Περιπατητές έχουν χρησιμοποιηθεί στην επίλυση πολλών προβλημάτων σχετικά με τις ιδιότητες των δικτύων. Στη συνέχεια θα παρουσιασθούν κάποια από αυτά τα προβλήματα [195].

Πολλές φορές υπάρχει ανάγκη αναζήτησης μιας πηγής πληροφοριών ή μιας υπηρεσίας σε ένα δίκτυο. Αν δεν υπάρχει γνώση σχετικά με τη δομή του δικτύου, αλλά υπάρχει μόνο τοπική σχετική πληροφορία, οι Τυχαίοι Περιπατητές αποτελούν μια καλή μέθοδο αναζήτησης στο δίκτυο. Εφαρμογή αυτής της μεθόδου έχει γίνει με επιτυχία σε αποκεντρωμένα ομότιμα (peer to peer) δίκτυα [196], [197]. Για την επίτευξη του στόχου της αναζήτησης ο κόμβος που την χρειάζεται στέλνει στο δίκτυο έναν αριθμό Τυχαίων Περιπατητών στους άμεσους γείτονες του (που επιλέγονται τυχαία). Κάθε Τυχαίος Περιπατητής μετακινείται στο δίκτυο μέχρι να εντοπίσει τη ζητούμενη πληροφορία ή μέχρι να φθάσει ένα προκαθορισμένο αριθμό αλμάτων, μετά το πέρας των οποίων διαγράφεται από το δίκτυο.

Στη μελέτη των δικτύων, υπάρχει συχνά η ανάγκη βαθμολόγησης (ranking) των κόμβων, των συνδέσεων ή άλλων δομών που να βασίζεται στη σχέση που έχουν με-

ταξύ τους. Έχουν προταθεί πάρα πολλές μέθοδοι, λόγω της μεγάλης σημασίας αυτής της βαθμολόγησης ειδικότερα στο διαδίκτυο, και προτείνονται καινούργιες με γρήγορο ρυθμό. Μια από τις πιο γνωστές είναι η “PageRank” η οποία αρχικά προτάθηκε για τη βαθμολόγηση σελίδων του διαδικτύου. Παρουσιάστηκε από τους Brin και Page [198], [199], αν και υπήρχε στη βιβλιογραφία μια παρόμοια μέθοδος δεκαετίες πριν [200] (η ανακάλυψη των Brin και Page έγινε ανεξάρτητα από την [200]). Η μέθοδος “PageRank” χρησιμοποιεί κατά βάση Τυχαίους Περιπατητές σε διακριτό χρόνο.

Μια πολλή χρήσιμη προσέγγιση στη μελέτη των δικτύων είναι η εξέταση της μέσης κλίμακας των δομών, από τις οποίες η πιο γνωστή είναι η «δομή της κοινότητας» (community structure) [201], [202], [203]. Υπάρχουν πολλοί τρόποι να ανιχνευθούν αλγοριθμικά τέτοιες δομές (και πολλές εφαρμογές στις οποίες οι πληροφορίες σχετικά με τις κοινότητες είναι πολύ χρήσιμες). Οι «δομές των κοινοτήτων» είναι σύνολα πυκνά συνδεδεμένων κόμβων ενός δικτύου, τέτοια ώστε οι συνδέσεις μεταξύ τους να είναι αραιές. Οι Τυχαίοι Περιπατητές προσφέρουν μια θεωρητική βάση για την κατανόηση της δομής των κοινοτήτων καθώς και πρακτικούς αλγόριθμους για την ανεύρεσή τους. Αν ένα δίκτυο διαθέτει «δομή κοινοτήτων», ένας Τυχαίος Περιπατητής αναμένεται να παγιδευτεί μέσα σε μια τέτοια για μεγάλο χρονικό διάστημα πριν μπορέσει να την εγκαταλείψει. Αυτό προκύπτει από το γεγονός ότι η πυκνότητα των συνδέσεων μέσα στην κοινότητα είναι μεγάλη ενώ είναι μικρή έξω από αυτήν. Υπάρχουν αρκετοί αλγόριθμοι που χρησιμοποιούν Τυχαίους Περιπατητές για την ανίχνευση «δομών κοινοτήτων σε δίκτυα». [204], [205].

Σε πολλές περιπτώσεις είναι χρήσιμο να χωρίσουμε το δίκτυο σε πυκνά συνδεδεμένους πυρήνες και σε αραιά συνδεδεμένους περιφερειακούς κόμβους. Εξ' ορισμού οι κόμβοι που αποτελούν τους πυρήνες είναι πυκνά συνδεδεμένοι μεταξύ τους και τείνουν να είναι καλά συνδεδεμένοι με τους περιφερειακούς κόμβους. Αντίθετα, οι περιφερειακοί κόμβοι είναι αραιά συνδεδεμένοι μεταξύ τους (στην ιδανική περίπτωση ασύνδετοι μεταξύ τους) και συνδέονται κυρίως με κόμβους των πυρήνων. Ο αλγόριθμος που παρουσιάστηκε [206] από τους Della Rossa et al. χρησιμοποιεί Τυχαίους Περιπατητές για την ανίχνευση και την εξαγωγή τέτοιου είδους δομών.

Συχνά υπάρχει ενδιαφέρον για τη μέση τιμή συγκεκριμένων χαρακτηριστικών ποσοτήτων πληθυσμών, όπως το ποσοστό μολυσμένων από κάποια ασθένεια, το ποσοστό των ανθρώπων που έχουν μια άποψη για ένα θέμα, ή δημογραφικά στοιχεία όπως η ηλικία. Εάν ο πληθυσμός είναι μεγάλος, όπως συμβαίνει στις μελέτες που αφορούν την κοινωνία των ανθρώπων, είναι αδύνατον να καταγραφούν όλα τα άτομα του πληθυ-

σμού. Σε τέτοιες περιπτώσεις το κύριο πρόβλημα είναι πως να γίνει μια όσο το δυνατόν αντικειμενικότερη δειγματοληψία. Και γι' αυτό το πρόβλημα υπάρχουν αλγόριθμοι που επιτυγχάνουν καλά αποτελέσματα με χρήση Τυχαίων Περιπατητών, όπως στην [207] όπου χρησιμοποιήθηκαν για την ασφαλή εξαγωγή πληροφοριών από το δίκτυο του Facebook.

## Β'.2 Κυρίαρχα Σύνολα

Στη θεωρία γράφων ένα Κυρίαρχο Σύνολο ενός γράφου  $G = (V, E)$  (όπου  $V$  το σύνολο των κόμβων του γράφου και  $E$  το σύνολο των συνδέσεων του) είναι ένα υποσύνολο  $DS$  του  $V$  τέτοιο ώστε κάθε κόμβος του  $V$  που δεν ανήκει στο  $DS$  να έχει τουλάχιστον ένα γείτονα που να είναι μέλος του  $DS$ . Ο Κυρίαρχος Αριθμός ή Dominating Number ενός γράφου  $\theta(G)$  είναι ο αριθμός των κόμβων του μικρότερου Κυρίαρχου Συνόλου του  $G$ . Το πρόβλημα των Κυρίαρχων Συνόλων ή dominating set problem συνίσταται στον έλεγχο αν  $\theta(G) \leq K$ , για δεδομένο γράφο  $G$  και σταθερά  $K$ .

Το πρόβλημα των Κυρίαρχων Συνόλων μελετάται από τη δεκαετία του 1950 και μετά. Το σχετικό ερευνητικό ενδιαφέρον αυξήθηκε σημαντικά από τα μέσα της δεκαετίας του 1970. Το 1972 ο Richard Karp [208] απέδειξε ότι το συναφές πρόβλημα της Κάλυψης Συνόλου ή Set Cover Problem είναι NP-complete. Με τη βοήθεια αυτής της απόδειξης αποδείχθηκε ότι και το πρόβλημα των Κυρίαρχων Συνόλων είναι επίσης NP-complete [209]. Το πρόβλημα αυτό έγινε ένα από τα κλασικά NP-complete προβλήματα απόφασης της Θεωρίας της Υπολογιστικής Πολυπλοκότητας. Μέχρι σήμερα η επικρατούσα άποψη είναι ότι μάλλον δεν υπάρχει αποδοτικός αλγόριθμος που να υπολογίζει το ελάχιστο Κυρίαρχο Σύνολο για κάθε γράφο, αν και έχουν αναπτυχθεί αρκετοί αποδοτικοί προσεγγιστικοί αλγόριθμοι, καθώς και αποδοτικοί ακριβείς αλγόριθμοι για συγκεκριμένες κατηγορίες γράφων.

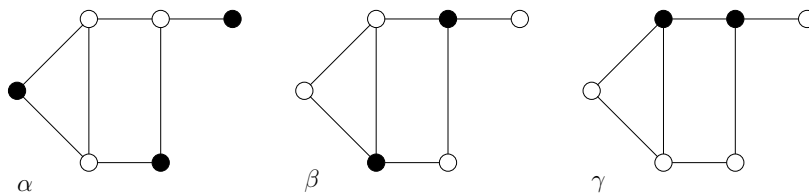
Τα Κυρίαρχα Σύνολα απέκτησαν με την πάροδο του χρόνου μεγάλη πρακτική σημασία σε πολλούς τομείς. Πέραν της ασύρματης δικτύωσης, όπου χρησιμοποιούνται για την εύρεση αποδοτικών διαδρομών σε κατά περίπτωση κινούμενα δίκτυα ad hoc mobile networks, έχουν βρει εφαρμογή ανάμεσα σε άλλους τομείς και στη δημιουργία περιλήψεων κειμένων ή document summarization [210] καθώς και στη σχεδίαση ασφαλών συστημάτων για ηλεκτρικά δίκτυα [211].

Για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων που πραγματεύεται η παρούσα διατριβή, ενδιαφέρον παρουσιάζουν τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα

Σύνολα. Αυτά ορίζονται ως εξής:

- Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο (CDS) ενός γράφου  $G$  είναι ένα υποσύνολο  $DS$  των κόμβων του που έχει τις εξής δύο ιδιότητες:
  - Κάθε κόμβος του  $G$  είτε ανήκει στο  $DS$ , είτε έχει τουλάχιστον ένα γείτονα που να ανήκει στο  $DS$ . Δηλαδή το  $DS$  είναι Κυρίαρχο Σύνολο του  $G$ .
  - Για κάθε κόμβο του  $DS$  υπάρχει διαδρομή που τον συνδέει με οποιονδήποτε άλλο κόμβο του  $DS$ , με διαδρομή που όλα τα άλματά της παραμένουν εντός του  $DS$ .

Στο Σχήμα Β'.1 οι μαύροι κόμβοι είναι Κυρίαρχα Σύνολα ή DS στα δίκτυα  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$ , ενώ μόνο οι μαύροι κόμβοι στο δίκτυο  $\gamma$  είναι Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο ή CDS.



**Σχήμα Β'.1.** Οι μαύροι κόμβοι των τριών δικτύων  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$  αποτελούν Κυρίαρχα Σύνολα ή DS. Οι μαύροι κόμβοι του δικτύου  $\gamma$  είναι Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο ή CDS.

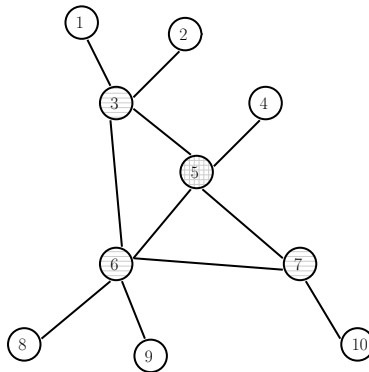
Το πρόβλημα των Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων είναι επίσης NP-complete [147]. Τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα στην παρούσα διατριβή χρησιμοποιούνται για τη διευκόλυνση της συλλογής πληροφοριών σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων καθώς και στη δημιουργία backbones με στόχο την ύπαρξη όσο το δυνατόν πλησιέστερα σε κάθε κόμβο πληροφοριών σχετικών με την ύπαρξη διαθέσιμων υπηρεσιών του δικτύου.

Σε περιπτώσεις μεγάλων ασύρματων δικτύων, η δημιουργία ενός CDS καταλήγει σε πολύ μεγάλα σύνολα κόμβων που καθιστούν τη δημιουργία και τη χρήση τους μη οικονομικά συμφέρουσα. Σε αυτές τις περιπτώσεις είναι χρήσιμη η δημιουργία Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων  $d$  αλμάτων. Αυτά μπορεί να ορισθούν ως εξής:



- Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο  $d$  αλμάτων ή ( $d$ -CDS) ενός γράφου  $G$  είναι ένα υποσύνολο  $DS$  των κόμβων του που έχει τις εξής δύο ιδιότητες:
  - Κάθε κόμβος του  $G$  είτε ανήκει στο  $DS$ , είτε απέχει το πολύ  $d$  άλματα από τουλάχιστον ένα κόμβο που να ανήκει στο  $DS$ .
  - Για κάθε κόμβο του  $DS$  υπάρχει διαδρομή που τον συνδέει με οποιονδήποτε άλλο κόμβο του  $DS$ , με διαδρομή που όλα τα άλματα της παραμένουν εντός του  $DS$ .

Από όλα τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα  $d$  αλμάτων ή  $d$ -CDS που μπορεί να δημιουργηθούν σε ένα δίκτυο αυτά που έχουν τη μεγαλύτερη πρακτική αξία είναι αυτά που έχουν το ελάχιστο μέγεθος δηλαδή τα  $d$ -mCDS. Στο Σχήμα Β'.2 οι κόμβοι 3, 5, 6 και 7 αποτελούν ένα 1-mCDS, ενώ ο κόμβος 5 ένα 2-mCDS. Δεν αποτελεί έκπληξη η αναφορά ότι και αυτό το πρόβλημα, δηλαδή η ανεύρεση αλγόριθμου που να δημιουργεί ένα  $d$ -mCDS, ανήκει στην κατηγορία των NP-complete προβλημάτων [147].



**Σχήμα Β'.2.** Οι κόμβοι 3, 5, 6 και 7 αποτελούν ένα 1-mCDS, ενώ ο κόμβος 5 ένα 2-mCDS.

Στην παρούσα διατριβή προτείνεται ένας καταναμημένος αλγόριθμος που δίνει μια προσεγγιστική λύση στο πρόβλημα, η οποία υλοποιείται με σχετικά μικρό υπολογιστικό κόστος και έχει ως αποτέλεσμα τη δημιουργία ενός  $d$ -CDS που μπορεί να μην είναι  $d$ -mCDS αλλά μια καλή προσέγγισή του.

## Κεφάλαιο Γ΄

# Περιγραφή Δικτυακού Περιβάλλοντος

**Σ**ΤΟ παρόν κεφάλαιο περιγράφεται η θεωρητική ανάλυση των προτεινόμενων μεθόδων Διάχυσης της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Στο πρώτο μέρος γίνεται η παρουσίαση των μεθόδων Διάχυσης της Πληροφορίας που πρόκειται να χρησιμοποιηθούν σ' αυτή τη διατριβή, στο δεύτερο τα μοντέλα αναπαράστασης των Ασύρματων Δικτύων στα οποία στηρίζεται τόσο η θεωρητική ανάλυση όσο και οι προσομοιώσεις που πραγματοποιήθηκαν και στο τρίτο η περιγραφή της πειραματικής διάταξης που έχει εγκατασταθεί στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου στην οποία έγιναν πειράματα με στόχο την εφαρμογή των μεθόδων σε υπαρκτό σύστημα.

Οι μέθοδοι διάδοσης της πληροφορίας που πρόκειται να χρησιμοποιηθούν σ' αυτή τη διατριβή είναι οι Τυχαίοι Περιπατητές και τα Κυρίαρχα Σύνολα. Στην επόμενη Ενότητα Γ΄.1 γίνεται μια αναλυτική παρουσίαση και των δύο.

Το μαθηματικό μοντέλο αναπαράστασης των δικτύων είναι ο γράφος. Γράφος είναι ένα σύνολο κόμβων  $V$  που συνδέονται με ζεύξεις  $E$ . Ο αριθμός των κόμβων του γράφου  $|V|$  στη συνέχεια θα συμβολίζεται με  $N$ . Τα μοντέλα αναπαράστασης των δικτύων που πρόκειται να χρησιμοποιηθούν παρουσιάζονται αναλυτικά στην Ενότητα Γ΄.2.

## Γ'.1 Διάχυση Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων

Για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων σ' αυτή τη διατριβή προτείνονται δύο μέθοδοι, οι Τυχαίοι Περιπατητές και τα Κυρίαρχα Σύνολα. Υπάρχουν βέβαια και πολλές άλλες, από τις οποίες η καθεμία έχει πλεονεκτήματα και μειονεκτήματα. Αυτά αναλύονται και παρουσιάζονται στη συνέχεια για τις δύο μεθόδους που χρησιμοποιούνται σ' αυτή τη διατριβή.

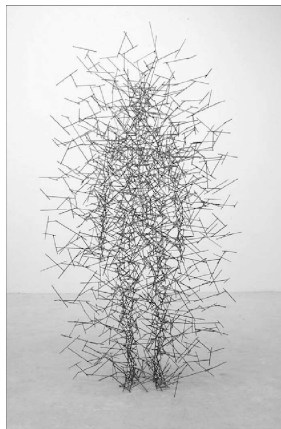
### Γ'.1.1 Τυχαίοι Περιπατητές

Ο όρος Τυχαίος Περιπατητής σε ένα δίκτυο μπορεί να θεωρηθεί ότι αναφέρεται σε μια οντότητα η οποία ξεκινά τη δράση της από έναν αρχικό κόμβο και επιλέγει με μια στοχαστική διαδικασία (σ' αυτή τη διατριβή με ομοιόμορφη κατανομή πιθανότητας) να επισκεφθεί έναν άμεσο γείτονα<sup>1</sup> του κόμβου στον οποίον βρίσκεται [124]. Κατά την κίνησή του μέσα στο δίκτυο μπορεί να μεταφέρει ή να συλλέγει πληροφορίες από τους κόμβους τους οποίους επισκέπτεται. Αν και υπάρχουν μελέτες για τη δράση Τυχαίων Περιπατητών σε πάρα πολλά περιβάλλοντα (κυρίως μαθηματικούς χώρους διαφόρων διαστάσεων) και έχουν χρησιμοποιηθεί μέχρι και στη γλυπτική (Σχήμα Γ'.1), στην παρούσα διατριβή θα μελετηθεί η δράση τους σε δίκτυα. Ανάλογα με τον λόγο για τον οποίο χρησιμοποιούνται έχουν μελετηθεί διάφορα αποτελέσματα της δράσης τους όπως ο χρόνος που απαιτείται για να επισκεφθεί ξανά το σημείο από το οποίο ξεκίνησε. Στην παρούσα διατριβή αυτό που κυρίως μελετάται και αναλύεται είναι η πιθανοτική συνάρτηση της κάλυψης του δικτύου, δηλαδή ο αριθμός των κόμβων του δικτύου που έχει δεχθεί τουλάχιστον μια επίσκεψη του Τυχαίου Περιπατητή σε δεδομένο χρόνο. Ακόμη εξετάζεται και ο απαιτούμενος χρόνος για την πλήρη κάλυψη του δικτύου, δηλαδή ο χρόνος που χρειάζεται ένας Τυχαίος Περιπατητής για να επισκεφθεί όλους τους κόμβους ενός δικτύου τουλάχιστον μια φορά.

Επειδή για να επιτύχει κάλυψη σημαντικού μέρους ενός δικτύου ένας Τυχαίος Περιπατητής απαιτείται μεγάλο χρονικό διάστημα (ανάλογα με το μέγεθος του δικτύου) έχει προταθεί η χρήση πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών που δρουν ταυτόχρονα. Με αυτόν τον τρόπο η κάλυψη του δικτύου γίνεται ταχύτερα ενώ το κόστος της χρή-

---

<sup>1</sup>Άμεσοι γείτονες ενός κόμβου είναι εκείνοι με τους οποίους μπορεί να ανταλλάξει μηνύματα άμεσα, δηλαδή χωρίς να απαιτείται η διαμεσολάβηση άλλων κόμβων.



**Σχήμα Γ'.1.** Γλυπτό που έγινε με χρήση Τυχαίων Περιπατητών Quantum-Cloud VII του Antony Gormley 1999 [2].

σης τους παραμένει το ίδιο. Οι πολλαπλοί Τυχαίοι Περιπατητές μπορεί να ξεκινούν από τον ίδιο ή από διαφορετικούς κόμβους του δικτύου, καθώς και να ξεκινούν όλοι την ίδια χρονική στιγμή ή καθένας να ξεκινά σε διαφορετική ή ακόμα και σε τυχαία χρονική στιγμή. Στην παρούσα διατριβή μελετάται και η χρήση πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών που ξεκινούν την ίδια χρονική στιγμή από τον ίδιο κόμβο καθώς και η χρήση Τυχαίων Περιπατητών με δυνατότητα αναπαραγωγής. Η τελευταία περίπτωση αναφέρεται σε έναν ή πολλαπλούς Τυχαίους Περιπατητές οι οποίοι μετά από ένα προκαθορισμένο αριθμό αλμάτων ή όταν εκπληρωθεί μια συνθήκη διπλασιάζονται, μέχρι συνήθως ο αριθμός τους να φθάσει σε ένα όριο.

### Γ'.1.2 Κυρίαρχα Σύνολα

Ο όρος Κυρίαρχο Σύνολο ή Dominating Set δικτύου αναφέρεται σε υποσύνολο του δικτύου τέτοιο ώστε κάθε κόμβος του δικτύου είτε να ανήκει σε αυτό είτε να έχει τουλάχιστον έναν άμεσο γείτονα που να ανήκει σε αυτό [208]. Αν ένα Κυρίαρχο Σύνολο είναι συνδεδεμένο, δηλαδή αν υπάρχει διαδρομή που να συνδέει οποιοδήποτε ζεύγος των μελών του, η οποία να παραμένει αποκλειστικά εντός του, τότε ονομάζεται Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο ή Connected Dominating Set. Για τη Διάχυση της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων, όπως και σε πολλές άλλες περιπτώσεις, αναζητείται το μικρότερο δυνατό Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο ή mCDS, με στόχο οι ζητούμενες πληροφορίες να βρίσκονται το πολύ ένα άλμα από κάθε κόμβο.

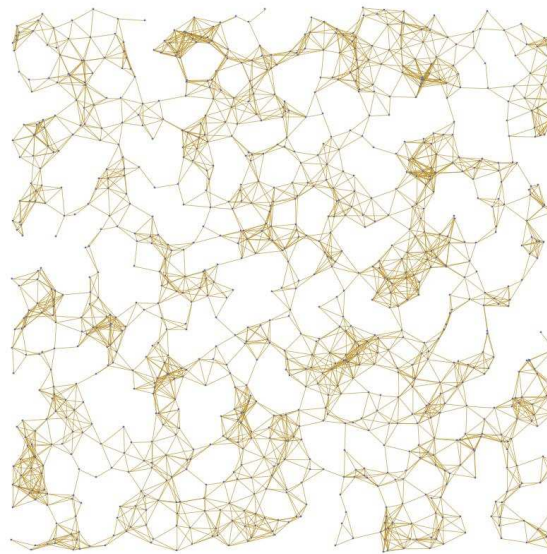
Έχει όμως αποδειχθεί ότι η δημιουργία ενός mCDS είναι πρόβλημα που δεν λύνεται σε πολυωνυμικό χρόνο [147], οπότε η αναζήτηση λύσεων αυτού προβλήματος περιορίζεται στο χώρο των προσεγγιστικών μεθόδων. Σε περίπτωση που η εφαρμογή του πρόκειται να γίνει σε μεγάλα δίκτυα, ο υπολογισμός τους έχει μεγάλο υπολογιστικό κόστος αλλά και τα παραγόμενα σύνολα έχουν μεγάλο μέγεθος. Γι' αυτό σε πολλές περιπτώσεις προκρίνεται η χρήση ενός Συνδεδεμένου Κυρίαρχου Συνόλου  $d$  αλμάτων ή  $d$ -CDS, δηλαδή συνδεδεμένου υποσυνόλου του δικτύου τέτοιου ώστε κάθε κόμβος του δικτύου είτε να ανήκει σε αυτό είτε να βρίσκεται το πολύ  $d$  άλματα μακριά από τουλάχιστον έναν κόμβο που να ανήκει σε αυτό (Β'.2). Η απαίτηση και γι' αυτά εξακολουθεί να είναι για το μικρότερο δυνατό μέγεθος. Το πρόβλημα της δημιουργίας τους ανήκει και αυτό στα μη επιλυόμενα σε πολυωνυμικό χρόνο. Ένα άλλο σημαντικό εμπόδιο στην εφαρμογή κάποιων από τους αλγόριθμους που έχουν προταθεί στη βιβλιογραφία είναι ότι απαιτούν κεντρική πληροφόρηση κατά την εκτέλεσή τους η οποία για να αποκτηθεί απαιτεί μεγάλο υπολογιστικό κόστος. Στην παρούσα διατριβή προτείνεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος υπολογισμού Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων  $d$  αλμάτων ή  $d$ -CDS ο οποίος έχει σχετικά μικρό υπολογιστικό κόστος για τη δημιουργία τους και τα παραγόμενα σύνολα έχουν μέγεθος που δεν υστερεί σε σχέση με τα αντίστοιχα της βιβλιογραφίας.

## Γ'.2 Μοντέλα Αναπαράστασης Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων

**T**Α μοντέλα για την αναπαράσταση των δικτύων που χρησιμοποιούνται σ' αυτή την διατριβή είναι δύο. Το μοντέλο των γεωμετρικών τυχαίων γράφων ή Random Geometric Graph (RGG) [212], [102] και μια γενίκευσή του που προσομοιώνει καλύτερα τις πραγματικές συνθήκες το μοντέλο των γεωμετρικών τυχαίων γράφων με συνάρτηση σύνδεσης ή Soft Random Geometric Graph (SRGG) [115], [116]. Το πρώτο έχει χρησιμοποιηθεί επί δεκαετίες και έχει αναλυθεί εξαντλητικά, ενώ το δεύτερο έχει αναπτυχθεί τα τελευταία χρόνια όπου προέκυψε η ανάγκη για πιστότερη αναπαράσταση των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων που είναι αναπτυγμένα σε διάφορα περιβάλλοντα.

### Γ'.2.1 Το Μοντέλο RGG

Το μοντέλο RGG παρουσιάστηκε για πρώτη φορά από τον Edgar Gilbert το 1961 [212] και εξ αρχής προτάθηκε ως μοντέλο αναπαράστασης ασύρματων τηλεπικοινωνιακών δικτύων. Έκτοτε μελετήθηκε εξαντλητικά και η πληρέστερη παρουσίασή του είναι κατά γενική ομολογία αυτή του Penrose [102]. Στο Σχήμα Γ'.2 παρουσιάζεται μια αναπαράσταση ενός RGG οριακά συνεκτικού (δηλαδή με ελάχιστα μικρότερη ακτίνα έχουμε μη συνδεδεμένο γράφο) με  $N = 10^3$  και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.052$ .

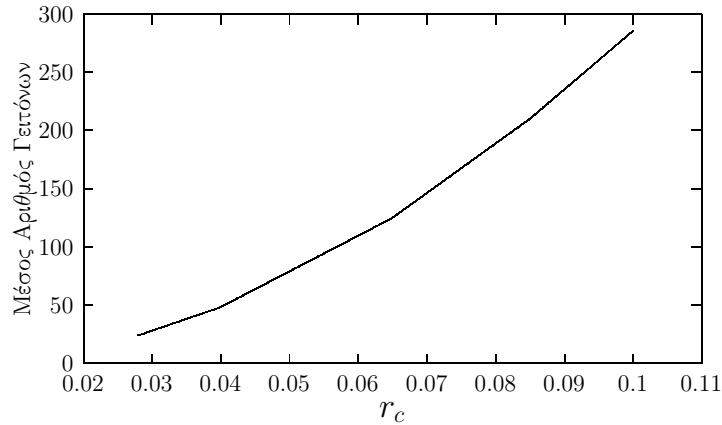


**Σχήμα Γ'.2.** Αναπαράσταση τοπολογίας σύμφωνα με το μοντέλο RGG με  $N = 10^3$ , οριακά συνεκτικού με ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.052$ .

Οι κόμβοι του γράφου σ' αυτό το μοντέλο θεωρούνται ομοιόμορφα κατανεμημένοι σε μια επίπεδη επιφάνεια διαστάσεων  $[0, \dots, 1] \times [0, \dots, 1]$  η οποία αποτελεί ένα μοναδιαίο τετράγωνο. Κάθε ζεύγος κόμβων είναι συνδεδεμένο αν η ευκλείδεια απόσταση του  $r$  είναι μικρότερη ή ίση με την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$ .

Ο μέσος αριθμός γειτόνων ενός κόμβου σ' αυτό το μοντέλο είναι ανάλογος της επιφάνειας που καλύπτει η ακτίνα σύνδεσης ( $\pi r_c^2$ ) και της πυκνότητας των κόμβων στην επιφάνεια του πεδίου, όπως φαίνεται στο Σχήμα Γ'.3. Ο υπολογισμός του μέσου αριθμού των γειτόνων του Σχήματος Γ'.3 έγινε σε κανονικοποιημένο πεδίο, σύμφωνα με τη σχέση  $N(\pi r_c^2) - 1$ . Κατ' αυτόν τον τρόπο η κατανομή των γειτόνων των κόμβων σ' αυτό το μοντέλο είναι κανονική εκτός από τους κόμβους που βρίσκονται στα άκρα

του πεδίου. Οι τελευταίοι έχουν στατιστικά μικρότερο αριθμό γειτόνων γιατί ένα μέρος της επιφάνειας που καλύπτει ο κύκλος ακτίνας  $r_c$  βρίσκεται εκτός του πεδίου.



**Σχήμα Γ'.3.** Ο μέσος αριθμός γειτόνων κόμβων σε σχέση με την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  σε δίκτυα με μοντέλο RGG με  $10^4$  κόμβους.

Σε κάποιες περιπτώσεις στην παρούσα διατριβή υπήρξε ανάγκη τροποποίησης του μοντέλου, ούτως ώστε η κατανομή των γειτόνων να είναι κανονική για όλους τους κόμβους. Στις περιπτώσεις αυτές θεωρήθηκε ότι το πεδίο στο οποίο κατανέμονται οι κόμβοι αποτελεί έναν δύο διαστάσεων *torus* ή (2d *torus*) (διπλά αναδιπλωμένη επίπεδη επιφάνεια). Σ ένα τέτοιου είδους πεδίο δεν υπάρχουν άκρα, οπότε όλοι οι κόμβοι είναι ισοδύναμοι από άποψη θέσης. Στο Παράρτημα I υπάρχει ο τρόπος υπολογισμού της ευκλείδειας απόστασης μεταξύ δύο κόμβων σε πεδίο 2d *torus* που χρησιμοποιήθηκε στην παρούσα διατριβή. Στις περιπτώσεις που χρησιμοποιείται αυτή η παραλλαγή του μοντέλου αυτό δηλώνεται ρητά.

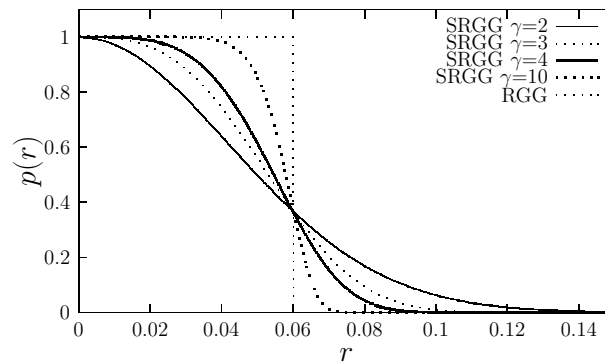
### Γ'.2.2 Το Μοντέλο SRGG

Το μοντέλο SRGG είναι μια γενίκευση του RGG κατά την οποία η δημιουργία σύνδεσης ανάμεσα σε δύο κόμβους εξαρτάται από μια συνάρτηση πιθανότητας  $p(r)$ . Συγκεκριμένα οι κόμβοι του γράφου θεωρούνται ομοιόμορφα κατανεμημένοι σε μια επίπεδη επιφάνεια διαστάσεων  $[0, \dots, 1] \times [0, \dots, 1]$  η οποία αποτελεί ένα μοναδιαίο τετράγωνο. Κάθε ζεύγος κόμβων είναι συνδεδεμένο με πιθανότητα  $p(r)$ . Η  $p(r)$  είναι μια συνάρτηση πιθανότητας η οποία δίνεται στην Εξίσωση (Γ'.1) και εξαρτάται από την ευκλείδεια

απόσταση των δύο κόμβων  $r$ , την σταθερά του γράφου  $r_c$  (είναι η ίδια με την ακτίνα σύνδεσης του μοντέλου RGG) και μια παράμετρο  $\gamma$  η οποία εξαρτάται από τα ιδιαίτερα χαρακτηριστικά του πεδίου,

$$p(r) = e^{-(r/r_c)^\gamma}. \quad (\Gamma'.1)$$

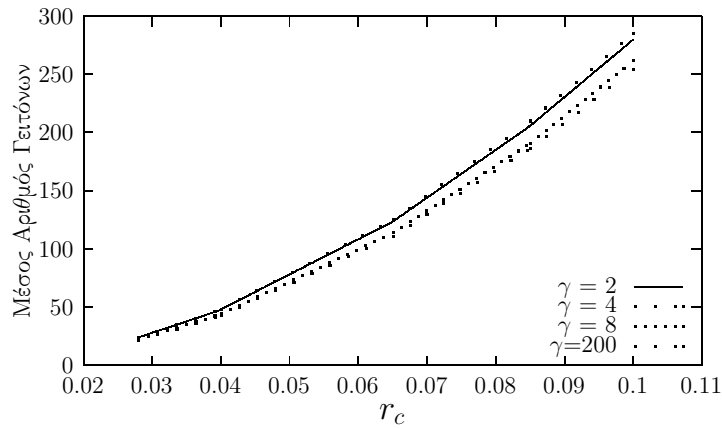
Η γραφική παράσταση της Εξίσωσης ( $\Gamma'.1$ ) που απεικονίζεται στο Σχήμα  $\Gamma'.4$  δείχνει πως μεταβάλλεται η πιθανότητα σύνδεσης δύο κόμβων σε σχέση με την ευκλείδεια απόστασή τους. Για μικρές τιμές της παραμέτρου  $\gamma$  υπάρχει σημαντική πιθανότητα αφενός μεν να μην υπάρχει σύνδεση μεταξύ δύο κόμβων που απέχουν απόσταση  $r < r_c$  και αφετέρου να υπάρχει σύνδεση μεταξύ δύο κόμβων που απέχουν απόσταση  $r > r_c$ . Όσο η τιμή της παραμέτρου  $\gamma$  αυξάνεται η πιθανότητα αυτή μικραίνει και τείνει ασυμπτωτικά στο 0 (για  $\gamma \rightarrow \infty$ ), οπότε το μοντέλο SRGG καταλήγει να είναι το μοντέλο RGG.



**Σχήμα  $\Gamma'.4$ .** Πιθανότητα σύνδεσης δύο κόμβων  $p(r)$  για  $\gamma = 2, 3, 4$  σε τοπολογίες με μοντέλο SRGG και RGG με  $r_c = 0.060$  ως συνάρτηση της ευκλείδειας απόστασης  $r$ .

Ο μέσος αριθμός γειτόνων ενός κόμβου σ' αυτό το μοντέλο δεν διαφέρει σημαντικά από αυτή του μοντέλου RGG όπως φαίνεται στο Σχήμα  $\Gamma'.5$ . Αυτό που διαφέρει είναι ότι η πιθανότητα να υπάρχει σύνδεση μεταξύ δύο κόμβων που απέχουν απόσταση  $r > r_d$  δεν είναι μηδενική όπως επίσης και η πιθανότητα να υπάρχει σύνδεση μεταξύ δύο κόμβων που απέχουν απόσταση  $r < r_d$  δεν είναι μονάδα, όπως υποδεικνύει η Εξίσωση  $\Gamma'.1$  και οπτικοποιείται στο Σχήμα  $\Gamma'.4$ .





**Σχήμα Γ'.5.** Ο μέσος αριθμός γειτόνων κόμβων (άξονας  $y$ ) σε σχέση με την ακτίνα εκπομπής  $r_c$  (άξονας  $x$ ) για το μοντέλο SRGG με  $10^4$  κόμβους για διάφορες τιμές της παραμέτρου  $\gamma$ .

Όπως αναφέρεται στη σχετική βιβλιογραφία, το μοντέλο SRGG με κατάλληλες τιμές στις παραμέτρους του, συλλαμβάνει ικανοποιητικά την έννοια της απόστασης στα ευρέως χρησιμοποιούμενα σήμερα δίκτυα (WSNs, Fog computing, IoT environment) [115], [116], [213], [169].

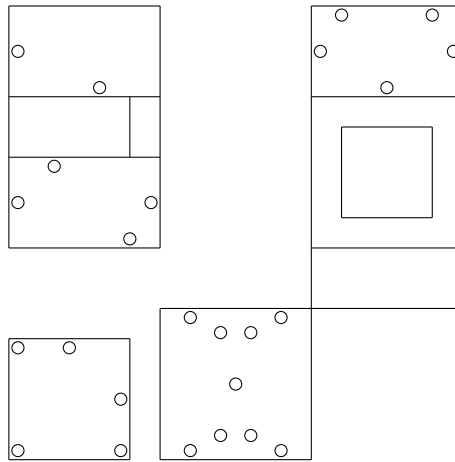
### Γ'.2.3 Το Μοντέλο GGG

Τα μοντέλα δικτύων RGG και SRGG είναι πιθανοτικά, το πρώτο ως προς τη θέση των κόμβων και το δεύτερο και ως προς τη θέση των κόμβων και ως προς τη δημιουργία συνδέσεων. Παρόλο που αυτά τα μοντέλα αναπαριστούν ικανοποιητικά τα Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων, για λόγους σύγκρισης των αποτελεσμάτων των μεθόδων που παρουσιάζονται σ' αυτή τη διατριβή, χρησιμοποιείται σε κάποιες περιπτώσεις ένα ακόμη μοντέλο αυτό του *γράφου γεωμετρικού πλέγματος* ή Grid Geometric Graph (GGG) [214], [215], [216]. Τα δίκτυα σε γεωμετρικό πλέγμα που χρησιμοποιούνται σ' αυτή τη διατριβή αποτελούνται από κόμβους ανεπτυγμένους σε ένα πλέγμα 2d torus. Συγκεκριμένα, κάθε κόμβος βρίσκεται σε μια τομή ενός πλέγματος το οποίο αναπτύσσεται σε μια επιφάνεια 2d torus. Κάθε ζεύγος κόμβων είναι συνδεδεμένο αν η ευκλείδεια απόσταση του  $r$  είναι μικρότερη ή ίση με την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$ . Με αυτό τον τρόπο καταργείται η τυχαιότητα της θέσης των κόμβων και το μοντέλο γίνεται ντετερμινιστικό.

Η χρήση αυτού του μοντέλου σ' αυτή τη διατριβή είναι για να ελεγχθεί, αν σε συνθήκες όπου έχει καταργηθεί η τυχαιότητα στα δίκτυα, τα αποτελέσματα της ανάλυσης εξακολουθούν να ισχύουν και οι προτεινόμενες μέθοδοι Διάχυσης της Πληροφορίας μπορούν να χρησιμοποιηθούν και σε ντετερμινιστικές παραλλαγές μοντέλων δικτύων.

### Γ'.3 Πειραματική Διάταξη Ασύρματου Δικτύου Αισθητήρων στα Κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου

Για τη μελέτη των ασύρματων δικτύων αισθητήρων έχει εγκατασταθεί στους χώρους του Ιονίου Πανεπιστημίου ένα ασύρματο δίκτυο για τη διεξαγωγή πειραμάτων. Αυτό αποτελείται από 30 κόμβους διεσπαρμένους στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου που βρίσκονται στην πλατεία Τσιριγώτη 7 στην Κέρκυρα [217]. Στην παρούσα διατριβή έγινε χρήση των 25 κόμβων όπως αυτοί απεικονίζονται στο Σχήμα Γ'.6.

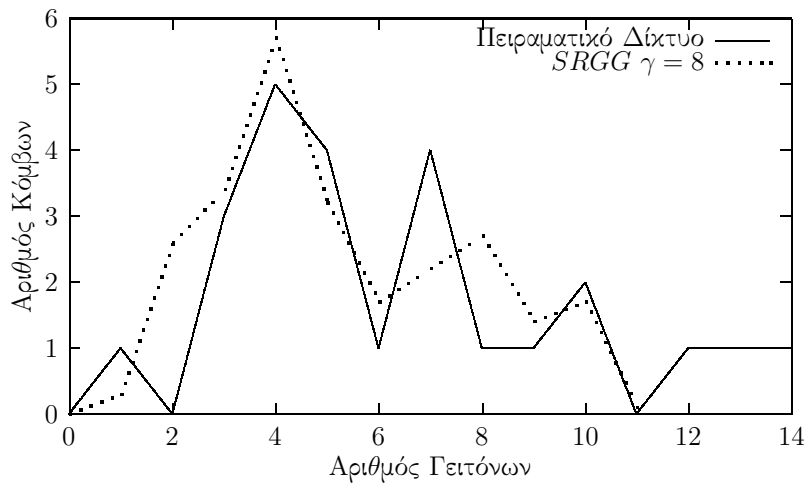


**Σχήμα Γ'.6.** Κόμβοι (κύκλοι) τοποθετημένοι στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου (πλ. Τσιριγώτη 7, Κέρκυρα). Οι γραμμές αντιστοιχούν στους τοίχους των κτηρίων.

Οι κόμβοι αυτού του δικτύου βασίζονται στα Arduino Uno, Arduino Wireless SD Shield και XBee S2C Zigbee με ενσύρματη κεραία [218], [219], [220], [221], [222].

Πριν χρησιμοποιηθεί αυτό το δίκτυο έγινε προσπάθεια να βρεθεί αν είναι δυνατή η περιγραφή του με το μοντέλο SRGG. Μετά από αρκετές δοκιμές βρέθηκε ότι όντως το

μοντέλο μπορεί να περιγράψει το δίκτυο με τιμές για την παράμετρο του  $\gamma = 8$ . Στο Σχήμα Γ'.7 απεικονίζεται η κατανομή των γειτόνων στο πραγματικό δίκτυο και στην προσομοίωση με τα παραπάνω στοιχεία, για ίδιο αριθμό κόμβων στην ίδια θέση.



**Σχήμα Γ'.7.** Κατανομή αριθμού γειτόνων στο πειραματικό ασύρματο δίκτυο που έχει εγκατασταθεί στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου και στις προσομοιώσεις με κόμβους στην ίδια θέση, τοπολογία SRGG με  $\gamma = 8$ . Στον άξονα των y εμφανίζεται ο αριθμός των κόμβων που έχουν τον ίδιο αριθμό γειτόνων με τον άξονα x.

## Κεφάλαιο Δ΄

# Διάχυση Πληροφορίας με Τυχαίο Περιπατητή

**Σ**ΤΟ Κεφάλαιο αυτό θα μελετηθεί η διάχυση της πληροφορίας σε ένα Ασύρματο Δίκτυο Αισθητήρων με τη χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή. Για να επιτευχθεί αυτός ο στόχος ο Τυχαίος Περιπατητής θα πρέπει να συνεχίσει την κίνησή του μέχρι να επιτύχει την πλήρη κάλυψη του δικτύου (δηλαδή όλοι οι κόμβοι του δικτύου να έχουν δεχθεί τουλάχιστον μια επίσκεψή του).

### Δ΄.1 Μοντελοποίηση και Ανάλυση

Το μοντέλο που χρησιμοποιείται για την αναπαράσταση του δικτύου στη συγκεκριμένη περίπτωση είναι το RGG (Ενότητα Γ΄.2.1) (ομοιόμορφα κατανεμημένοι κόμβοι σε επίπεδο πεδίο διάστασης  $[0, \dots, 1] \times [0, \dots, 1]$ ). Τα δίκτυα θεωρούνται συνδεδεμένα (δηλαδή υπάρχει τουλάχιστον μια διαδρομή που να συνδέει κάθε ζεύγος κόμβων). Στη συνέχεια θα χρησιμοποιηθεί ο παρακάτω συμβολισμός,  $N$  είναι ο αριθμός των κόμβων κάθε δικτύου και  $C(t)$  είναι μια στοχαστική μεταβλητή που αναπαριστά τον αριθμό των κόμβων του δικτύου που έχουν δεχθεί τουλάχιστον μια επίσκεψη μετά από  $t$  άλματα του Τυχαίου Περιπατητή. Σύμφωνα με το μοντέλο RGG όλοι οι κόμβοι έχουν την ίδια ακτίνα σύνδεσης  $r_c$ . Κατ' αυτόν τον τρόπο, το εμβαδόν της επιφάνειας επικοινωνίας είναι (ιδεατά)  $\pi r_c^2$  (σ' αυτή τη διατριβή αναφέρεται και ως γειτονιά του κόμβου). Με δεδομένο ότι οι κόμβοι είναι ομοιόμορφα κατανεμημένοι στο πεδίο, ο αριθμός των κόμβων που βρίσκονται σε επιφάνεια εμβαδού  $\pi r_c^2$  είναι (κατά μέσο όρο)  $N\pi r_c^2$ . Κατά

τον τρόπο αυτό, κάθε κόμβος του δικτύου θα έχει κατά μέσο όρο  $N\pi r_c^2 - 1$  γείτονες. Η χωρική μετατόπιση (ευκλείδεια απόσταση που καλύπτεται) σε κάθε άλμα είναι κατά μέσο όρο  $\langle r \rangle = \frac{2r_c}{3}$  (η απόδειξη στο Παράρτημα II). Αυτό επιβεβαιώνεται επίσης και από τα αποτελέσματα των σχετικών προσομοιώσεων στην Ενότητα Δ'.8.

Η μέση χωρική μετατόπιση ενός Τυχαίου Περιπατητή από μια θέση μετά από  $t$  άλματα δίνεται από την  $d_t = l\sqrt{t}$ , όπου  $l$  είναι η ευκλείδεια απόσταση που κάλυψε σε κάθε άλμα [223]. Κατά τον τρόπο αυτό, χρησιμοποιώντας τη μέση χωρική απομάκρυνση του Τυχαίου Περιπατητή σε κάθε άλμα που αναφέρθηκε στην προηγούμενη παράγραφο  $\langle r \rangle = \frac{2r_c}{3}$  προκύπτει ότι,

$$d_t = \frac{2r_c}{3}\sqrt{t}. \quad (\Delta'.1)$$

Από την Εξίσωση (Δ'.1) προκύπτει ότι όταν  $t < 9$  τότε  $d_t < 2r_c$ . Οπότε η γειτονιά του κόμβου στον οποίο ο Τυχαίος Περιπατητής βρισκόταν πριν από  $t < 9$  άλματα και η γειτονιά του κόμβου στον οποίο βρίσκεται τώρα θα έχουν μια κοινή επιφάνεια επικάλυψης. Οι κόμβοι που βρίσκονται πάνω σ' αυτή την επιφάνεια επικάλυψης είναι γείτονες και των δύο (Σχήμα Δ'.1). Ο αριθμός αυτών των κόμβων είναι ανάλογος του εμβαδού της επιφάνειας επικάλυψης. Το εμβαδόν αυτής της επιφάνειας  $E_t$  δίνεται από το ακόλουθο θεώρημα:

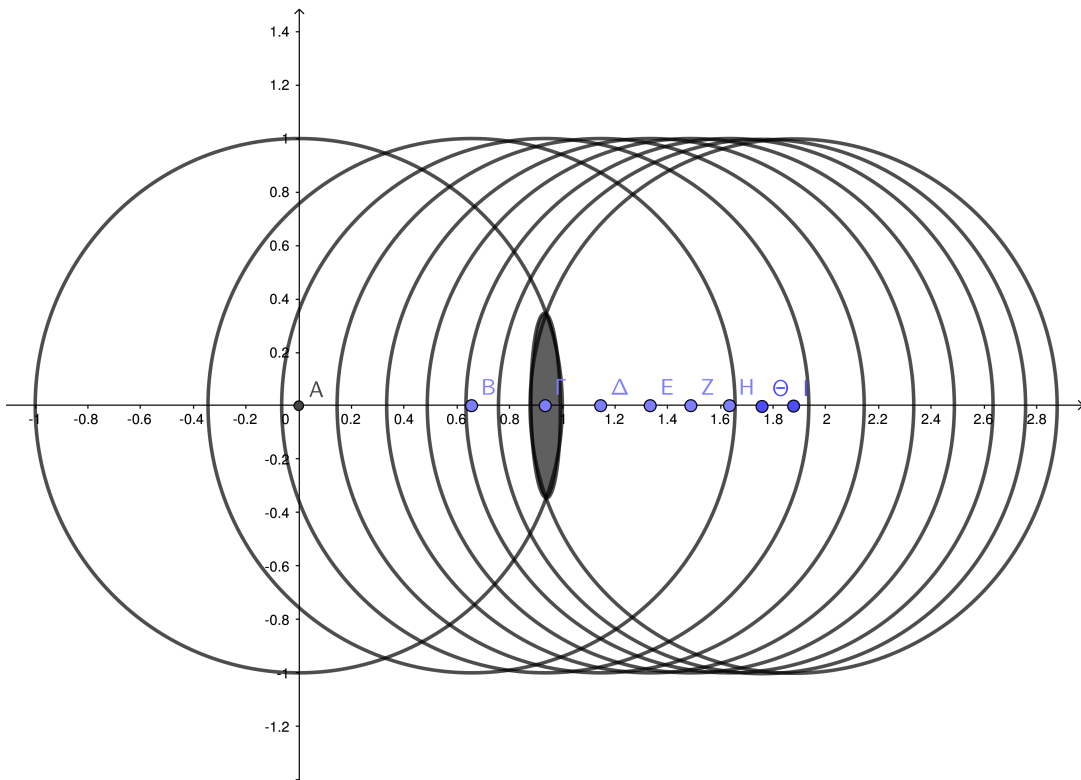
**Θεώρημα Δ'.1** *Σ' ένα Τυχαίο Περιπατητή που δρα σε ένα Γεωμετρικό Τυχαίο Γράφο, η γειτονιά του κόμβου στον οποίο βρισκόταν πριν από  $t < 9$  άλματα και η γειτονιά του κόμβου στον οποίο βρίσκεται τώρα έχουν μια επικαλυπτόμενη κοινή επιφάνεια  $E_t$ :*

$$E_t = 2r_c^2 \left( \arccos \left( \frac{\sqrt{t}}{3} \right) - \frac{\sqrt{t(9-t)}}{9} \right). \quad (\Delta'.2)$$

*Απόδειξη.* Η απόδειξη του θεωρήματος βρίσκεται στο Παράρτημα III. ■

Από αυτό το θεώρημα γίνεται φανερό ότι κάθε φορά που ο Τυχαίος Περιπατητής επιλέγει τον κόμβο στον οποίο θα μεταβεί κατά το επόμενο άλμα του, από το σύνολο των γειτόνων του κόμβου στον οποίο βρίσκεται, υπάρχουν κόμβοι τους οποίους θα μπορούσε να επιλέξει σε κάποιο από τα εννέα προηγούμενα άλματά του. Στη συνέχεια, θα υπολογισθεί η πιθανότητα ο κόμβος που θα επιλέξει να μην έχει δεχθεί επίσκεψή του στα τελευταία εννέα άλματα. Ας σημειωθεί ότι ο Τυχαίος Περιπατητής έχει επισκεφθεί τουλάχιστον έναν κόμβο από το σύνολο των κόμβων προς επιλογή, συγκεκριμένα είναι ο κόμβος στον οποίον βρισκόταν ένα άλμα πριν.

Η πιθανότητα για έναν κόμβο τον οποίο ο Τυχαίος Περιπατητής είχε επισκεφθεί πριν από  $t$  (όπου  $t < 9$ ) άλματα, να ανήκει στο σύνολο των κόμβων από τους οποίους θα επιλέξει για το επόμενο άλμα του, είναι ανάλογη με τον λόγο της κοινής επικαλυπτόμενης επιφάνειας αυτού του κόμβου με την επιφάνεια της γειτονιάς του κόμβου στον οποίο βρίσκεται τώρα  $\frac{E_t}{\pi r_c^2}$ . Στο Σχήμα Δ'.1 απεικονίζεται αυτή η κοινή επικαλυπτόμενη επιφάνεια. Για την ευκρίνεια του Σχήματος, τα εννέα διαδοχικά σημεία των αλμάτων του Τυχαίου Περιπατητή έχουν τοποθετηθεί σε ευθεία. Όπως φαίνεται, ο κύκλος με ακτίνα  $r_c$  με κέντρο το σημείο εκκίνησης της διαδικασίας Α, και ο κύκλος με ακτίνα  $r_c$  και κέντρο το σημείο Ι στο οποίο βρίσκεται, έχουν κοινή επικαλυπτόμενη επιφάνεια (στο σχήμα με χρώμα γκρι).



**Σχήμα Δ'.1.** Α η θέση του Τυχαίου Περιπατητή κατά την αρχή της διαδικασίας. Τα σημεία  $B, \dots, I$  αναπαριστούν τις θέσεις των διαδοχικών αλμάτων. Στο όγδοο άλμα (θέση  $I$ ) υπάρχει ακόμα κοινή επικαλυπτόμενη επιφάνεια (χρώμα γκρι). Στο επόμενο άλμα οι κύκλοι απλώς θα εφάπτονται.

Έστω  $V$  ο αριθμός των γειτονικών κόμβων που έχουν δεχθεί επίσκεψη από τον

Τυχαίο Περιπατητή στα τελευταία εννέα άλματα.

**Πόρισμα Δ'.1.1** Η τιμή του  $V$  είναι, κατά προσέγγιση, ίση με 2.838.

Απόδειξη. Η απόδειξη βρίσκεται στο Παράρτημα IV. ■

Με δεδομένη τη μέχρι στιγμής ανάλυση γίνεται φανερό ότι οι γείτονες που δεν έχουν δεχθεί επίσκεψη μετά από τα πρώτα εννέα άλματα είναι  $N\pi r_c^2 - 1 - V$ . Αυτό ισχύει επίσης για ένα οποιοδήποτε σημείο εκκίνησης (δηλαδή  $t \geq 0$ ) του Τυχαίου Περιπατητή και όχι υποχρεωτικά για  $t = 0$ . Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που θα παρουσιασθούν παρακάτω ενισχύουν αυτόν τον ισχυρισμό. Κατά τον τρόπο αυτό, η πιθανότητα  $P(r_c)$  για τον Τυχαίο Περιπατητή να επιλέξει έναν κόμβο ο οποίος δεν έχει δεχθεί επίσκεψη κατά τα τελευταία εννέα άλματα δίνεται από την παρακάτω εξίσωση:

$$P(r_c) = \frac{N\pi r_c^2 - 1 - 2V}{N\pi r_c^2 - 1} = \left(1 - \frac{2V}{N\pi r_c^2 - 1}\right). \quad (\Delta'.3)$$

Η Εξίσωση (Δ'.3) θα χρησιμοποιηθεί για τον υπολογισμό του  $C(t)$ . Συγκεκριμένα ο αριθμός των κόμβων του δικτύου που έχει δεχθεί τουλάχιστον μια επίσκεψη του Τυχαίου Περιπατητή μετά από  $t$  άλματα, είναι ίσος με τον αριθμό των κόμβων που έχουν ήδη δεχθεί επίσκεψη μέχρι το προηγούμενο άλμα δηλαδή  $C_{t-1}$  συν την πιθανότητα ο νέος κόμβος που θα επισκεφθεί δεν έχει δεχθεί επίσκεψη πιο πριν. Όπως αποδεικνύεται στο Παράρτημα V η αναλυτική έκφραση του  $C(t)$  δίνεται από την Εξίσωση (Δ'.4).

$$C(t) = P(r_c) + C(t-1) \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right). \quad (\Delta'.4)$$

Το Πόρισμα που ακολουθεί εκφράζει το  $C(t)$  ως μια διακριτή συνάρτηση των χρονικών αλμάτων  $t$  με παραμέτρους την πιθανότητα  $P(r_c)$  και τον αριθμό των κόμβων του δικτύου  $N$ .

**Πόρισμα Δ'.1.2** Η κάλυψη του δικτύου  $C(t)$  δίνεται από την ακόλουθη σχέση:

$$C(t) = N - \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t (N - 1). \quad (\Delta'.5)$$

Η απόδειξη βρίσκεται στο Παράρτημα V.

Από την Εξίσωση (Δ'.5), μπορεί να υπολογισθεί ο λόγος  $R(t)$  του αριθμού των κόμβων του δικτύου που έχει δεχθεί τουλάχιστον μια επίσκεψη του Τυχαίου Περιπατητή με τον συνολικό αριθμό των κόμβων του δικτύου μετά από κάθε άλμα.

$$R(t) = \frac{C(t)}{N} = 1 - \frac{N-1}{N} \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t. \quad (\Delta'.6)$$

Στο Σχήμα Δ'.2 απεικονίζεται η εξέλιξη του  $C(t)$  για  $N = 10^3$  και διάφορες τιμές της  $r_c$ . Για  $r_c = 0.06$ , το δίκτυο είναι οριακά συνεχτικό (ο μέσος αριθμός συνδέσεων ανά κόμβο είναι  $\approx 10$ ), οπότε αυτή η καμπύλη είναι η χαμηλότερη. Αυτό εξηγείται γιατί η  $P(r_c)$  στην Εξίσωση (Δ'.4) είναι κατά πολύ μικρότερη του 1. Σε όλες τις άλλες περιπτώσεις όπου ο μέσος αριθμός συνδέσεων ανά κόμβο είναι αρκετά μεγαλύτερος (100, 500, 1000), ισχύει ότι  $P(r_c) \approx 1$  και οι σχετικές καμπύλες είναι κοντά στα αποτελέσματα που παρουσιάζονται στην [97] από όπου προέρχεται η Εξίσωση (Δ'.7), η οποία αναφέρεται σε ένα πλήρως συνδεδεμένο δίκτυο,

$$C(t) = R(t)N = N \left(1 - e^{-\frac{t}{N}}\right). \quad (\Delta'.7)$$

**Θεώρημα Δ'.2** Η Εξίσωση (Δ'.5) είναι ισοδύναμη με την Εξίσωση (Δ'.7) όταν αναφέρεται σε ένα πλήρως συνδεδεμένο δίκτυο.

*Απόδειξη.* Η απόδειξη του Θεωρήματος Δ'.2 βρίσκεται στο Παράρτημα VI. ■

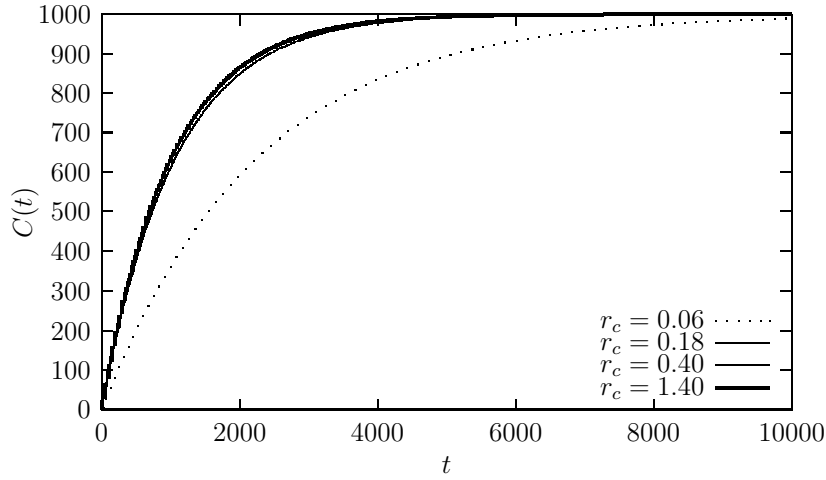
Από την Εξίσωση (Δ'.5) φαίνεται ότι η κάλυψη του δικτύου  $C(t)$  εξελίσσεται σχεδόν ανεξάρτητα από την πυκνότητα των συνδέσεων του δικτύου. Μόνο σε οριακά αραιά δίκτυα παρατηρείται μια χρονική υστέρηση η οποία επίσης προβλέπεται από την Εξίσωση (Δ'.5).

Η ανάλυση που παρουσιάστηκε σ' αυτή την ενότητα κατέληξε στις Εξισώσεις (Δ'.5) και (Δ'.6) οι οποίες δείχνουν την εξέλιξη της κάλυψης του δικτύου από έναν Τυχαίο Περιπατητή σε σχέση με τον χρόνο.

## Δ'.2 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων

Σ' αυτή την ενότητα, παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που πραγματοποιήθηκαν, με στόχο τον έλεγχο των αποτελεσμάτων της ανάλυσης και την επιβεβαίωση των προτεινόμενων μοντέλων. Για τη δημιουργία των προσομοιώσεων δημιουργήθηκε και χρησιμοποιήθηκε ένα σχετικό πρόγραμμα όπως περιγράφεται στο Παράρτημα VIII. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δίκτυα με το μοντέλο RGG με  $10^3$  και  $10^4$  κόμβους. Το πεδίο επιλέχθηκε να είναι  $2d$ -torus με στόχο όλοι οι κόμβοι από άποψη





**Σχήμα Δ'.2.** Κάλυψη  $C(t)$  ενός δικτύου με  $N = 10^3$  κόμβους με έναν Τυχαίο Περιπατητή μετά από  $t$  άλματα. Η διακεκομμένη γραμμή αντιστοιχεί στην Εξίσωση (Δ'.5) με  $r_c = 0.06$  και οι συνεχόμενες γραμμές αντιστοιχούν σε  $r_c = 0.18, 0.40, 1.40$ .

θέσης να είναι ισοδύναμοι, όπως προτείνεται και στη βιβλιογραφία [94]. Τα δίκτυα που δημιουργήθηκαν ήταν από οριακά συνεχτικά μέχρι πλήρως συνδεδεμένα.

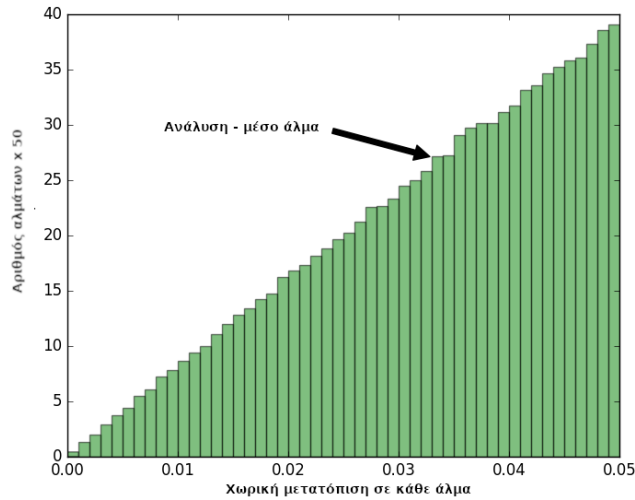
Αρχικά εξετάστηκε η μέση χωρική απομάκρυνση του Τυχαίου Περιπατητή  $\langle r \rangle$  σε κάθε άλμα. Εξετάστηκε δηλαδή αν περιγράφεται η  $\langle r \rangle$  του Τυχαίου Περιπατητή σε κάθε άλμα ικανοποιητικά από την παρακάτω εξίσωση.

$$\langle r \rangle = \frac{2R}{3}. \quad (\Delta'.8)$$

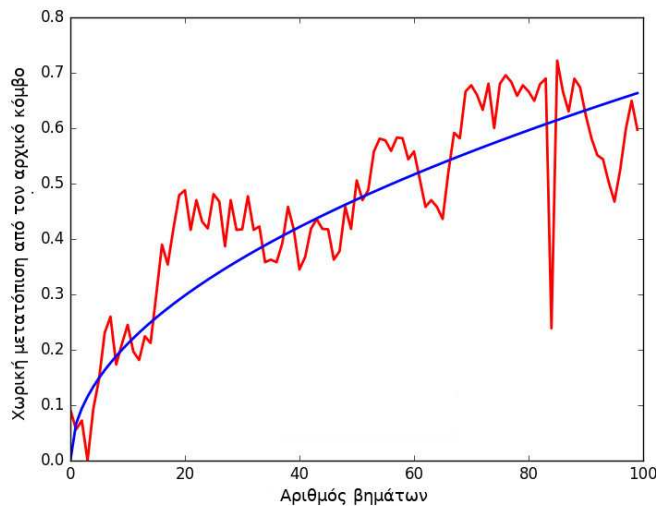
Τα αποτελέσματα της προσομοίωσης ενός Τυχαίου Περιπατητή σε δίκτυο  $10^4$  κόμβων με  $r_c = 0.05$  με την καταγραφή της  $\langle r \rangle$  σε καθένα από  $10^5$  άλματα, είναι σε συμφωνία με την Εξίσωση (Δ'.8), όπως φαίνεται στο Σχήμα Δ'.3 για δίκτυο με  $10^4$  κόμβους και  $r_c = 0.05$ . Συγκεκριμένα τόσο η ανάλυση όσο και οι προσομοιώσεις δίνουν μέση χωρική απομάκρυνση του Τυχαίου Περιπατητή σε κάθε άλμα  $\langle r \rangle = 0.033$ .

Κατόπιν εξετάστηκε η Εξίσωση (Δ'.1) σε δίκτυο με  $10^3$  κόμβους και  $r_c = 0.1$ . Σ' αυτό το δίκτυο ένας Τυχαίος Περιπατητής πραγματοποίησε 100 άλματα και σε κάθε άλμα υπολογίστηκε η χωρική μετατόπιση από τον αρχικό κόμβο. Τα αποτελέσματα φαίνονται στο Σχήμα Δ'.4 μαζί με την αναλυτική πρόβλεψη από την Εξίσωση (Δ'.1).

Στη συνέχεια επιχειρήθηκε η επιβεβαίωση της Εξίσωσης (Δ'.3) με πολλαπλές προσομοιώσεις. Συγκεκριμένα μετρήθηκε ο αριθμός των γειτόνων κάθε κόμβου που δέ-



**Σχήμα Δ'.3.** Τυχαίος Περιπατητής που διενεργεί  $10^5$  άλματα σε δίκτυο ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, σύμφωνα με το μοντέλο RGG, με  $10^4$  κόμβους και  $r_c = 0.05$ .

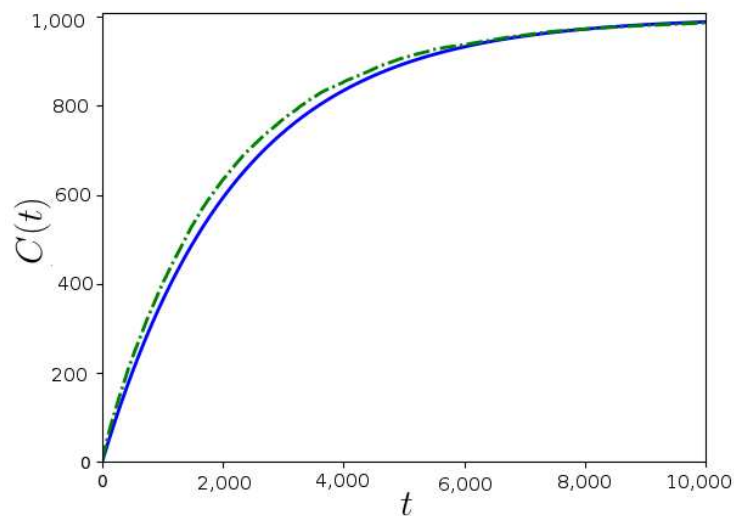


**Σχήμα Δ'.4.** Χωρική μετατόπιση Τυχαίου Περιπατητή από τον αρχικό κόμβο σε δίκτυο ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, σύμφωνα με το μοντέλο RGG, με  $10^3$  κόμβους και  $r_c = 0.1$ . Η ομαλή καμπύλη προέρχεται από την Εξίσωση (Δ'.1) και η ακανόνιστη από τα αποτελέσματα της προσομοίωσης.

χθήκε επίσκεψη του Τυχαίου Περιπατητή οι οποίοι είχαν δεχθεί επίσκεψή του σε κάποιο από τα προηγούμενα εννέα άλματα. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δέκα δίκτυα με  $10^4$  κόμβους με τον Τυχαίο Περιπατητή να διενεργεί  $10^5$  άλματα στο κάθε ένα από αυτά. Τα αποτελέσματα επιβεβαίωσαν τις αναλυτικές προβλέψεις παρ' όλη τη στοχαστική φύση του φαινομένου. Συγκεκριμένα, η αναλυτική πρόβλεψη ήταν 2.838 και το μέσο αποτέλεσμα των προσομοιώσεων ήταν 3.264 με απόκλιση 1.718.

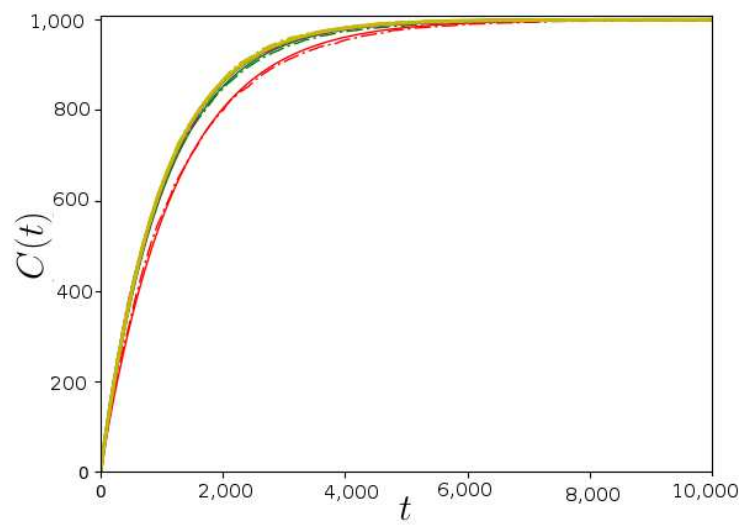
Για τον έλεγχο της εξέλιξης της κάλυψης του δικτύου από Τυχαίο Περιπατητή που προβλέπει η ανάλυση έγιναν προσομοιώσεις 100 δικτύων με  $r_c = 0.06, 0.10, 0.20, 0.50, 1.00$  και μέσο αριθμό γειτόνων 12, 35, 158, 834, 997 αντίστοιχα, των οποίων τα αποτελέσματα φαίνονται στο Σχήμα Δ'.5 για  $r_c = 0.06$  και στο Σχήμα Δ'.6 για τα υπόλοιπα. Από το Σχήμα Δ'.6 φαίνεται ότι η κάλυψη του δικτύου είναι ανεξάρτητη από την πυκνότητα των συνδέσεων του.

Από τα παραπάνω αποτελέσματα και τις σχετικές απεικονίσεις τους γίνεται φανερό ότι οι υποθέσεις που υιοθετήθηκαν στην ανάλυση επαληθεύονται.



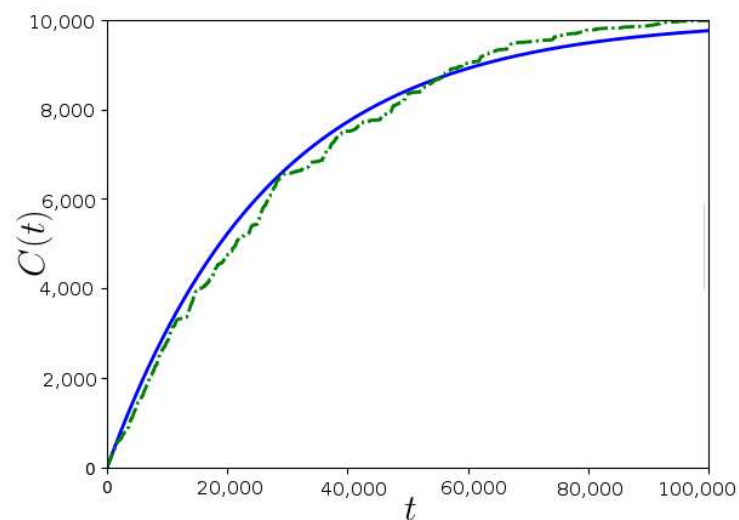
**Σχήμα Δ'.5.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη του δικτύου από Τυχαίο Περιπατητή για 100 αραιά δίκτυα σύμφωνα με το μοντέλο RGG, ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, με  $N = 10^3$ ,  $r_c = 0.06$  και μέσο αριθμό γειτόνων δώδεκα (διακεκομμένη γραμμή) και αναλυτική πρόβλεψη για τα ίδια δίκτυα (πλήρης γραμμή).

Τέλος, για να ελεγχθούν τα αποτελέσματα της προτεινόμενης ανάλυσης και σε ακραίες συνθήκες, διενεργήθηκαν προσομοιώσεις και σε δίκτυο αναπτυγμένο με το

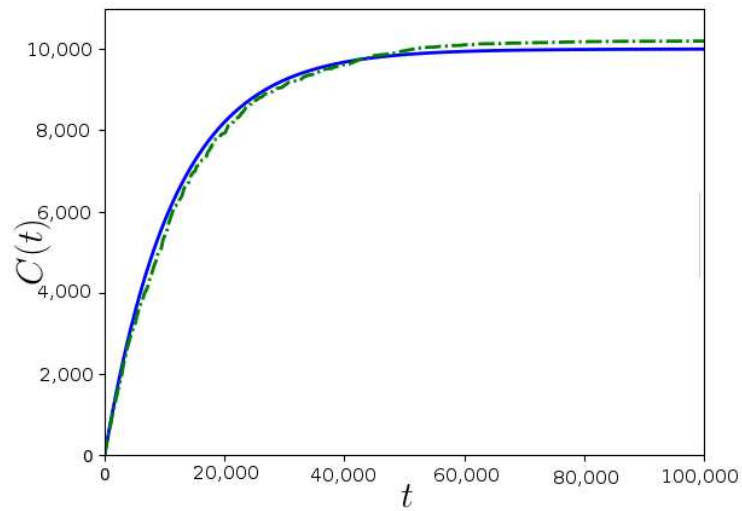


**Σχήμα Δ'.6.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη του δικτύου από Τυχαίο Περιπατητή σε δίκτυα σύμφωνα με το μοντέλο RGG, ανεπτυγμένο σε πεδίο 2d-torus, με  $N = 10^3$  κόμβους, και  $r_c = 0.100, 0.200, 0.500, 1.000$  με μέσο αριθμό γειτόνων 35, 158, 834, 997 αντίστοιχα. Οι πλήρεις γραμμές αντιστοιχούν στις αναλυτικές προβλέψεις και οι διακεκομμένες στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων.

μοντέλο GGG το οποίο παρουσιάστηκε στην Ενότητα Γ'.2.3. Όλα τα δίκτυα που δημιουργήθηκαν είναι συνδεδεμένα και αποτελούνται από  $10^4$  κόμβους με διάφορες ακτίνες εκπομπής. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων παρουσιάζονται στο Σχήμα Δ'.7 και στο Σχήμα Δ'.8. Όπως μπορεί να παρατηρηθεί, ακόμα και σ' αυτές τις συνθήκες, όπου η τυχαιότητα στα δίκτυα έχει καταργηθεί, τα αποτελέσματα υποστηρίζουν πλήρως το αναλυτικό μοντέλο που έχει προταθεί. Παρόλο που αυτό το μοντέλο στηρίζεται σε έναν μηχανισμό Τυχαίου Περιπατητή που δρα σε τυχαία δημιουργημένους γράφους, τα αποτελέσματα που φαίνονται στα Σχήματα Δ'.7 και Δ'.8 δείχνουν ότι μπορεί να χρησιμοποιηθεί και σε ντετερμινιστικές παραλλαγές μοντέλων δικτύων.



**Σχήμα Δ'.7.** Αποτελέσματα σε δίκτυα γεωμετρικού πλέγματος με  $N = 10^4$  κόμβους,  $r_c = 0.011$ , με μέσο αριθμό γειτόνων τέσσερις. Η συνεχής γραμμή αναφέρεται στα αναλυτικά αποτελέσματα και η διακεκομμένη στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Απεικονίζεται η κάλυψη των δικτύων σε σχέση με τον αριθμό των αλμάτων ενός Τυχαίου Περιπατητή.



**Σχήμα Δ'.8.** Αποτελέσματα σε δίκτυα γεωμετρικού πλέγματος με  $N = 10^4$  κόμβους,  $r_c = 0.033$ , με μέσο αριθμό γειτόνων 34. Η συνεχής γραμμή αναφέρεται στα αναλυτικά αποτελέσματα και η διακεκομμένη στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Απεικονίζεται η κάλυψη των δικτύων σε σχέση με τον αριθμό των αλμάτων ενός Τυχαίου Περιπατητή.

### Δ'.3 Συμπεράσματα

Ο μηχανισμός του Τυχαίου Περιπατητή χρησιμοποιείται για τη διάχυση της πληροφορίας με στόχο να εκμεταλλευτεί το πλεονέκτημα που έχει εξαιτίας της στοχαστικής του φύσης σε νέα περιβάλλοντα δικτύων όπως αυτά που στηρίζονται στη συλλογή ενέργειας από το περιβάλλον (energy harvesting) [104], [224], [37], [225]. Σ' αυτά τα περιβάλλοντα, προσεγγίσεις όπως η πλημμυρίδα δεν είναι αποδοτικές, γιατί κάποιοι κόμβοι μπορεί να μην βρίσκονται σε λειτουργία κάποιες χρονικές στιγμές λόγω έλλειψης ενέργειας, που έχει ως αποτέλεσμα προσωρινά μη συνδεδεμένα δίκτυα. Σε τέτοια συστήματα με στοχαστική συμπεριφορά, η χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή για τη διάχυση της πληροφορίας μπορεί να είναι πολύ χρήσιμη, καθώς μειώνει τον αριθμό των μηνυμάτων που απαιτούνται για την κάλυψη του δικτύου. Υπάρχει βέβαια και το μειονέκτημα του αυξημένου χρόνου που απαιτείται για την κάλυψη του δικτύου.

Στο κεφάλαιο αυτό παρουσιάστηκε ένα αναλυτικό εργαλείο το οποίο επιτρέπει τη μελέτη της κάλυψης του δικτύου σε σχέση με το χρόνο. Η μελέτη που παρουσιάστη-

κε επικεντρώνεται στη μελέτη της κάλυψης του δικτύου από έναν Τυχαίο Περιπατητή μέσα από μια νέα και πρωτότυπη προοπτική. Καθώς ο Τυχαίος Περιπατητής δρα σε ένα δεδομένο δίκτυο αναπόφευκτα επανεπισκέπτεται κάποιους κόμβους του δικτύου λόγω της στοχαστικής φύσης της κίνησής του. Αυτό το γεγονός του επιτρέπει να ξεπεράσει το πρόβλημα της μη διαθεσιμότητας ορισμένων κόμβων για κάποια χρονικά διαστήματα εξαιτίας της έλλειψης ενέργειας. Ο Τυχαίος Περιπατητής διαλέγει με πιθανοτική διαδικασία τον επόμενο γειτονικό κόμβο που θα επισκεφθεί, χωρίς να υπολογίζει οποιαδήποτε προηγούμενη επίσκεψη.

Συνοψίζοντας, η συμβολή της έρευνας που παρουσιάστηκε στο παρόν Κεφάλαιο έγκειται στην παρουσίαση μιας νέας αναλυτικής προσέγγισης για την κάλυψη του δικτύου σε σχέση με τον αριθμό των αλμάτων ενός Τυχαίου Περιπατητή. Σ' αυτή την κατεύθυνση υπολογίστηκε η πιθανότητα ένας Τυχαίος Περιπατητής να προσεγγίσει έναν κόμβο για πρώτη φορά, σε κάθε άλμα. Στη συνέχεια, αυτή η πιθανότητα χρησιμοποιήθηκε για την εύρεση του αριθμού των κόμβων που έχουν δεχθεί επίσκεψη του, ο οποίος εξαρτάται από τον αριθμό των αλμάτων που έχουν πραγματοποιηθεί. Παρουσιάζονται επίσης, αναλυτικά αποτελέσματα της επιφάνειας γειτνίασης σε ένα γεωμετρικό τυχαίο γράφο, καθώς επίσης και μερικές σχέσεις αναφορικά με τη μέση χωρική μετατόπιση του Τυχαίου Περιπατητή.

Η ανάλυση κατάληξε στο συμπέρασμα ότι η κάλυψη του δικτύου είναι ανεξάρτητη από την πυκνότητα των συνδέσεων του δικτύου (σημαντική χρονική καθυστέρηση παρατηρείται μόνο σε οριακά αραιές τοπολογίες). Τα αναλυτικά αποτελέσματα που παρουσιάστηκαν συγκρίθηκαν με τη χρήση των αποτελεσμάτων εκτεταμένων προσομοιώσεων με στόχο την επαλήθευσή τους. Όπως φάνηκε από τα παραδείγματα και τα σχήματα, τα αναλυτικά αποτελέσματα που παρουσιάστηκαν συμφωνούν με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων, ακόμα και στις τοπολογίες πλέγματος. Τέλος, αυτή η έρευνα εγείρει νέες ερευνητικές ατραπούς πάνω στους Τυχαίους Περιπατητές σε γεωμετρικούς γράφους, κάτω από διαφορετικές προϋποθέσεις και τρόπους λειτουργίας.

## Κεφάλαιο Ε΄

# Διάχυση Πληροφορίας με Πολλαπλούς Τυχαίους Περιπατητές

**Σ**΄ ΑΥΤΟ το Κεφάλαιο μελετάται η διάχυση της πληροφορίας σε ένα Ασύρματο Δίκτυο Αισθητήρων με τη χρήση πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών. Η αιτία για τη χρήση περισσότερων του ενός Τυχαίων Περιπατητών είναι η συντόμευση του απαιτούμενου χρόνου για την κάλυψη του δικτύου. Η χρήση περισσότερων του ενός Τυχαίων Περιπατητών οδηγεί, όπως θα δειχθεί στη συνέχεια, σε αναλογικά μικρότερο χρόνο κάλυψης του δικτύου.

Θεωρώντας ότι όλες οι χρησιμοποιούμενες τοπολογίες δικτύων είναι συνδεδεμένες,  $m$  Τυχαίοι Περιπατητές εκκινούν κατά το χρονικό άλμα  $t = 0$  από έναν τυχαία επιλεγμένο κόμβο με στόχο την κάλυψη του δικτύου. Σ΄ αυτή τη διατριβή, ο όρος *χρονικό άλμα* αντιστοιχεί στον χρόνο που απαιτείται από έναν Τυχαίο Περιπατητή για να πραγματοποιήσει ένα άλμα (πολλαπλοί Τυχαίοι Περιπατητές κινούνται ταυτόχρονα κατά το ίδιο χρονικό άλμα). Έστω  $C_m(t)$  μία στοχαστική μεταβλητή που αντιπροσωπεύει τον αριθμό των κόμβων του δικτύου που έχουν δεχθεί την επίσκεψη ενός τουλάχιστον Τυχαίου Περιπατητή μετά από  $t$  χρονικά άλματα. Κάθε Τυχαίος Περιπατητής ανεξάρτητα και τυχαία επιλέγει έναν γειτονικό κόμβο για να μετακινηθεί κατά το επόμενο χρονικό άλμα.

Θεωρώντας ότι μόνο ένας Τυχαίος Περιπατητής δρα στο δίκτυο (δηλαδή  $C_1(t)$  κόμβοι έχουν καλυφθεί μέχρι το χρονικό άλμα  $t$ ), αναδύεται το ερώτημα σχετικά με τη σχέση ανάμεσα στο  $C_1(t)$  και το  $C_m(t)$ . Χρησιμοποιώντας τη σημαντική εργασία των Alon et al. [125] όπου υποστηρίζεται ότι μια γραμμική επιτάχυνση είναι πιθανή



στις περισσότερες περιπτώσεις όσο ο αριθμός  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών δεν είναι σημαντικά μεγάλος (σε λογαριθμική κλίμακα), θεωρείται στη συνέχεια ότι  $m$  Τυχαίοι Περιπατητές αυξάνουν  $m$  φορές τον αριθμό των κόμβων που έχουν καλυφθεί,

$$C_m(t) = C_1(mt). \quad (\text{Ε'.1})$$

Αυτή η παραδοχή ελέγχεται στη συνέχεια με τη χρήση προσομοιώσεων.

## Ε'.1 Μοντελοποίηση και Ανάλυση

Κατά τη μελέτη της συμπεριφοράς πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών σε συνδεδεμένες τοπολογίες, είναι απαραίτητο να ληφθούν υπόψη οι ιδιαιτερότητες της κάθε τοπολογίας. Για το μοντέλο SRGG γίνεται η παραδοχή ότι κάθε φορά που ένας Τυχαίος Περιπατητής μετακινείται από έναν οποιοδήποτε κόμβο του δικτύου σε έναν γειτονικό του, αυτό αντιστοιχεί σε χωρική μετακίνηση μέσα σε μία περιοχή ακτίνας  $r_c$ . Παρόλο που αυτή η παραδοχή μπορεί να μην ισχύει πάντα, ισχύει για τον μέσο όρο μεγάλου αριθμού μετακινήσεων (μερικά ζεύγη κόμβων που βρίσκονται σε μεγαλύτερη ακτίνα έχουν σύνδεση και μερικά που βρίσκονται σε μικρότερη δεν έχουν, όπως έχει ήδη αναφερθεί στη περιγραφή του μοντέλου SRGG στην Ενότητα Γ'.2.2). Με αυτή την παραδοχή η γειτονική περιοχή ενός Τυχαίου Περιπατητή μπορεί να θεωρηθεί ότι είναι κύκλος με ακτίνα  $r_c$  και όπως έχει δειχθεί στην Ενότητα Δ'.1 η μέση χωρική απομάκρυνση  $d_t$  μετά από  $t$  άλματα από την αρχική του θέση δίνεται από τη σχέση  $d_t = \frac{2r_c}{3}\sqrt{t}$ . Από αυτή τη σχέση προκύπτει ότι όταν  $t \leq 9$ , τότε  $d_t < 2r_c$ . Αυτό σημαίνει ότι μετά από εννέα άλματα ( $t > 9$ ) η μέση χωρική απομάκρυνση ενός Τυχαίου Περιπατητή θα είναι μεγαλύτερη από  $2r_c$ , οπότε θα βρισκείται σε μια νέα περιοχή η οποία δεν θα επικαλύπτεται με αυτήν στην οποία βρισκονταν εννέα άλματα πριν.

Για να υπολογισθεί η πιθανότητα ένας Τυχαίος Περιπατητής να επισκεφθεί στο επόμενο άλμα του έναν κόμβο που δεν έχει δεχθεί επίσκεψη, είναι χρήσιμο να υπολογισθεί η πιθανότητα  $P(r_c)$  ενός Τυχαίου Περιπατητή να επιλέξει έναν κόμβο που δεν έχει επισκεφθεί κατά τα τελευταία εννέα άλματα, η οποία έχει δειχθεί ότι είναι  $P(r_c) = \left(1 - \frac{5.676}{N\pi r_c^2 - 1}\right)$  (Δ'.3). Με δεδομένο ότι η κάλυψη  $C_m(t)$  είναι ίση με  $C_m(t-1)$  συν τον αριθμό των κόμβων που καλύφθηκαν από τους  $m$  Τυχαίους Περιπατητές κατά το χρονικό άλμα  $t$ ,

$$\begin{aligned}
 C_m(t) &= C_m(t-1) + mP(r_c) \left(1 - \frac{C_m(t-1)}{N}\right) \\
 &= C_m(t-1) + mP(r_c) - \frac{mP(r_c)C_m(t-1)}{N} \\
 &= mP_{r_c} + C_m(t-1) \left(1 - \frac{mP_{r_c}}{N}\right). \tag{E'.2}
 \end{aligned}$$

Μ' αυτόν τον τρόπο, προκύπτει η ακόλουθη αναδρομική έκφραση της κάλυψης  $C_m(t)$ ,

$$C_m(t) = mP(r_c) + C_m(t-1) \left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right). \tag{E'.3}$$

Όπως έχει ήδη αναφερθεί, αυτή η αναδρομική σχέση έχει προκύψει κάτω από συγκεκριμένες παραδοχές οι οποίες όπως θα δειχθεί στη συνέχεια μέσω των προσομοιώσεων που πραγματοποιήθηκαν, καλύπτουν ικανοποιητικά την κάλυψη του δικτύου  $C_m(t)$ .

Το επόμενο βήμα είναι η μετατροπή αυτής της αναδρομικής σχέσης σε πιο πρακτική μορφή. Η λύση της απλής εξίσωσης διαφορών πρώτου βαθμού  $y_{\kappa+1} = ay_{\kappa} + b$  για  $a \neq 1$ , που είναι  $y_{\kappa} = a^{\kappa}y_0 + b \left(\frac{a^{\kappa}-1}{a-1}\right)$ , χρησιμοποιείται στη συνέχεια. Κατά τον τρόπο αυτό, για την περίπτωση της Εξίσωσης (E'.3), όπου  $a = 1 - \frac{mP(r_c)}{N}$  και  $b = mP(r_c)$ ,

$$\begin{aligned}
 C_m(t) &= \left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right)^t + mP(r_c) \left(\frac{\left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right)^t - 1}{1 - \frac{m}{N}P(r_c) - 1}\right) \\
 &= \left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right)^t + N \left(1 - \left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right)^t\right) \\
 &= N - (N-1) \left(1 - \frac{mP(r_c)}{N}\right)^t. \tag{E'.4}
 \end{aligned}$$

Τέλος, η κάλυψη του δικτύου  $C_m(t)$  δίνεται από τη σχέση,

$$C_m(t) = N - (N-1) \left(1 - \frac{m}{N}P(r_c)\right)^t. \tag{E'.5}$$

Η Εξίσωση (E'.5) είναι η κύρια σχέση αναφορικά με την κάλυψη του δικτύου που χρησιμοποιείται στη συνέχεια και έχει ελεγχθεί εξαντλητικά μέσω προσομοιώσεων που παρουσιάζονται στις επόμενες Ενότητες.

## E'.2 Ισοδυναμία Μοντέλων

Η Εξίσωση (E'.5) υπολογίζει την κάλυψη του δικτύου που επιτυγχάνεται με τη χρήση πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών σε συνδεδεμένες τοπολογίες δικτύων. Η περίπτωση

πλήρως συνδεδεμένων δικτύων έχει μελετηθεί στην [139] για μεγάλο αριθμό κόμβων του δικτύου  $N$  και έχει δειχθεί ότι  $C_m(t) = N(1 - e^{-\frac{m}{N}t})$ . Στη συνέχεια εξετάζεται η σχέση μεταξύ των δύο μοντέλων.

Συγκεκριμένα, θα δειχθεί ότι η κάλυψη του δικτύου που δίνεται σύμφωνα με το προτεινόμενο μοντέλο αυτής της διατριβής από τη Εξίσωση (Ε'.5), καταλήγει στο μοντέλο που παρουσιάστηκε στην [139] για πλήρως συνδεδεμένα δίκτυα. Να σημειωθεί ότι όταν η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  είναι τόσο μεγάλη ώστε το δίκτυο να είναι πλήρως συνδεδεμένο, τότε ο αριθμός των άμεσων γειτόνων για κάθε κόμβο του δικτύου είναι  $\approx N$ . Κατά τον τρόπο αυτό, υποθέτοντας ότι ο αριθμός των κόμβων του δικτύου  $N$  είναι μεγάλος, τότε  $N \approx N - 1$  και  $P(r_c) \approx 1$ . Με αυτές τις παραδοχές η Εξίσωση (Ε'.5) μετατρέπεται ως εξής:

$$C_m(t) \approx N \left( 1 - \left( 1 - \frac{m}{N} \right)^t \right). \quad (\text{Ε'.6})$$

Οπότε, αρκεί να δειχθεί ότι για μεγάλες τιμές του  $N$ ,  $\left( 1 - \frac{m}{N} \right)^t = e^{-\frac{m}{N}t}$ , ή,  $\ln \left( 1 - \frac{m}{N} \right)^t = \ln \left( e^{-\frac{m}{N}t} \right)$ , ή,  $t \ln \left( 1 - \frac{m}{N} \right) = -\frac{m}{N}t$ , ή,  $\ln \left( 1 - \frac{m}{N} \right) = -\frac{m}{N}$ , ή,  $\frac{\ln \left( 1 - \frac{m}{N} \right)}{\frac{m}{N}} = -1$ . Για λόγους απλούστευσης, έστω  $x = \frac{m}{N}$ . Προφανώς, καθώς το  $N$  λαμβάνει μεγάλες τιμές, το  $x$  τείνει στο μηδέν. Οπότε, αρκεί να δειχθεί ότι  $\lim_{x \rightarrow 0} \frac{\ln(1-x)}{x} = -1$ . Η απόδειξη της τελευταίας σχέσης είναι τετριμμένη χρησιμοποιώντας τον κανόνα του L'Hôpital,  $\lim_{x \rightarrow 0} \frac{\ln(1-x)}{x} = \lim_{x \rightarrow 0} \frac{\ln(1-x)'}{x'} = \lim_{x \rightarrow 0} -\frac{1}{1-x} = -1$ . Οπότε, το μοντέλο που παρουσιάστηκε σ' αυτή τη διατριβή και αυτό της [139] για πλήρως συνδεδεμένη τοπολογία δικτύου είναι ισοδύναμα παρόλο που έχουν προκύψει κάτω από διαφορετικές παραδοχές.

### Ε'.3 Περιορισμοί Χρόνου και Ποσοστού Κάλυψης

Από άποψη υλοποίησης, έχει μεγάλη πρακτική σημασία να υπάρχει η δυνατότητα υπολογισμού του ελάχιστου αριθμού Τυχαίων Περιπατητών  $m$  που θα δράσουν στο δίκτυο, όταν υπάρχουν συγκεκριμένοι περιορισμοί στον απαιτούμενο χρόνο και στο ποσοστό κάλυψης του δικτύου. Από την Εξίσωση (Ε'.5), είναι δυνατόν να υπολογισθεί ο ελάχιστος αριθμός Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για να καλυφθεί ποσοστό των κόμβων του δικτύου  $k$  σε χρόνο  $T$  (όπου ο χρόνος  $T$  μετράται σε αριθμό αλμάτων).

Αντικαθιστώντας το  $C_m(T) = kN$  στην Εξίσωση (Ε'.5) προκύπτει:

$$m = N \frac{1 - (1 - k)^{\frac{1}{T}}}{P(r_c)}, \quad (\text{Ε'.7})$$

με την παραδοχή ότι  $N \approx N - 1$ . Είναι ενδιαφέρουσα η παρατήρηση από την Εξίσωση (Ε'.7) ότι όσο το ποσοστό κάλυψης του δικτύου  $k$  αυξάνεται, ο ελάχιστος αριθμός των απαιτούμενων Τυχαίων Περιπατητών  $m$  αυξάνεται επίσης. Ακόμα, όσο ο χρόνος  $m$  αυξάνεται, ο αριθμός  $m$  μειώνεται και για  $T \rightarrow +\infty$  (χωρίς δηλαδή κανένα χρονικό περιορισμό), τότε  $m \rightarrow 0$ . Η Εξίσωση (Ε'.7) βοηθά στην κατανόηση της εσωτερικής δυναμικής του εξεταζόμενου περιβάλλοντος δικτύου και ικανοποιεί συγκεκριμένους περιορισμούς. Είναι αλήθεια ότι όσο είναι μεγαλύτερος ο αριθμός των δρώντων Τυχαίων Περιπατητών για δεδομένο χρονικό διάστημα, τόσο μεγαλύτερος είναι ο αριθμός των κόμβων του δικτύου που έχουν καλυφθεί. Όμως, ο αριθμός των δρώντων Τυχαίων Περιπατητών σε ένα δίκτυο δεν μπορεί να είναι ιδιαίτερα μεγάλος, γιατί διαφορετικά μεγάλο μέρος των πόρων του δικτύου θα χρησιμοποιούνται από τους Τυχαίους Περιπατητές αντί για την αποστολή δεδομένων και ένας μεγάλος αριθμός από κόμβους που ήδη έχουν καλυφθεί θα δέχεται επανεπισκέψεις.

## Ε'.4 Ανάλυση της Κάλυψης Τυχαίων Περιπατητών Εφοδιασμένων με Μηχανισμό Αντιγραφής

Ο σκοπός της εισαγωγής *Μηχανισμών Αντιγραφής* ή *Replication Mechanisms* των Τυχαίων Περιπατητών είναι η μείωση του αριθμού των αλμάτων, γιατί όταν πολλοί Τυχαίοι Περιπατητές εκκινούν από το ίδιο σημείο την ίδια χρονική στιγμή, επανεπισκέπτονται τους ίδιους κόμβους μέχρι να μετακινηθούν σε κόμβους που δεν έχουν ήδη καλυφθεί [97], [226]. Σύμφωνα με τον προτεινόμενο *Μηχανισμό Αντιγραφής* κάθε Τυχαίος Περιπατητής αντιγράφεται μετά από  $q$  άλματα ξεκινώντας από  $m_0$  Τυχαίους Περιπατητές μέχρι  $m$ . Εάν η παράμετρος  $q$  είναι μικρή, τότε οι Τυχαίοι Περιπατητές αντιγράφονται γρήγορα, ενώ μεγάλες τιμές της  $q$  επιτρέπουν στους Τυχαίους Περιπατητές να απομακρυνθούν πριν δημιουργήσουν αντίγραφα. Να σημειωθεί ότι κάθε φορά που λαμβάνει χώρα η αντιγραφή (μετά από  $q$  άλματα), ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών διπλασιάζεται. Με δεδομένο ότι ο συνολικός αριθμός δεν πρέπει να υπερβεί

το  $m$  και ότι  $m_0$  είναι ο αρχικός αριθμός των αρχικών Τυχαίων Περιπατητών, κατά την  $j^{\text{th}}$  αντιγραφή θα υπάρχουν  $m_0 2^j$  Τυχαίοι Περιπατητές στο δίκτυο. Για λόγους απλότητας, στη συνέχεια θεωρείται ότι  $\frac{m}{m_0}$  είναι ακέραια δύναμη του δύο. Ας σημειωθεί ότι  $m_0 2^j < m$ , ή  $j < \log_2 \frac{m}{m_0}$  και  $j = \lfloor t/q \rfloor$ . Από τα προηγούμενα βγαίνει το συμπέρασμα ότι η διαδικασία της αντιγραφής σταματά όταν  $t = q \log_2 \frac{m}{m_0}$  ή όταν ο συνολικός αριθμός των αντιγραφών γίνει  $\log_2 \frac{m}{m_0}$  ( $j = [0 \dots \log_2 \frac{m}{m_0}]$ ). Η ειδική περίπτωση  $j = 0$  ( $t \in [0 \dots q - 1]$ ) αντιστοιχεί στη μη λειτουργία του μηχανισμού αντιγραφής, δηλαδή στο δίκτυο δρουν μόνο οι αρχικοί  $m_0$  Τυχαίοι Περιπατητές.

Για την ανάλυση της κάλυψης του δικτύου πρέπει πρώτα να βρεθεί ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν στο δίκτυο κατά τη χρονική στιγμή  $t$ . Όταν  $t > \log_2 \frac{m}{m_0} q$ , δεν πρόκειται να πραγματοποιηθεί καμία άλλη αντιγραφή και κατ' αυτόν τον τρόπο ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών είναι ίσος με  $m$  ( $m = 2^{\log_2 \frac{m}{m_0}} m_0$  γιατί  $m/m_0$  είναι ακέραιη δύναμη του 2). Όταν  $t \leq \log_2 \frac{m}{m_0} q$ , ο αριθμός των αντιγραφών που έχουν πραγματοποιηθεί είναι  $j = \lfloor t/q \rfloor$  οπότε ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών στο δίκτυο είναι  $2^j m_0$ . Να σημειωθεί ότι αυτό ισχύει ακόμα και στην περίπτωση όπου δεν έχει πραγματοποιηθεί καμία αντιγραφή στο διάστημα  $t \in [0 \dots q - 1]$  δηλαδή  $j = 0$  και ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών στο δίκτυο είναι  $2^0 m_0 = m_0$ . Στη συνέχεια με  $C_{m,m_0}(t)$  συμβολίζεται η κάλυψη του δικτύου με χρήση του *Μηχανισμού Αντιγραφής*. Για τη χρονική περίοδο πριν την πρώτη αντιγραφή ( $t \in [0 \dots q - 1]$ ,  $j = 0$  και  $2^0 m_0$  Τυχαίοι Περιπατητές στο δίκτυο), είναι προφανές ότι η κάλυψη των  $m_0$  Τυχαίων Περιπατητών θα δίνεται από την Εξίσωση (Ε'.5), ή  $C_{m,m_0}(t) = C_m(t)$ . Για τη χρονική περίοδο μεταξύ της πρώτης και της δεύτερης αντιγραφής ( $t \in [1 \dots 2q - 1]$ ,  $j = 1$  και υπάρχουν  $2^1 m_0$  Τυχαίοι Περιπατητές στο δίκτυο), οι υπάρχοντες  $2m_0$  Τυχαίοι Περιπατητές θα καλύπτουν το δίκτυο σύμφωνα με την Εξίσωση (Ε'.5), αλλά για τη χρονική περίοδο μέχρι  $t = q - 1$ , ο αριθμός των κόμβων που έχουν καλυφθεί δεν είναι  $C_{2m_0}(q - 1)$  αλλά  $C_{m,m_0}(q - 1)$ . Στη συνέχεια με  $\Delta_t^{(j)}$  θα συμβολίζεται η χρονική περίοδος για την αντιγραφή  $j$ , ούτως ώστε  $C_{2^j m_0}(jq - 1 - \Delta_t^{(j)}) = C_{2^{j-1} m_0}(jq - 1)$ , για  $j = 1 \dots \log_2 \frac{m}{m_0}$ . Για την περίπτωση όπου  $j = 0$ , υποτίθεται ότι  $\Delta_t^{(0)} = 0$ . Για την περίπτωση όπου  $j = 1$ , είναι δυνατόν να υπολογισθεί το  $\Delta_t^{(1)}$ , γιατί  $C_{2m_0}(q - 1 - \Delta_t^{(1)}) = C_{m,m_0}(q - 1)$ . Επειδή, για  $t \in [0 \dots q - 1]$ , τότε  $C_{m,m_0}(q - 1) = C_{m_0}(q - 1)$ . Οπότε,  $C_{2m_0}(q - 1 - \Delta_t^{(1)}) = C_{m_0}(q - 1)$ . Με δεδομένη την Εξίσωση (Ε'.5),  $N - (N - 1) \left(1 - \frac{2m_0}{N} P(r_c)\right)^{q-1-\Delta_t^{(1)}} = N - (N - 1) \left(1 - \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)^{q-1}$ , ή  $(q - 1 -$

$$\Delta_t^{(1)} \log \left( 1 - \frac{2m_0}{N} P(r_c) \right) = (q-1) \log \left( 1 - \frac{m_0}{N} P(r_c) \right), \text{ ή } \Delta_t^{(1)} = (q-1) \frac{\log \left( 1 - \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)}{\log \left( 1 - 2 \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)}.$$

Όπως αποδεικνύεται στο Παράρτημα VII,

$$\Delta_t^{(j)} = jq - (q-1) \left( 1 + \prod_{i=1}^{j-1} \frac{\log \left( 1 - 2^{i-1} \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)}{\log \left( 1 - 2^i \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)} \right) \frac{\log \left( 1 - 2^{j-1} \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)}{\log \left( 1 - 2^j \frac{m_0}{N} P(r_c) \right)}, \quad (\text{E'.8})$$

για  $j = 1 \dots \log_2 \frac{m}{m_0}$ . Για την περίπτωση όπου  $t > \log_2 \frac{m}{m_0} q$ , τότε  $\Delta_t^{(\lfloor t/q \rfloor)} = \Delta_t^{(\log_2 \frac{m}{m_0})}$ . Από την Εξίσωση (E'.8), η κάλυψη  $C_{m,m_0}(t)$  σύμφωνα με τον προτεινόμενο Μηχανισμό Αντιγραφής κατά τη χρονική στιγμή  $t$  δίνεται από,

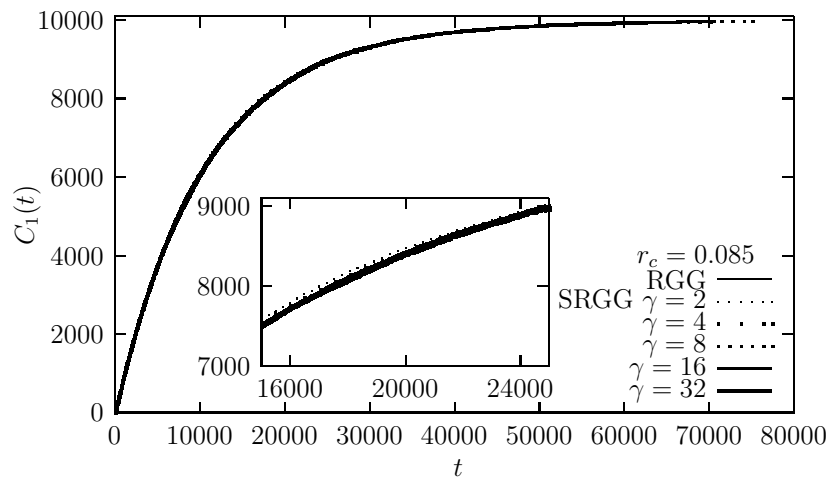
$$C_{m,m_0}(t) = \begin{cases} C_{2^j m_0}(t - \Delta_t^{(j)}), & \text{if } t \in [0 \dots q \log_2 \frac{m}{m_0} - 1], \\ C_m(t - \Delta_t^{(\log_2 \frac{m}{m_0})}), & \text{if } t \geq q \log_2 \frac{m}{m_0}, \end{cases} \quad (\text{E'.9})$$

όπου  $j = \lfloor t/q \rfloor$  και  $m/m_0$  ακέραια δύναμη του δύο.

## Ε'.5 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων

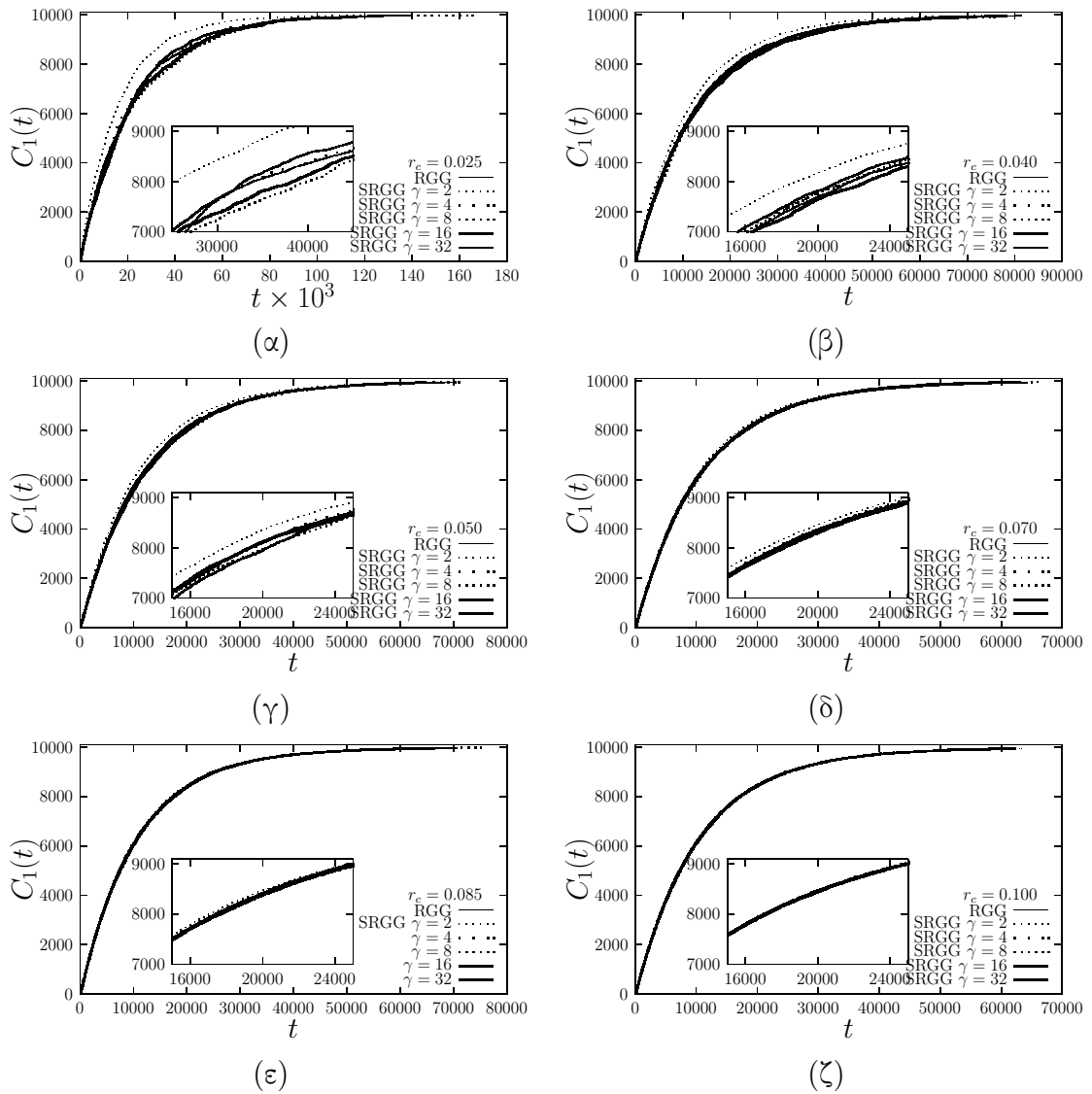
Σ' αυτή την ενότητα, παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που πραγματοποιήθηκαν, τα οποία δείχνουν ότι το αναλυτικό μοντέλο για τους Τυχαίους Περιπατητές συμφωνεί με την συμπεριφορά του συστήματος. Για τη δημιουργία των προσομοιώσεων, δημιουργήθηκε και χρησιμοποιήθηκε ένα σχετικό πρόγραμμα όπως περιγράφεται στο Παράρτημα VIII.

Στην αρχή ( $t = 0$ ), κάθε κόμβος προμηθεύεται τις δύο διαστάσεων συντεταγμένες του βασιζόμενος σε δύο ανεξάρτητες γεννήτριες τυχειότητας. Ακολούθως, σύμφωνα με τη θέση κάθε κόμβου στο χώρο, υπολογίζονται οι άμεσοι γείτονες του σύμφωνα με το μοντέλο της τοπολογίας του δικτύου που χρησιμοποιήθηκε (RGG ή SRGG) και τις κατά περίπτωση παραμέτρους του ( $r_c$  και  $\gamma$ ). Στην προκύπτουσα τοπολογία, εφαρμόζονται πολλοί Τυχαίοι Περιπατητές ταυτόχρονα και κάθε κίνησή τους αντιστοιχεί σε ένα άλμα του χρόνου. Όλες οι τιμές που θα παρουσιασθούν είναι οι μέσες τιμές δέκα ανεξάρτητων πειραμάτων (παρουσιάζονται επίσης διαστήματα εμπιστοσύνης 95% όταν η σύγκριση μεταξύ των αναλυτικών δεδομένων και των αποτελεσμάτων των προσομοιώσεων το απαιτούν). Μια μεγενθυμένη περιοχή παρουσιάζεται όπου είναι απαραίτητο για την καλύτερη οπτικοποίηση των αποτελεσμάτων.



**Σχήμα Ε'.1.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη ενός δικτύου με  $N = 10^4$  κόμβους ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) για τα μοντέλα RGG και SRGG, για  $r_c = 0.085$  και  $\gamma = 2, 8, 16, 32$ .

Η τοπολογία των δικτύων συνίσταται σε  $N = 10^4$  κόμβους και η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  λαμβάνει τιμές από οριακά συνδεδεμένες τοπολογίες ( $r_c = 0.025$ ) μέχρι πυκνές τοπολογίες ( $r_c = 0.100$ ). Τιμές  $r_c > 0.100$  έχουν ως αποτέλεσμα τοπολογίες με εκατοντάδες γειτονικούς κόμβους (κατά μέσο όρο) ανά κόμβο, οι οποίες δεν είναι ρεαλιστικές. Αν επιλεγθούν τιμές για  $r_c < 0.025$ , οι τοπολογίες που προκύπτουν είναι με μεγάλη πιθανότητα μη συνδεδεμένες, τόσο για τα μοντέλα δικτύων RGG όσο και για τα SRGG. Στις τοπολογίες που επιλέχθηκαν,  $m$  (1, 2, 4, 8, 16 και 32) Τυχαίοι Περιπατητές δρομολογήθηκαν ξεκινώντας από τον ίδιο τυχαία επιλεγμένο αρχικό κόμβο και κινήθηκαν τυχαία μεταξύ γειτονικών κόμβων.



**Σχήμα Ε'.2.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με την κάλυψη ενός δικτύου με  $N = 10^4$  κόμβους, ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) για τα μοντέλα RGG και SRGG, έξι διαφορετικές τιμές για  $r_c$  από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα) και  $\gamma = 2, 8, 16, 32$ .

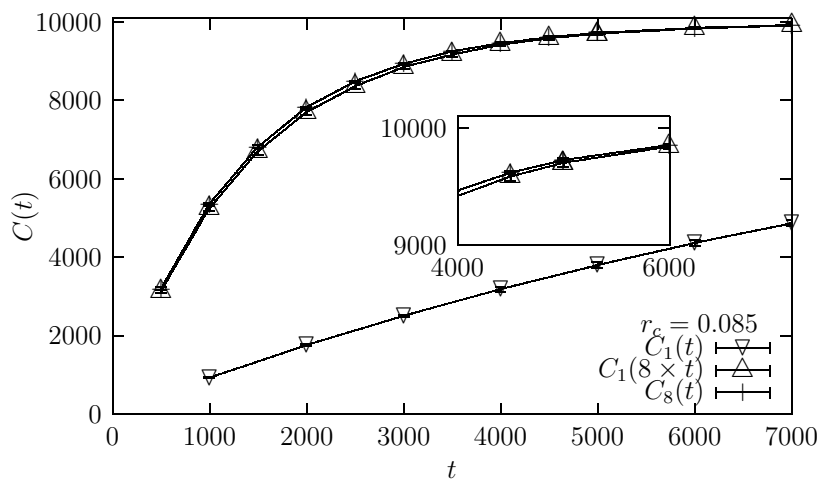
Το Σχήμα Ε'.1 απεικονίζει την κάλυψη του δικτύου από έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για ακτίνα σύνδεσης της τοπολογίας  $r_c = 0.085$  (μέσες τιμές από 10 ανεξάρτητες εκτελέσεις). Για κάθε περίπτωση, λήφθηκε υπόψη μια τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο RGG και πέντε σύμφωνα με το μοντέλο SRGG



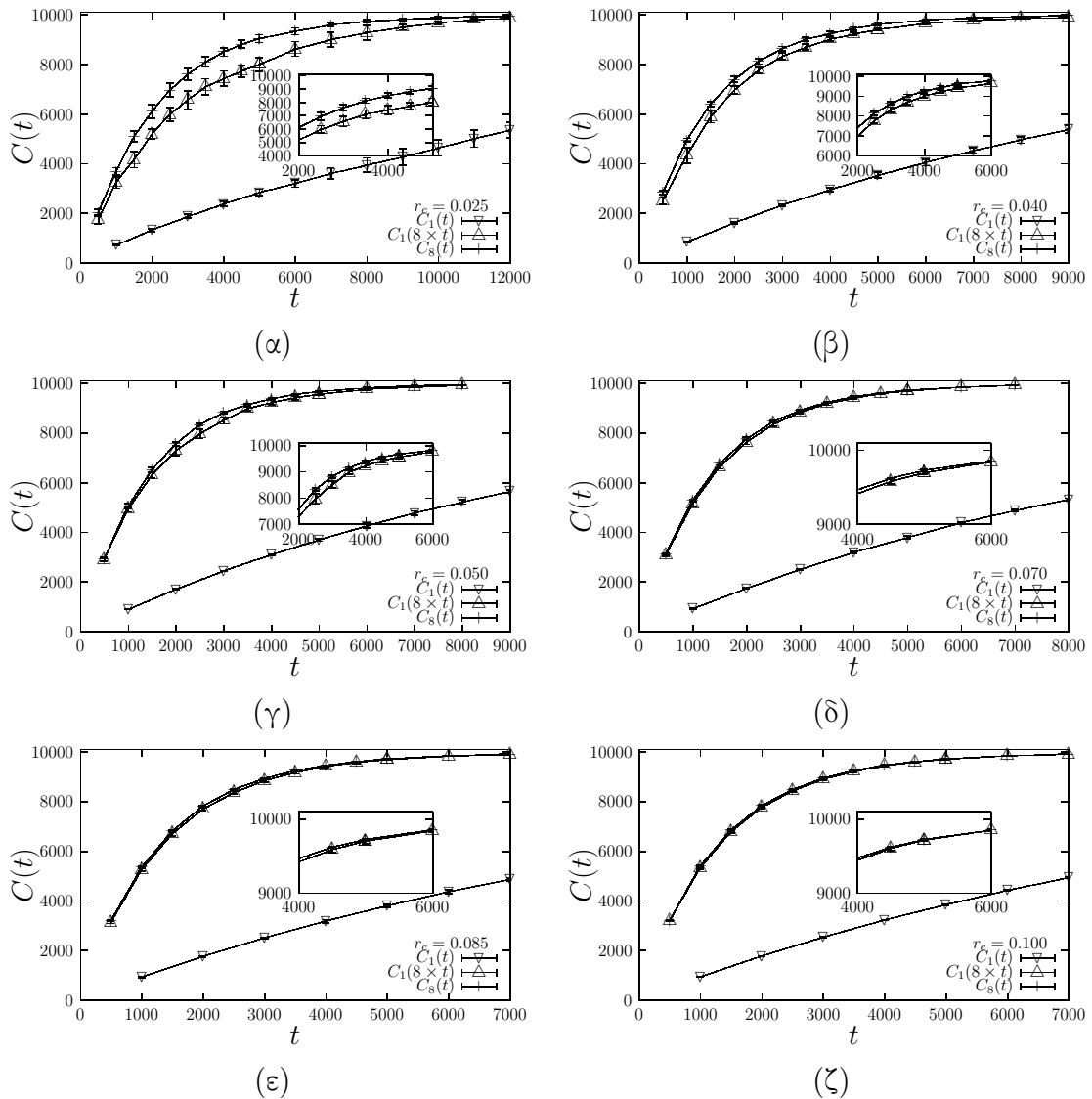
(που αντιστοιχούν σε  $\gamma = 2, 4, 8, 16$  και  $32$ ). Στη συνέχεια δημιουργούνται και παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν. Όπως γίνεται φανερό η κάλυψη  $C_1(t)$  για κάθε χρονικό άλμα είναι σχεδόν ίδια ανεξάρτητα των διαφορών στην τοπολογία του δικτύου, όπως υποστηρίχθηκε στην Ενότητα Ε'.1. Το Σχήμα Ε'.2 απεικονίζει ένα μέρος από τα αποτελέσματα των υπόλοιπων προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν με διαφορετικές ακτίνες  $r_c$ . Συγκεκριμένα απεικονίζει την κάλυψη του δικτύου από έναν Τυχαίο Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για διάφορες τιμές της ακτίνας της τοπολογίας  $r_c = 0.025, 0.040, 0.050, 0.070, 0.085$  και  $0.100$  (μέσες τιμές από δέκα ανεξάρτητες εκτελέσεις). Για κάθε περίπτωση, δημιουργούνται μια τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο RGG καθώς και πέντε σύμφωνα με το μοντέλο SRGG (που αντιστοιχούν σε  $\gamma = 2, 4, 8, 16$  και  $32$ ) και παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν. Εύκολα φαίνεται στο σχήμα ότι καθώς η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  αυξάνεται (προς την τιμή  $0.100$ ), τα αποτελέσματα για όλες τις τοπολογίες είναι πολύ κοντά (στα τελευταία δύσκολα διακρίνεται οποιαδήποτε διαφορά ακόμα και στη μεγεθυμένη περιοχή). Στις περιπτώσεις που η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  είναι μικρή (π.χ.  $r_c = 0.025$ ), τα απεικονιζόμενα αποτελέσματα εξακολουθούν να είναι πολύ κοντά εκτός από την περίπτωση του μοντέλου SRGG με παράμετρο  $\gamma = 2$  η καμπύλη της οποίας ξεχωρίζει από τις υπόλοιπες (αξίζει να επισημανθεί ότι καθώς η παράμετρος  $\gamma$  αυξάνεται η τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG προσεγγίζει ασυμπτωτικά την τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο RGG με την ίδια ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  όπως έχει δείχθει στην Ενότητα Γ'.2.2). Κατά τον τρόπο αυτό, η τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με τιμή για την παράμετρο  $\gamma = 2$  μπορεί να θεωρηθεί ως η «χειρότερη περίπτωση» και γι αυτό τα υπόλοιπα αποτελέσματα που θα παρουσιασθούν στη συνέχεια αναφέρονται σ' αυτήν. Αξίζει να επισημανθεί πάντως, ότι οι προσομοιώσεις έγιναν για όλες τις τοπολογίες (όχι μόνο σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $\gamma = 2$ ) που παρουσιάζονται στο Σχήμα Ε'.2 και όλες οι παρατηρήσεις και τα συμπεράσματα που προκύπτουν από την τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με τιμή για την παράμετρο  $\gamma = 2$  ισχύουν για όλες τις περιπτώσεις.

Το επόμενο βήμα είναι να ελεγχθεί η ισχύς των υποθέσεων στις οποίες στηρίζεται η Εξίσωση (Ε'.1), δηλαδή ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών και πως η χρήση τους επιταχύνει την κάλυψη του δικτύου. Τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων απεικονίζονται στο Σχήμα Ε'.3 ως πλήρεις γραμμές μαζί με τα 95% διαστήματα εμπιστοσύνης. Η περίπτωση του ενός Τυχαίου Περιπατητή απεικονίζεται ( $C_1(t)$ ) καθώς και η περίπτωση των οκτώ ( $C_8(t)$ ). Μια τρίτη καμπύλη απεικονίζεται, η οποία αντιστοιχεί στην

περίπτωση ενός Τυχαίου Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) που πραγματοποιεί οκτώ άλματα σε κάθε άλμα του χρόνου ( $C_1(8 \times t)$ ). Όπως φαίνεται καθαρά, τα αποτελέσματα των οκτώ Τυχαίων Περιπατητών ( $C_8(t)$ ) είναι κοντά σε αυτά που επιτεύχθηκαν με τη χρήση ενός Τυχαίου Περιπατητή που πραγματοποιεί οκτώ άλματα σε κάθε άλμα του χρόνου, δηλαδή ( $C_1(8 \times t)$ ) όπως ακριβώς προτείνεται στην Εξίσωση (Ε'.1). Η παρατήρηση αυτή υποστηρίζει την υπόθεση ότι  $m$  Τυχαίοι Περιπατητές επιταχύνουν την κάλυψη του δικτύου κατά  $m$ . Το Σχήμα Ε'.4 απεικονίζει ένα μέρος από τα αποτελέσματα των υπόλοιπων προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν με διαφορετικές ακτίνες  $r_c$ . Συγκεκριμένα, απεικονίζει την κάλυψη του δικτύου με τη χρήση ενός ( $C_1(t)$ ) καθώς και οκτώ ( $C_8(t)$ ) Τυχαίων Περιπατητών. Μια τρίτη καμπύλη απεικονίζεται, που αντιστοιχεί στην περίπτωση ενός Τυχαίου Περιπατητή ( $C_1(t)$ ) που πραγματοποιεί οκτώ άλματα σε κάθε άλμα του χρόνου ( $C_1(8 \times t)$ ). Όπως είναι φανερό και αυτά τα αποτελέσματα είναι σύμφωνα με την Εξίσωση (Ε'.1).



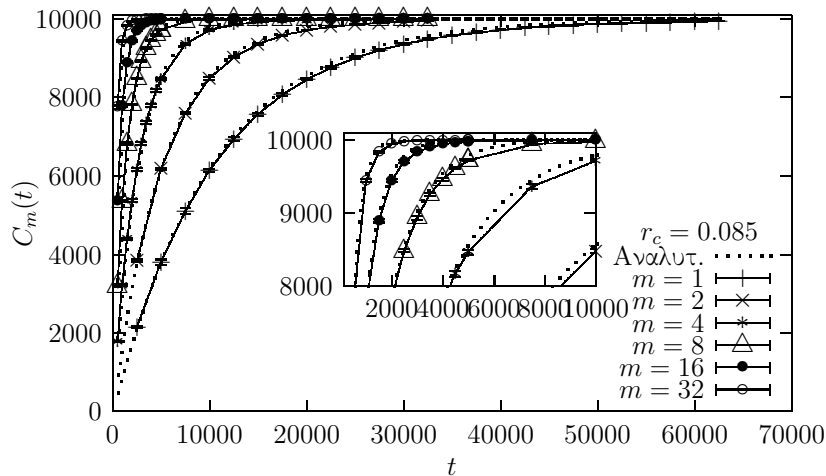
**Σχήμα Ε'.3.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τη κάλυψη ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και  $r_c = 0.085$ . Απεικονίζονται οι περιπτώσεις ενός και οκτώ Τυχαίων Περιπατητών καθώς και η συνάρτηση  $C_1(8 \times t)$ .



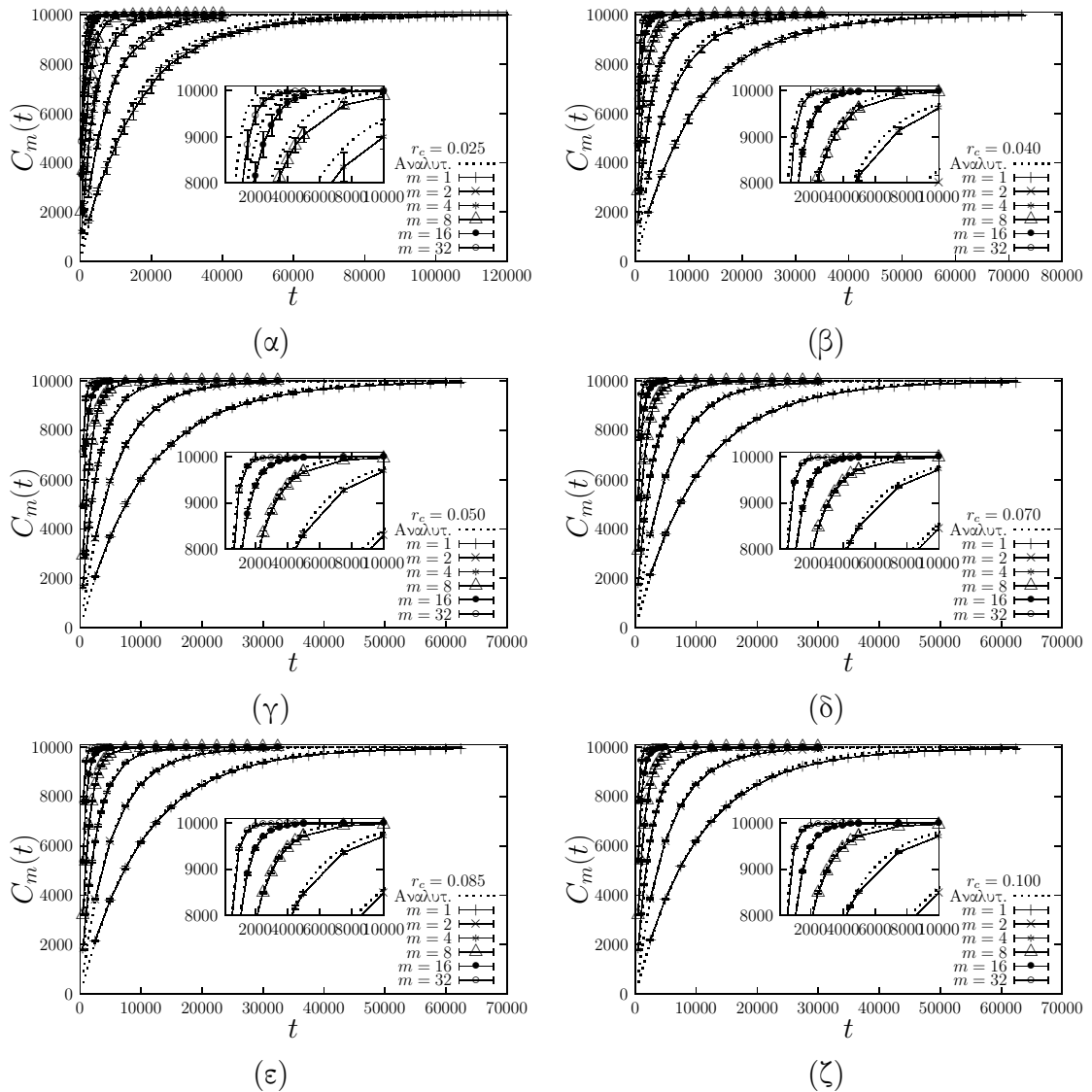
**Σχήμα Ε'.4.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για διάφορες τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές της  $r_c$  που κυμαίνονται από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα). Απεικονίζονται οι περιπτώσεις ενός και οκτώ Τυχαίων Περιπατητών καθώς και η συνάρτηση  $C_1(8 \times t)$ .

Το επόμενο βήμα είναι ο έλεγχος των αναλυτικών συμπερασμάτων αναφορικά με την κάλυψη του δικτύου και συγκεκριμένα η Εξίσωση (Ε'.5). Το Σχήμα Ε'.5 απεικονίζει τις αναλυτικές προβλέψεις και τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων για  $m$  (1,

2, 4, 8, 16 και 32) Τυχαίους Περιπατητές που δρουν σε δίκτυα με ακτίνα εκπομπής  $r_c = 0.085$ . Προφανώς, καθώς αυξάνεται ο αριθμός των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν ταυτόχρονα, η κάλυψη του δικτύου αυξάνεται με ταχύτερο ρυθμό. Οι αναλυτικές προβλέψεις (Εξίσωση (Ε'.5)) εμφανίζονται στο ίδιο σχήμα (διακεκομμένες γραμμές) και είναι φανερό ότι βρίσκονται σε όλες τις περιπτώσεις κοντά στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων (στη μεγεθυμένη περιοχή φαίνεται πόσο κοντά είναι οι αναλυτικές προβλέψεις στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων). Το Σχήμα Ε'.6 απεικονίζει ένα μέρος από τα αποτελέσματα των υπολοίπων προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν με διαφορετικές ακτίνες σύνδεσης  $r_c$ . Όπως είναι φανερό, σε όλες τις περιπτώσεις τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων και οι αναλυτικές προβλέψεις είναι πολύ κοντά.



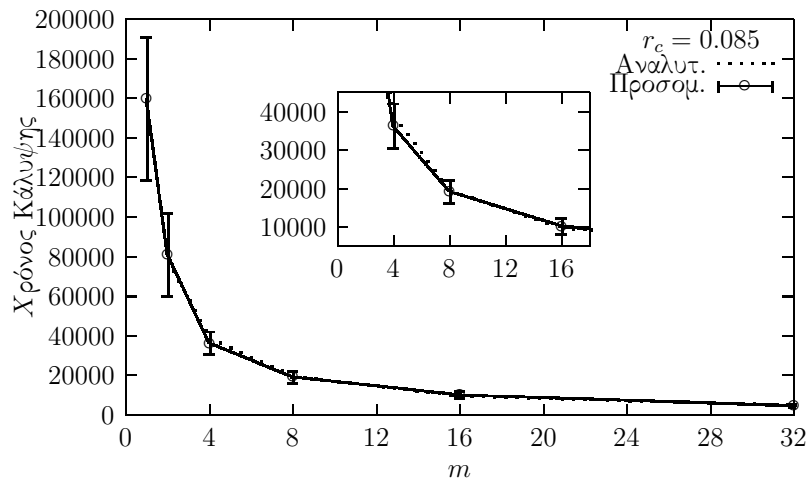
**Σχήμα Ε'.5.** Σύγκριση αναλυτικών αποτελεσμάτων με τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη  $C_m(t)$  ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για  $m$  Τυχαίους Περιπατητές σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ .



**Σχήμα Ε'.6.** Σύγκριση αναλυτικών αποτελεσμάτων με τα αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με την κάλυψη  $C_m(t)$  ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  για  $m$  Τυχαίους Περιπατητές σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ 0.025 (αραιά δίκτυα) και 0.100 (πυκνά δίκτυα).

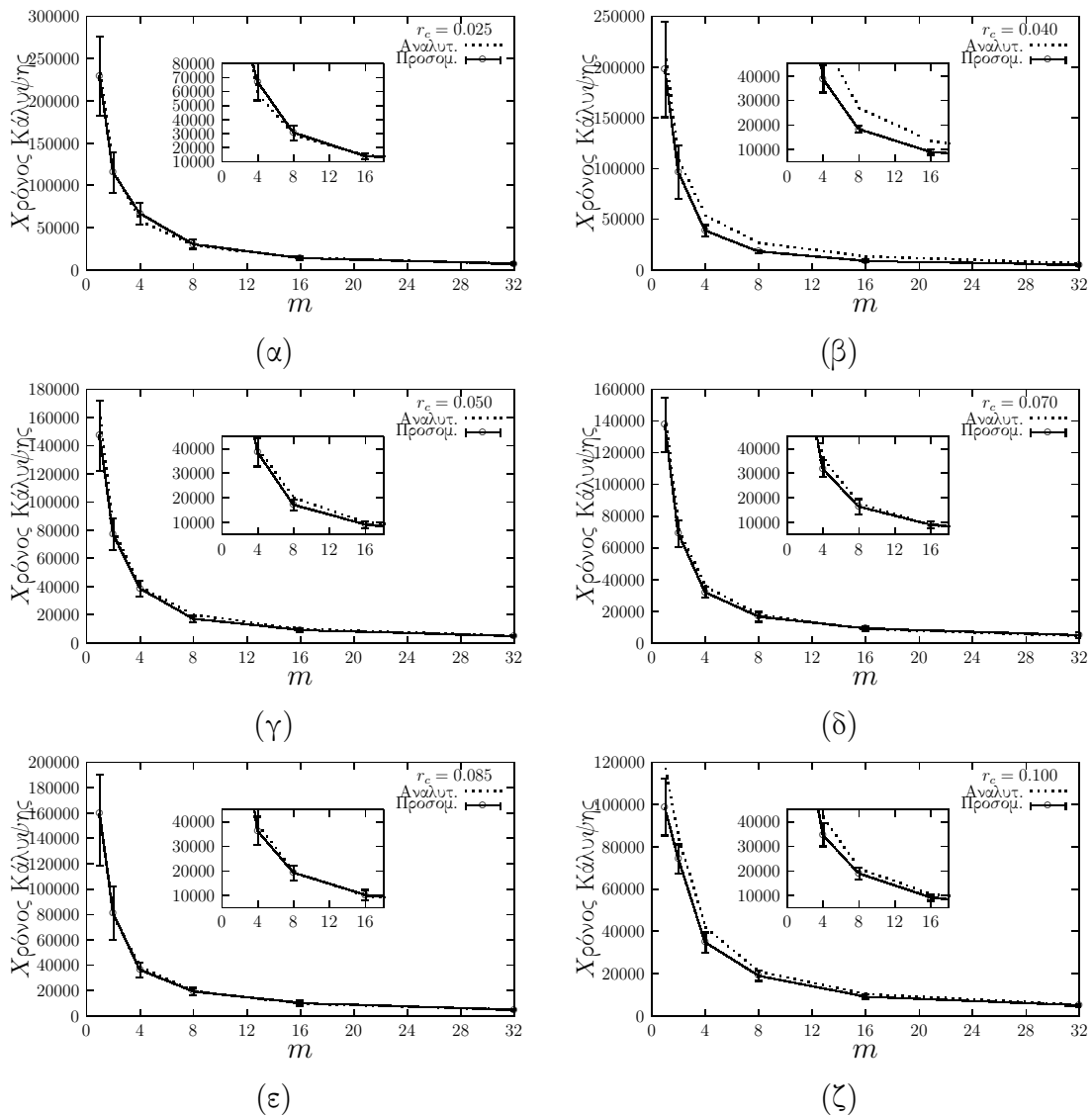
Ο χρόνος κάλυψης ορίζεται ως ο αριθμός των αλμάτων που απαιτούνται από  $m$  Τυχαίους Περιπατητές για να επισκεφθούν (καλύψουν) όλους τους κόμβους ενός δικτύου. Αναμένεται ότι καθώς αυξάνεται ο αριθμός  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών, η

κάλυψη του δικτύου αυξάνεται ταχύτερα και ο χρόνος κάλυψης μειώνεται.

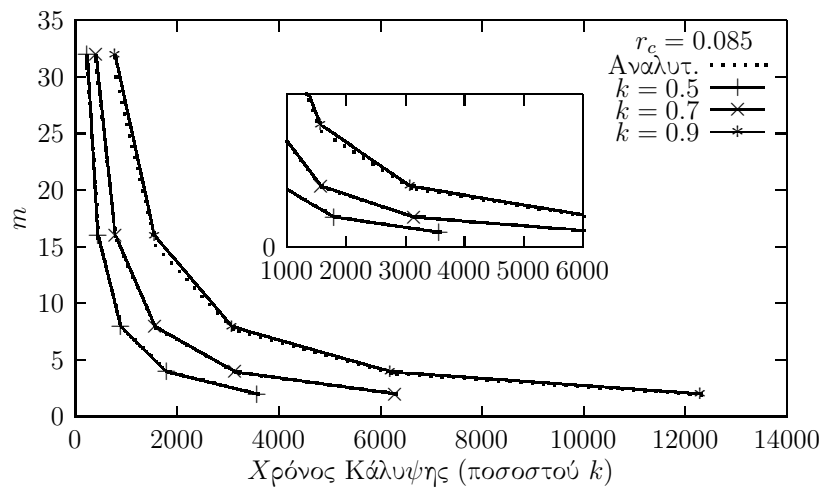


**Σχήμα Ε'.7.** Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον χρόνο κάλυψης ως συνάρτηση του αριθμού  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν σε δίκτυα με τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ), με  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ .

Το Σχήμα Ε'.7 απεικονίζει τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων (συνεχόμενες γραμμές) και τις αναλυτικές προβλέψεις (διακεκομμένες γραμμές) αναφορικά με τον χρόνο κάλυψης ως συνάρτηση του αριθμού των Τυχαίων Περιπατητών  $m$  (1, 2, 4, 8, 16 και 32). Όπως είναι εμφανές, οι αναλυτικές προβλέψεις και τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων είναι πολύ κοντά. Το Σχήμα Ε'.8 απεικονίζει ένα μέρος από τα αποτελέσματα των υπόλοιπων προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν με διαφορετικές ακτίνες σύνδεσης  $r_c$ . Όπως είναι φανερό, σε όλες τις περιπτώσεις τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων και οι αναλυτικές προβλέψεις είναι πολύ κοντά. Επίσης, φαίνεται ότι καθώς η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  αυξάνεται, ο χρόνος κάλυψης μειώνεται. Αυτό όπως αναφέρθηκε προηγουμένως είναι αναμενόμενο, γιατί καθώς οι τοπολογίες γίνονται πυκνότερες (η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  αυξάνεται), είναι λιγότερο πιθανόν ένας Τυχαίος Περιπατητής να ξαναεπισκευθεί τους ίδιους κόμβους λόγω έλλειψης ακάλυπτων κόμβων.



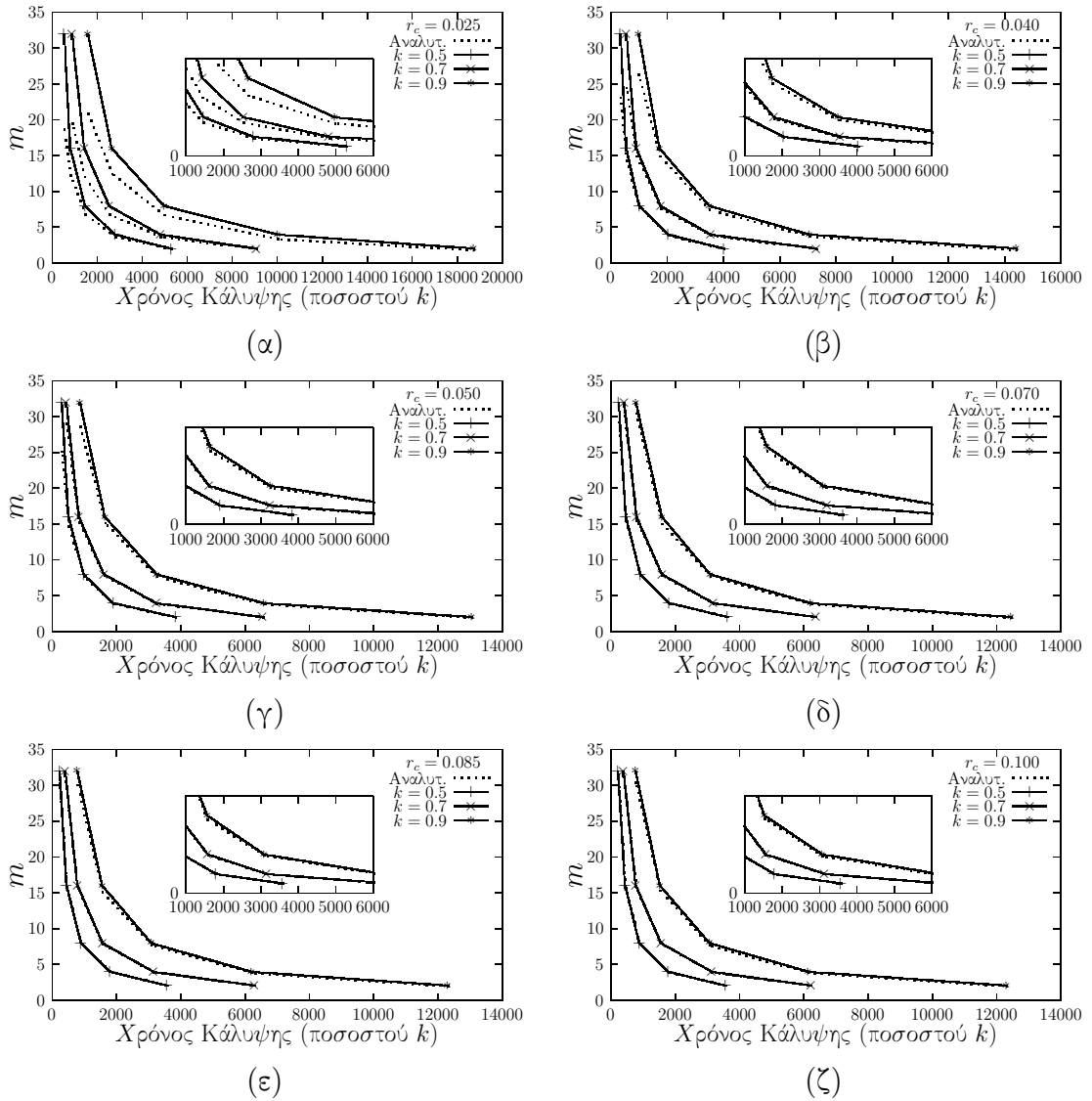
**Σχήμα Ε'.8.** Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον χρόνο κάλυψης ως συνάρτηση του αριθμού  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ), με  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ 0.025 (αραιά δίκτυα) και 0.100 (πυκνά δίκτυα).



**Σχήμα Ε'.9.** Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον αριθμό  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για να καλυφθεί ποσοστό  $k$  των κόμβων του δικτύου ( $k = 0.5, 0.7$  και  $0.9$ ) ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου κάλυψης για αυτό το τμήμα του δικτύου. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ) με  $10^4$  κόμβους και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.085$ .

Στο Σχήμα Ε'.9 εμφανίζεται η περίπτωση αναζήτησης του απαραίτητου αριθμού Τυχαίων Περιπατητών  $m$  για την κάλυψη συγκεκριμένου ποσοστού του δικτύου  $k$ . Οι αναλυτικές προβλέψεις της Εξίσωσης (Ε'.7), είναι κοντά στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Αυτή η περίπτωση είναι ιδιαίτερα χρήσιμη από πρακτική άποψη, γιατί είναι πολύ πιθανόν να αναζητείται ο (ελάχιστος) αριθμός Τυχαίων Περιπατητών οι οποίοι μπορούν να καλύψουν ένα δεδομένο ποσοστό του δικτύου (όχι όλο το δίκτυο). Το Σχήμα Ε'.10 απεικονίζει ένα μέρος από τα αποτελέσματα των υπόλοιπων προσομοιώσεων που διενεργήθηκαν με διαφορετικές ακτίνες σύνδεσης  $r_c$ . Όπως είναι φανερό σε όλες τις περιπτώσεις τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων και οι αναλυτικές προβλέψεις είναι πολύ κοντά.



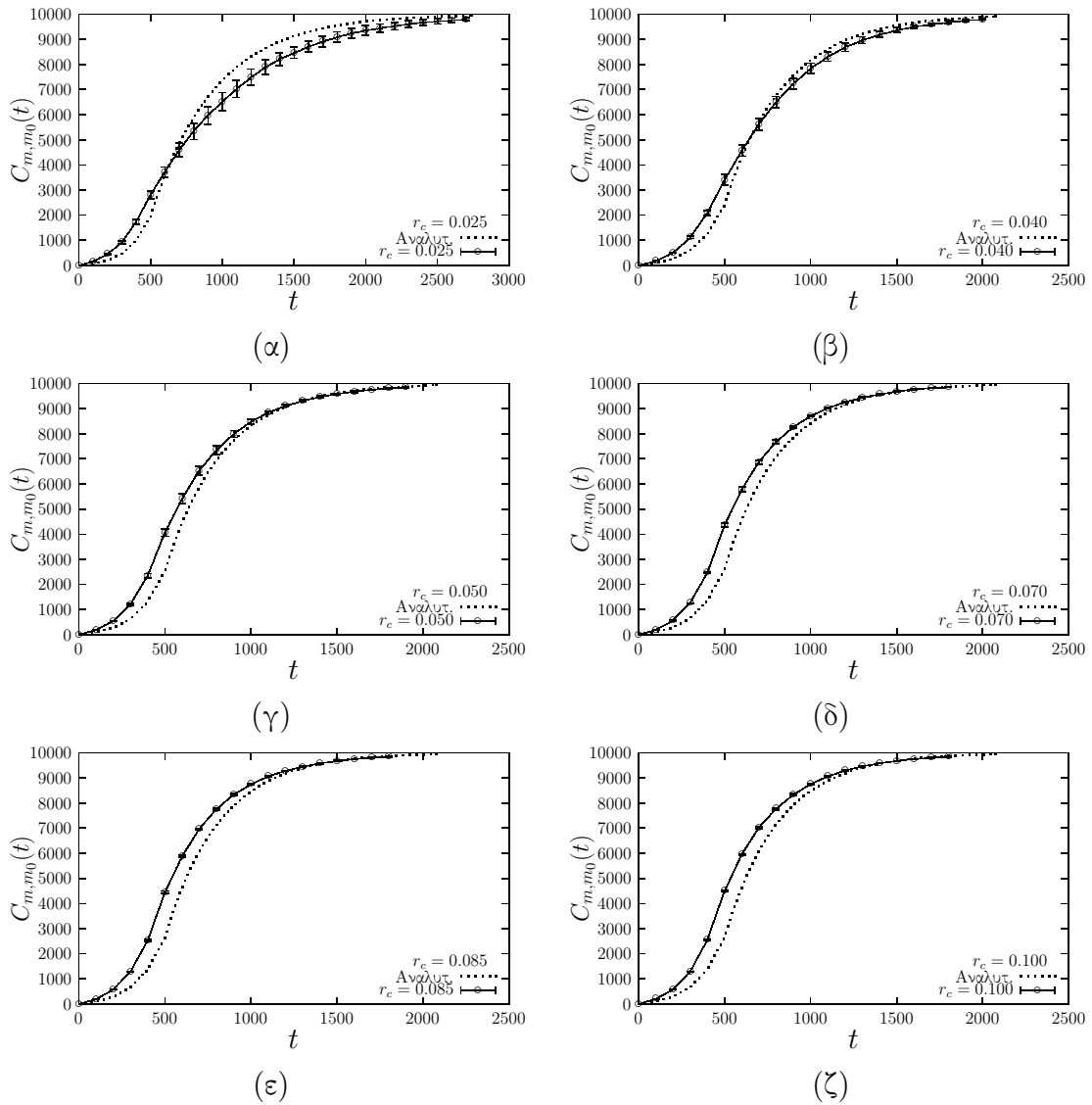


**Σχήμα Ε'.10.** Αναλυτικά αποτελέσματα και αποτελέσματα προσομοιώσεων αναφορικά με τον αριθμό  $m$  των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για να καλυφθεί ποσοστό  $k$  των κόμβων του δικτύου ( $k = 0.5, 0.7$  και  $0.9$ ) ως συνάρτηση του απαιτούμενου χρόνου κάλυψης για το ποσοστό  $k$  του δικτύου. Οι προσομοιώσεις έγιναν σε δίκτυα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma=2$ ) με  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  μεταξύ  $0.025$  (αραιά δίκτυα) και  $0.100$  (πυκνά δίκτυα).

Στη συνέχεια, εξετάζεται ο *Μηχανισμός Αντιγραφής* που παρουσιάστηκε στην Ενότητα Ε'.4, με χρήση του ίδιου συνόλου τοπολογιών σύμφωνα με το μοντέλο SRGG

( $10^4$  κόμβοι,  $\gamma = 2$  και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.025, \dots, 0.100$ ). Το σενάριο που χρησιμοποιήθηκε ξεκινά με έναν ( $m_0 = 1$ ) Τυχαίο Περιπατητή ο οποίος αντιγράφεται μετά από 100 άλματα ( $q = 100$ ), δηλαδή δημιουργείται ένας νέος Τυχαίος Περιπατητής. Η αντιγραφή σταματά όταν οι Τυχαίοι Περιπατητές στο δίκτυο γίνουν 32.

Στο Σχήμα Ε'.11 παρουσιάζονται τα αποτελέσματα της ανάλυσης της Ενότητας Ε'.4 και ειδικότερα της Εξίσωσης (Ε'.9) με διακεκομμένη γραμμή για κάθε τοπολογία. Οι πλήρεις γραμμές αντιστοιχούν στα αποτελέσματα των προσομοιώσεων (μέσες τιμές) και στα 95% διαστήματα εμπιστοσύνης (confidence intervals). Μια πρώτη παρατήρηση είναι ότι τα αναλυτικά αποτελέσματα βρίσκονται σε συμφωνία με αυτά των προσομοιώσεων. Αυτό είναι ένα σημαντικό αποτέλεσμα, επειδή η ανάλυση της Ενότητας Ε'.4 βασίζεται στα αναλυτικά αποτελέσματα που προκύπτουν από την περίπτωση  $m$  Τυχαίων Περιπατητών χωρίς Μηχανισμό Αντιγραφής, (Ενότητα Ε'.1, Εξίσωση (Ε'.6)). Αξίζει να σημειωθεί ότι η περίπτωση των  $m$  Τυχαίων Περιπατητών που δρουν ταυτόχρονα από την πρώτη χρονική στιγμή, είναι ένας διαφορετικός μηχανισμός κάλυψης του δικτύου σε σύγκριση με την εκκίνηση  $m_0$  Τυχαίων Περιπατητών και τον διπλασιασμό τους κάθε  $q$  άλματα μέχρι ο αριθμός τους να γίνει  $m$ . Η παρατήρηση ότι τα αποτελέσματα της ανάλυσης που παρουσιάστηκε στην Ενότητα Ε'.1 μπορεί να χρησιμοποιηθούν στην περίπτωση των Τυχαίων Περιπατητών με Μηχανισμό Αντιγραφής, που παρουσιάστηκε στην Ενότητα Ε'.4, αποτελεί άλλη μια ένδειξη ότι η προσέγγιση που προτείνεται, περιγράφει ικανοποιητικά τη συμπεριφορά των Τυχαίων Περιπατητών.



**Σχήμα Ε'.11.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων και ανάλυσης αναφορικά με την κάλυψη δικτύων με Τυχαίους Περιπατητές που είναι εφοδιασμένοι με Μηχανισμό Αντιγραφής ως συνάρτηση του χρόνου  $t$  με έναν ( $m_0 = 1$ ) αρχικό Τυχαίο Περιπατητή,  $m = 32$  και  $q = 100$  για τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG ( $\gamma = 2$ ),  $10^4$  κόμβους και έξι διαφορετικές τιμές για την ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  από 0.025 (αραιά δίκτυα) έως 0.100 (πυκνά δίκτυα).

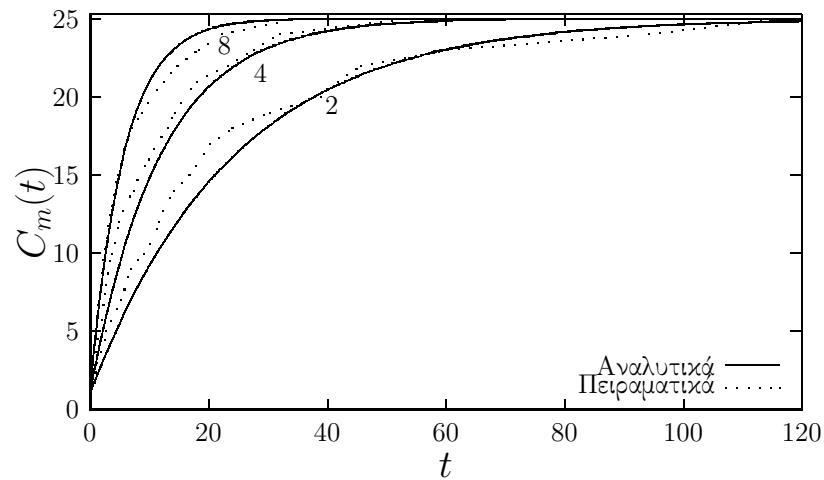
## Ε'.6 Πειραματικά Αποτελέσματα σε Πραγματικό Δίκτυο

Για την πραγματοποίηση των πειραμάτων αναπτύχθηκε ένας αλγόριθμος τριών σταδίων. Στο πρώτο γίνεται η αρχικοποίηση του δικτύου, στο δεύτερο η έναρξη της δράσης των Τυχαίων Περιπατητών και στο τρίτο η συλλογή των αποτελεσμάτων. Τον συντονισμό των κόμβων του δικτύου, την ανίχνευση λαθών καθώς και τη συλλογή των αποτελεσμάτων την εκτελεί ένας κόμβος του δικτύου που καθορίζεται ως «Συντονιστής».

Το πρώτο στάδιο της αρχικοποίησης του δικτύου συνίσταται στην ανταλλαγή μηνυμάτων ανάμεσα στους κόμβους του δικτύου και τους άμεσους γείτονές τους, που έχει ως στόχο ο κάθε κόμβος να αποκτήσει την πληροφορία για τους γείτονες του. Αυτή η διαδικασία εκτελείται τρεις φορές. Γείτονες θεωρούνται οι κόμβοι εκείνοι που αντάλλαξαν τα σχετικά μηνύματα και τις τρεις φορές.

Στη συνέχεια, εκκινούν οι Τυχαίοι Περιπατητές. Κάθε Τυχαίος Περιπατητής διαθέτει έναν καταμετρητή των αλμάτων που διενεργεί. Όταν ένας κόμβος δέχεται την επίσκεψη ενός Τυχαίου Περιπατητή για πρώτη φορά, στέλνει στον Συντονιστή του δικτύου ένα μήνυμα το οποίο περιέχει τον αριθμό των αλμάτων του Τυχαίου Περιπατητή καθώς και τον χρόνο στον οποίο πραγματοποιήθηκε η επίσκεψη. Με παρόμοιο τρόπο αντιμετωπίζονται και οι Τυχαίοι Περιπατητές που είναι εφοδιασμένοι με *Μηχανισμό Αντιγραφής* στα σχετικά πειράματα.

Στο Σχήμα Ε'.12 απεικονίζονται τα αναλυτικά αποτελέσματα καθώς και τα πειραματικά για την κάλυψη του δικτύου  $C_m(t)$  με δύο, τέσσερις και οκτώ Τυχαίους Περιπατητές. Είναι εμφανές ότι τα πειραματικά αποτελέσματα είναι κοντά στα αναλυτικά αποτελέσματα της Εξίσωσης (Ε'.1), δηλαδή για τη συγκεκριμένη περίπτωση προκύπτει ότι οκτώ Τυχαίοι Περιπατητές καλύπτουν τον ίδιο αριθμό κόμβων του δικτύου με αυτόν ενός Τυχαίου Περιπατητή στο  $\frac{1}{8}$  του χρόνου (σε άλματα).



**Σχήμα Ε'.12.** Πειραματικά και αναλυτικά αποτελέσματα για την κάλυψη του δικτύου για 2, 4 και 8 Τυχαίους Περιπατητές (ο χρόνος εκφράζεται σε άλματα).

## Ε'.7 Συμπεράσματα

Το διαρκώς μεταβαλλόμενο περιβάλλον των δικτύων αναζητά νέες μεθόδους που να είναι σε θέση να εκμεταλλεύονται τις δυνατότητες που προσφέρει. Σ' αυτή την κατεύθυνση, παραδοσιακές μέθοδοι όπως οι πολλαπλοί Τυχαίοι Περιπατητές επανέρχονται σε χρήση και επανεξετάζονται κάτω από το πρίσμα της αναζήτησης υπηρεσιών ή service discovery και της διάχυσης της πληροφορίας. Σ' αυτή την ενότητα χρησιμοποιούνται, πολλαπλοί Τυχαίοι Περιπατητές ούτως ώστε να μελετηθεί αναλυτικά η κάλυψη του δικτύου σε τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με διάφορες πυκνότητες. Δείχθηκε θεωρητικά η ισοδυναμία του προτεινόμενου με προηγούμενα αναλυτικά μοντέλα. Επίσης, έγινε θεωρητική πρόβλεψη του αριθμού των απαιτούμενων Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για την κάλυψη του δικτύου με συγκεκριμένους χρονικούς περιορισμούς, κάτι που έχει πρακτική σημασία στο υπό εξέταση περιβάλλον. Τα αποτελέσματα της ανάλυσης επιβεβαιώθηκαν μέσω εκτεταμένων προσομοιώσεων και φάνηκε ότι το προτεινόμενο μοντέλο περιγράφει ικανοποιητικά τη δράση των Τυχαίων Περιπατητών.

## Κεφάλαιο ΣΤ΄

# Διάχυση Πληροφορίας με Χρήση Κυρίαρχων Συνόλων

**Σ**ΤΟ παρόν Κεφάλαιο παρουσιάζεται ένας κατανεμημένος αλγόριθμος ο οποίος κατασκευάζει ένα  $d$ -CDS κρατώντας χαμηλό τον αριθμό των μηνυμάτων που απαιτούνται για την κατασκευή του, καθιστώντας τον μ' αυτόν τον τρόπο κατάλληλο για το περιβάλλον των ασύρματων δικτύων αισθητήρων. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος μελετάται και αναλύεται σχετικά με την ορθότητα, τον αριθμό των μηνυμάτων που απαιτούνται, τον απαραίτητο χρόνο για τον τερματισμό του και τον χρόνο επεξεργασίας. Το κύριο πλεονέκτημά του είναι ο μειωμένος αριθμός των απαραίτητων μηνυμάτων και το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS το οποίο φαίνεται ότι είναι κοντά στο βέλτιστο ( $d$ -mCDS), όπως δείχνουν τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων. Επίσης, παρουσιάζονται παραλλαγές του αλγόριθμου κατάλληλες για την εφαρμογή τους σε ιδιαίτερα περιβάλλοντα καθώς και το αποτέλεσμα της λειτουργίας του σε δεδομένα που αντλήθηκαν από ανοικτή βάση δεδομένων, η οποία περιέχει στοιχεία που αποτυπώνουν καταστάσεις του πραγματικού κόσμου (traces).

### ΣΤ΄.1 Ορισμός του Προβλήματος

Έστω  $G$  γράφος που αναπαριστά μια τοπολογία δικτύου,  $V(G)$  και  $E(G)$  το σύνολο των κόμβων και των ακμών αντίστοιχα. Έστω  $N$  ο αριθμός των κόμβων του δικτύου ( $N = |V(G)|$ ) ο οποίος θα αναφέρεται εναλλακτικά και ως μέγεθος του δικτύου. Έστω  $\delta_i(u)$  το σύνολο των κόμβων που απέχουν  $i$  άλματα (hops) από τον κόμβο  $u$ . Έστω

$\Delta_i$  ο μέγιστος αριθμός των  $i$  αλμάτων γειτόνων ( $\delta_i(u)$ ) όλων των κόμβων του δικτύου ή  $\Delta_i \triangleq \max_{u \in V(G)} |\delta_i(u)|$ . Έστω  $D$  η διάμετρος του δικτύου.

Ο στόχος του προτεινόμενου αλγόριθμου είναι η δημιουργία ενός  $d$ -CDS με χρήση μόνο τοπικών πληροφοριών, το οποίο θα περιλαμβάνει έναν αυθαίρετα επιλεγμένο κόμβο του δικτύου (τον ονομαζόμενο στη συνέχεια *εκκινητή*). Υπάρχουν πολλές προσεγγίσεις που θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν, όπως παραλλαγές του αλγόριθμου Breadth-First-Search (BFS) (με την πρόβλεψη τα εκπεμπόμενα μηνύματα να περιέχουν έναν χρόνο τερματισμού (Time-To-Live) με προκαθορισμένη τιμή τα  $(D - d)$  άλματα). Όμως ο στόχος εδώ είναι η δημιουργία ενός  $d$ -CDS με μέγεθος όσον το δυνατόν πλησιέστερο στο βέλτιστο  $d$ -mCDS. Όπως έχει ήδη αναφερθεί στη σχετική βιβλιογραφία που παρουσιάστηκε στην Ενότητα Α'.3.3 αυτό είναι ένα δύσκολο πρόβλημα υψηλής πολυπλοκότητας (NP-complete) το οποίο απαιτεί καθολική πληροφορία [147]. Στη συνέχεια παρουσιάζεται ο αλγόριθμος, ο οποίος ακολουθεί κατανομημένη προσέγγιση, χρησιμοποιεί αποκλειστικά και μόνο τοπική πληροφορία, και δημιουργεί ένα  $d$ -CDS κοντά στο βέλτιστο (από άποψη μεγέθους)  $d$ -mCDS με μειωμένη πολυπλοκότητα όσον αφορά τον αριθμό των μηνυμάτων.

## ΣΤ'.2 Ο Προτεινόμενος Αλγόριθμος

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος δημιουργίας ενός  $d$ -CDS εκτελείται σε δύο φάσεις: την φάση της *Αρχικοποίησης*, όπου κάθε κόμβος συγκεντρώνει πληροφορίες αναφορικά με τους γείτονές του που απέχουν από 1 έως  $(d + 1)$  άλματα και τη φάση της *Δημιουργίας*, όπου προωθούνται μηνύματα σε γείτονες ανά άλμα με σκοπό τη δημιουργία του  $d$ -CDS.

### ΣΤ'.2.1 Η Φάση της Αρχικοποίησης

Όλοι οι κόμβοι είναι ενήμεροι σχετικά με τους άμεσους γείτονές τους (το σύνολο των  $\delta_1(u)$ , για κάθε κόμβο  $u$  του δικτύου) μέσω μηνυμάτων “hello” τα οποία ανταλλάσσουν σε τακτά χρονικά διαστήματα μεταξύ τους. Αυτά τα “hello” μηνύματα μπορεί να επεκταθούν ούτως ώστε να μεταφέρουν περισσότερες πληροφορίες, και συγκεκριμένα σε αυτή την περίπτωση, για να μεταφέρουν πληροφορίες αναφορικά με τους κόμβους που βρίσκονται σε απόσταση μέχρι  $d + 1$  άλματα από κάθε κόμβο  $u$ . Με δεδομένο ότι αυτά τα “hello” μηνύματα ανταλλάσσονται λόγω της επικοινωνίας στο επίπεδο διασύνδεσης δεδομένων, είναι συνήθως πρακτική να θεωρείται το κόστος αυτό των

μηνυμάτων αμελητέο. Παρόλα αυτά, στην παρούσα διατριβή αυτό το κόστος υπολογίζεται και αναλύεται. Η φάση της *Αρχικοποίησης* παρουσιάζεται στον Αλγόριθμο 1 και περιγράφεται στη συνέχεια.

Η φάση της *Αρχικοποίησης* συντελείται σε  $d$  βήματα για κάθε κόμβο και όταν τελειώσει, κάθε κόμβος  $u$  διαθέτει την απαιτούμενη πληροφορία για την τοπολογία των  $\delta_i(u)$  γειτόνων του, όπου  $i = 1, \dots, (d + 1)$ . Σε κάθε  $i$ -οστό βήμα του αλγόριθμου στη φάση της *Αρχικοποίησης*, επειδή κάθε κόμβος  $u$  έχει ήδη δημιουργήσει τα σύνολα των  $\delta_1(u), \delta_2(u), \dots, \delta_i(u)$  γειτόνων του, στέλνει σε όλους τους  $\delta_1(u)$  γείτονες του ένα “hello” μήνυμα με τους  $\delta_i(u)$  γείτονες (Γραμμή 5). Μετά τη λήψη όλων των μηνυμάτων “hello” στο  $i$ -οστό βήμα του αλγόριθμου, κάθε κόμβος  $v$  προσθέτει από το σύνολο των κόμβων του πρώτου μηνύματος που έλαβε ( $\delta_i(u)$ ), όσους δεν ανήκουν στα σύνολα  $\delta_1(v), \delta_2(v), \dots, \delta_i(v)$  στο σύνολο  $\delta_{i+1}(v)$  και συνεχίζει με τον ίδιο τρόπο για όλα τα μηνύματα που έλαβε (Γραμμή 7). Κατά τον τρόπο αυτό, ο κόμβος  $v$  προσθέτει όλη την σχετική με την τοπολογία πληροφορία που έλαβε και δημιουργεί το δικό του  $\delta_{i+1}(v)$ . Με αυτό τον τρόπο στο τέλος της φάσης της *Αρχικοποίησης* όλοι οι κόμβοι του δικτύου είναι ενήμεροι για το σύνολο των κόμβων και των συνδέσεων που βρίσκονται σε απόσταση  $d + 1$  άλματα. Αυτή η πληροφορία θα χρησιμοποιηθεί στη φάση της *Δημιουργίας* που θα παρουσιασθεί στη συνέχεια.

---

### Αλγόριθμος 1: Φάση Αρχικοποίησης.

---

1 **Data:**  $\forall u \in V(G)$ :  $\delta_1(u)$ ,  $d$  άλματα

**Result:**  $\forall u \in V(G)$ :  $\delta_2(u), \dots, \delta_{d+1}(u)$

2 **for**  $i = 1$  **to**  $d$  **do**

3     **for**  $\forall$  κόμβο  $u \in V(G)$  **do**

4         **for**  $\forall$  κόμβο  $v \in \delta_1(u)$  **do**

5             στείλε μήνυμα “hello” στον κόμβο  $v$  με  $\delta_i(u)$ ;

6     **for**  $\forall$  κόμβο  $u \in V(G)$  **do**

7         με τη λήψη όλων των μηνυμάτων “hello” πρόσθεσε στο  $\delta_{i+1}(u)$  όλους τους κόμβους που έλαβες που δεν ανήκουν στα  $\delta_1(u), \delta_2(u), \dots, \delta_i(u)$ ;

---



## ΣΤ'.2.2 Η Φάση της Δημιουργίας

Η κεντρική ιδέα του προτεινόμενου αλγόριθμου είναι ότι με δεδομένη την τοπολογία του δικτύου  $G$  και τον αριθμό των αλμάτων  $d$ , το Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο  $d$ -CDS που θα δημιουργηθεί, θα ικανοποιεί τον περιορισμό ότι όλοι οι κόμβοι του δικτύου δεν θα απέχουν παραπάνω από  $d$  άλματα από τουλάχιστον έναν κόμβο που έχει λάβει το μήνυμα δημιουργίας, που είναι το βασικό του αλγόριθμου. Η φάση της Δημιουργίας παρουσιάζεται στον Αλγόριθμο 2 και περιγράφεται στη συνέχεια.

Η περιγραφή της φάσης της Δημιουργίας απλοποιείται αν θεωρηθεί ότι οι κόμβοι μπορεί να χρωματισθούν κόκκινοι ή μπλε η να μη χρωματισθούν καθόλου (όπως είναι η αρχική τους κατάσταση). Όταν τερματίζει ο αλγόριθμος, στο δίκτυο υπάρχουν μόνο κόμβοι κόκκινοι και μη χρωματισμένοι. Οι κόκκινοι κόμβοι αντιστοιχούν σ' αυτούς που ανήκουν στο τελικό  $d$ -CDS και οι συνδέσεις μέσω των οποίων διαβιβάστηκαν τα μηνύματα δημιουργίας αντιστοιχούν στις συνδέσεις του. Κάθε κόμβος  $u$  που έχει λάβει το μήνυμα δημιουργίας (κόκκινος κόμβος) θα δημιουργήσει το σύνολο των κόμβων που θα λάβουν στο επόμενο βήμα το μήνυμα δημιουργίας, οπότε αυτοί οι κόμβοι θα χρωματισθούν μπλε.

Αρχικά μόνον ο κόμβος που επιλέγεται (αυθαίρετα) ως εκκινητής χρωματίζεται κόκκινος. Ο Αλγόριθμος 2 περιγράφει πως κάθε κόμβος  $u$  που έχει χρωματισθεί κόκκινος αποφασίζει σχετικά με το σύνολο των κόμβων στους οποίους θα προωθήσει το μήνυμα δημιουργίας. Συγκεκριμένα, κάθε κόμβος  $u$  (εκτός από τον εκκινητή) ενεργοποιείται με τη λήψη του μηνύματος δημιουργίας (Γραμμή 3). Για να μπορέσει ο κόμβος  $u$  να συγχροτήσει το σύνολο των κόμβων στους οποίους θα πρέπει να προωθήσει το μήνυμα δημιουργίας (το σύνολο των μπλε κόμβων), θα πρέπει να προσδιορίσει τους κόμβους εκείνους που θα καλύψουν (να βρίσκονται το πολύ  $d$  άλματα απόσταση από κάποιο κόμβο που έχει λάβει το μήνυμα δημιουργίας) όλους τους κόμβους ( $\delta_{d+1}(u)$ ) που βρίσκονται  $d + 1$  άλματα από τον κόμβο  $u$  (Γραμμή 8) επιλέγοντας κάθε φορά εκείνον που καλύπτει τους περισσότερους (Γραμμή 10). Αρχικά, το σύνολο των «μπλέ» κόμβων είναι κενό και εξετάζονται όλοι οι υποψήφιοι (σύνολο κόμβων  $\text{CAND} \subseteq \delta_1(u)$ ) (Γραμμή 10). Επιλέγεται κάθε φορά εκείνος που καλύπτει τους περισσότερους (Γραμμές 11-13) από τους ακάλυπτους (σύνολο κόμβων  $\text{UNSAT} \subseteq \delta_{d+1}(u)$ ) και χρωματίζεται μπλε (Γραμμή 14). Αυτή η διαδικασία συνεχίζεται μέχρι να καλυφθούν όλοι οι κόμβοι ( $\text{UNSAT} = \emptyset$ ).

## ΣΤ'.3 Ανάλυση του Προτεινόμενου Αλγόριθμου

Στη συνέχεια εξετάζεται η απόδοση του προτεινόμενου αλγόριθμου σχετικά με την ρηθότητα, τον αριθμό των εκπεμπόμενων μηνυμάτων και τον χρόνο εκτέλεσης και

---

### Αλγόριθμος 2: Φάση Δημιουργίας.

---

```

1  $u$  : Ο κόμβος ο οποίος εκτελεί τον αλγόριθμο
2 color: Το χρώμα του κόμβου  $u$  ▷ Αρχικά null και μετά το γεγονός της λήψης
   ενός μηνύματος δημιουργίας γίνεται κόκκινος
3 Ενεργοποίηση: Ένα μήνυμα δημιουργίας λαμβάνεται ή ο εκκινητής
   αυτοενεργοποιείται
4 color=red
5 BLUE =  $\emptyset$  ▷ Το σύνολο των γειτονικών κόμβων του  $u$  στους οποίους θα
   αποσταλεί μήνυμα δημιουργίας
6 CAND =  $\delta_1(u)$  ▷ Υποψήφιοι να γίνουν μέλη του BLUE
7 UNSAT =  $\delta_{d+1}(u)$  ▷ Σύνολο κόμβων οι οποίοι βρίσκονται  $d + 1$  άλματα μακριά
   και θα καλυφθούν σε επόμενο βήμα
8 while UNSAT  $\neq \emptyset$  do
9   max = 0 ▷ Έλεγχος για την εύρεση του κόμβου του CAND ο οποίος
   καλύπτει τα περισσότερα μέλη του UNSAT
10  for  $v \in$  CAND do
11    if  $|\delta_d(v)| >$  max then
12       $u_{\max} = v$ 
13      max =  $|\delta_d(v)|$ 
14  BLUE = BLUE  $\cup \{u_{\max}\}$  ▷ Ο κόμβος  $u_{\max}$ , χρωματίζεται μπλε, πρόκειται να
   λάβει μήνυμα δημιουργίας και να χρωματιστεί κόκκινος στο επόμενο βήμα
15  CAND = CAND  $\setminus \{u_{\max}\}$  ▷ Ο κόμβος  $u_{\max}$  δεν ανήκει πλέον στους
   υποψήφιους να γίνουν μπλε
16  UNSAT = UNSAT  $\setminus \{\text{UNSAT} \cap \delta_d(u_{\max})\}$  ▷ Το σύνολο των κόμβων
   UNSAT  $\cap \delta_d(u_{\max})$  έχει πλέον καλυφθεί
17 for  $\forall v \in$  BLUE do
18   Στείλε στον κόμβο  $v$  ένα μήνυμα δημιουργίας

```

---

τερματισμού.

### ΣΤ'.3.1 Ορθότητα

Το πρώτο βήμα είναι να αποδειχθεί ότι ο προτεινόμενος αλγόριθμος και συγκεκριμένα η φάση της *Δημιουργίας* όπως παρουσιάζεται στον Αλγόριθμο 2, έχει ως αποτέλεσμα ένα Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο  $d$  αλμάτων,  $d$ -CDS ή ισοδύναμα ότι όλοι οι κόμβοι του δικτύου είτε ανήκουν στο  $d$ -CDS είτε απέχουν το πολύ  $d$  άλματα από έναν κόμβο που έχει λάβει ένα μήνυμα *δημιουργίας*.

Για να αποδειχθεί αυτό, εισάγεται η υπόθεση ότι υπάρχει κόμβος  $u \in V(G)$  τέτοιος ώστε όλοι οι κόμβοι του  $d$ -CDS απέχουν πάνω από  $d$  άλματα ή  $h(u, v) > d$ ,  $\forall v \in d$ -CDS, όπου το  $h(u, v)$  αντιστοιχεί στον αριθμό των αλμάτων ανάμεσα στους κόμβους  $u$  και  $v$  πάνω στο συντομότερο μονοπάτι που τους συνδέει. Έστω  $v \in d$ -CDS οι κόμβοι εκείνοι ώστε  $h(u, v) = d + 1 > d$ . Με δεδομένη τη Γραμμή 8 του Αλγόριθμου 2, φαίνεται ότι το σύνολο UNSAT  $\neq \emptyset$ . Αυτό είναι άτοπο οπότε δεν υπάρχει κόμβος  $v \in d$ -CDS τέτοιος ώστε  $h(u, v) = d + 1$ . Για τη συνέχεια, έστω  $v \in d$ -CDS οι κόμβοι εκείνοι για τους οποίους  $h(u, v) = d + i > d$ , για  $i > 1$  (όπου  $i$  ακέραιος). Είναι προφανές ότι δεν μπορούν να υπάρχουν κόμβοι σε απόσταση  $d + 2$ , όταν δεν υπάρχει κανένας σε απόσταση  $d + 1$ . Τελικά, δεν υπάρχει κόμβος  $u$  τέτοιος ώστε  $h(u, v) > d$ ,  $\forall v \in d$ -CDS.

### ΣΤ'.3.2 Αριθμός Μηνυμάτων

Κατά τη διάρκεια εκτέλεσης της φάσης της *Αρχικοποίησης* όλοι οι κόμβοι  $u$  εκπέμπουν  $d$  “hello” μηνύματα προς όλους τους  $\delta_1(u)$  γείτονες. Κατά τον τρόπο αυτό, η πολυπλοκότητα σε μηνύματα της φάσης της *Αρχικοποίησης* είναι  $O(Nd\Delta_1)$ . Κατά τη διάρκεια της φάσης της *Δημιουργίας*, όπως παρουσιάστηκε στον Αλγόριθμο 2 σε κάθε κόμβο που ανήκει στο  $d$ -CDS έχει σταλεί ένα μήνυμα. Άρα η πολυπλοκότητα σε μηνύματα της φάσης της *Δημιουργίας* είναι  $O(|d$ -CDS|).

Αξίζει να σημειωθεί ότι η φάση της *Αρχικοποίησης* εκτελείται μια φορά, ενώ η φάση της *Δημιουργίας* εκτελείται όποτε ένας κόμβος (ο οποίος θα γίνει *εκκινητής*) αποφασίζει να δημιουργήσει ένα  $d$ -CDS. Κατά τον τρόπο αυτό, το σχετικά υψηλό κόστος της *Αρχικοποίησης* ( $O(Nd\Delta_1)$ ) πληρώνεται μια φορά, ενώ το κόστος της *Δημιουργίας*, το οποίο είναι συγκριτικά χαμηλό ( $O(|d$ -CDS|)), πληρώνεται κάθε φορά που εκτελείται η φάση της *Δημιουργίας*. Αυτές οι παρατηρήσεις τονίζουν την αποτελεσματικότητα

του αλγόριθμου. Το αρχικό μέρος υπολογίζεται μόνο μια φορά και η πληροφορία που συλλέγεται χρησιμοποιείται όποτε χρειάζεται να εκτελεσθεί η φάση της *Δημιουργίας*. Η δεύτερη φάση χαρακτηρίζεται από πολύ χαμηλότερη πολυπλοκότητα, η οποία είναι ανάλογη με το μέγεθος του παραγόμενου Συνδεδεμένου Κυρίαρχου Συνόλου  $d$  αλμάτων  $O(|d\text{-CDS}|)$ . Όπως θα δειχθεί αργότερα μέσω των προσομοιώσεων και της εφαρμογής του αλγόριθμου σε δεδομένα του πραγματικού κόσμου, το  $|d\text{-CDS}|$  είναι κοντά στο βέλτιστο  $|d\text{-mCDS}|$ , για δεδομένο  $d$ . Ας σημειωθεί επίσης ότι το αρχικό στάδιο της συγκέντρωσης πληροφοριών σχετικά με τη γειτονιά κάθε κόμβου είναι συνήθης στη σχετική βιβλιογραφία, διότι οι κόμβοι του χρειάζονται να έχουν γνώση για την περιοχή γειτνίασης τους και για να το επιτύχουν ανταλλάσσουν σε τακτά συνήθως διαστήματα “hello” μηνύματα γι’ αυτό τον σκοπό.

### ΣΤ'.3.3 Χρόνος Επεξεργασίας και Τερματισμού

Παρά το ότι η φάση της *Δημιουργίας* του προτεινόμενου αλγόριθμου που παρουσιάζεται στον Αλγόριθμο 2 είναι ασύγχρονη, είναι σύνηθες στη βιβλιογραφία να υπολογίζεται ο χρόνος εκτέλεσης ενός αλγόριθμου σε βήματα, υποθέτοντας ότι όλες οι εργασίες είναι σύγχρονες και τα μηνύματα παραλαμβάνονται ταυτόχρονα. Κάτω από αυτή τη συνθήκη ο αριθμός των απαιτούμενων βημάτων είναι άνω φραγμένος από τη διάμετρο του δικτύου  $D$  μείον τον αριθμό των αλμάτων  $d$ , οπότε  $O(D - d)$ .

Για να καταστεί δυνατή η μελέτη της πολυπλοκότητας του χρόνου εκτέλεσης σε κάθε κόμβο για τη φάση της *Δημιουργίας*, το κλειδί βρίσκεται στη μελέτη των κόκκινων κόμβων, όπως φαίνεται στον Αλγόριθμο 2. Οπότε, σε κάθε βήμα και για να μπορέσει ένας κόκκινος κόμβος να επιλέξει έναν από τους  $\delta_1$  γείτονες του για να χρωματισθεί μπλε (Γραμμή 14), αυτό είναι το αποτέλεσμα δύο αναζητήσεων για όλα τα μέλη του συνόλου των υποψηφίων (CAND): μίας για να βρει τον συγκεκριμένο μπλε κόμβο και μίας για να τον διαγράψει από το σύνολο των υποψηφίων. Με δεδομένο ότι  $\text{CAND} \subseteq \delta_1(u)$ , για κάθε κόκκινο κόμβο  $u$ , η χειρότερη περίπτωση για τη φάση της *Δημιουργίας* είναι  $2|\delta_1(u)|$  όπου είναι φραγμένο από  $2\Delta_1$ . Όμως, αυτές οι επαναλήψεις γίνονται για  $\delta_{d+1}(u)$  κόμβους και επειδή  $\delta_{d+1}(u) \leq \Delta_{d+1}$ , προκύπτει το συμπέρασμα ότι η πολυπλοκότητα για κάθε επανάληψη είναι  $2\Delta_1\Delta_{d+1}$ , δηλαδή,  $O(\Delta_1\Delta_{d+1})$ .

## ΣΤ'.4 Αποτελέσματα Προσομοιώσεων

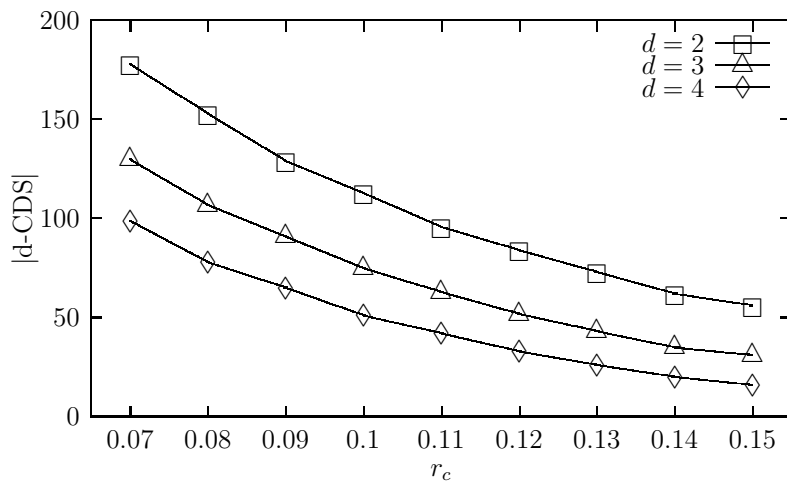
Για τη διενέργεια των προσομοιώσεων αναπτύχθηκε και χρησιμοποιήθηκε ένα σχετικό πρόγραμμα όπως περιγράφεται στο Παράρτημα VIII. Χρησιμοποιήθηκαν τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG [102] (Ενότητα Γ'.2.2) με  $10^3$  κόμβους σε όλα τα σενάρια των προσομοιώσεων. Όλες οι τοπολογίες που χρησιμοποιήθηκαν ήταν ανάμεσα σε οριακά συνεκτικές ( $r_c = 0.07$  που σημαίνει ότι μια μικρή μείωση αυτής της τιμής οδηγεί σε περισσότερα από ένα συνδεδεμένα τμήματα του δικτύου) και σε πυκνές ( $r_c = 0.15$  στις οποίες οι άμεσοι γείτονες κάθε κόμβου είναι περισσότεροι από 100).

Για τη μέτρηση της απόδοσης του προτεινόμενου αλγόριθμου για τρεις διαφορετικές τιμές του  $d$  (2, 3, 4), μετρήθηκαν δύο ευρέως χρησιμοποιούμενες παράμετροι: το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS ( $|d\text{-CDS}|$ ) και ο αριθμός των μηνυμάτων που αντάλλαξαν οι κόμβοι για τη δημιουργία του. Να σημειωθεί ότι τα μηνύματα μετρήθηκαν για κάθε βήμα με το οποίο προωθήθηκαν, δηλαδή εάν ένα μήνυμα παραλείφθηκε σε απόσταση  $d$  αλμάτων από τον κόμβο που το εξέπεμψε, αυτό αντιστοιχεί στη μετρική που χρησιμοποιήθηκε ως να εκπέμφθηκαν στο δίκτυο  $d$  μηνύματα.

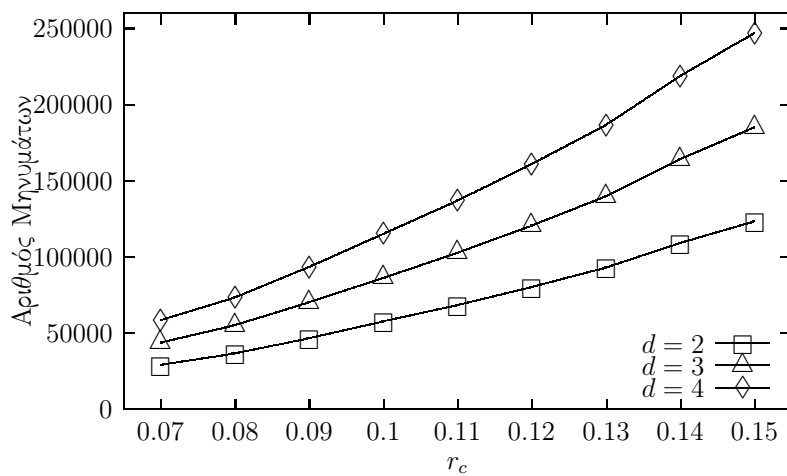
### ΣΤ'.4.1 Μέγεθος και Αριθμός Μηνυμάτων

Στο Σχήμα ΣΤ'.1 απεικονίζεται το μέσο μέγεθος του παραγόμενου συνόλου από τον Αλγόριθμο 2  $d$ -CDS ως συνάρτηση της  $r_c$  για δέκα διαφορετικά δίκτυα για κάθε τιμή της  $r_c$ . Το διάστημα εμπιστοσύνης 95% δεν απεικονίζεται γιατί είναι αμελητέο (ανάμεσα σε 2 και 5). Σε κάθε εκτέλεση επιλέχθηκε αυθαίρετα ένας κόμβος ως *εκκινητής*.

Όπως φαίνεται στο Σχήμα ΣΤ'.1, καθώς η ακτίνα σύνδεσης  $r_c$  (η οποία καθορίζει την πυκνότητα του δικτύου) μεγαλώνει, το αντίστοιχο  $d$ -CDS μικραίνει. Αυτό είναι αναμενόμενο γιατί τα πυκνά δίκτυα (δίκτυα με μεγάλο αριθμό συνδέσεων) έχουν συνήθως μικρή διάμετρο και κατά τον τρόπο αυτό το  $|d\text{-CDS}|$  αναμένεται να είναι μικρότερο από αυτό των λιγότερο πυκνών δικτύων (με λιγότερες συνδέσεις). Επίσης, μπορεί να παρατηρηθεί ότι όσο μεγαλύτερο είναι το  $d$ , τόσο μικρότερο είναι το  $|d\text{-CDS}|$ . Από την περιγραφή του Αλγόριθμου 2 προκύπτει ότι ο αριθμός των εκπεμπόμενων μηνυμάτων κατά τη φάση της *Δημιουργίας* είναι ίσος με το μέγεθος  $|d\text{-CDS}|$  (όπως φαίνεται στο Σχήμα ΣΤ'.1 για τη συγκεκριμένη περίπτωση).



**Σχήμα ΣΤ'.1.** Μέση τιμή για το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS επί δέκα ανεξάρτητων προσομοιώσεων με τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 10^3$  κόμβους ως συνάρτηση της  $r_c$ , για διάφορες τιμές του  $d$  (2, 3, 4).



**Σχήμα ΣΤ'.2.** Ο αριθμός των απαιτούμενων μηνυμάτων κατά τη φάση της Αρχικοποίησης με τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 10^3$  κόμβους, ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$ , για διάφορες τιμές του  $d$  (2, 3, 4).

Στο Σχήμα ΣΤ'.2 απεικονίζεται ο αριθμός των εκπεμπόμενων μηνυμάτων κατά τη φάση της Αρχικοποίησης. Καθώς αυξάνεται το  $d$ , αυξάνεται και ο αριθμός των εκ-

πεμπόμενων μηνυμάτων, γιατί κάθε κόμβος πρέπει να συλλέξει πληροφορίες για τους  $\delta_i : i = 1, \dots, d$  γείτονες του αποστέλλοντας τους μηνύματα. Το ίδιο συμβαίνει και κατά την αύξηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$ , γιατί καθώς αυξάνεται η  $r_c$  αυξάνεται ο αριθμός των γειτόνων κάθε κόμβου (γίνεται πυκνότερο το δίκτυο), άρα αυξάνεται και ο αριθμός των απαιτούμενων μηνυμάτων για τη συλλογή των πληροφοριών από κάθε κόμβο. Αξίζει να σημειωθεί σ' αυτό το σημείο ότι η συλλογή πληροφοριών για την τοπολογία του δικτύου από κάθε κόμβο που συμβαίνει στη φάση της Αρχικοποίησης συμβαίνει μια μόνο φορά όπως έχει αναφερθεί ήδη στην Ενότητα ΣΤ'.3.2. Οι πληροφορίες αυτές μπορεί να χρησιμοποιηθούν όσες φορές χρειασθεί να εκτελεσθεί ο Αλγόριθμος 2 της φάσης της Δημιουργίας για τη δημιουργία ενός  $d$ -CDS.

#### ΣΤ'.4.2 Συγκρίσεις και Αξιολόγηση

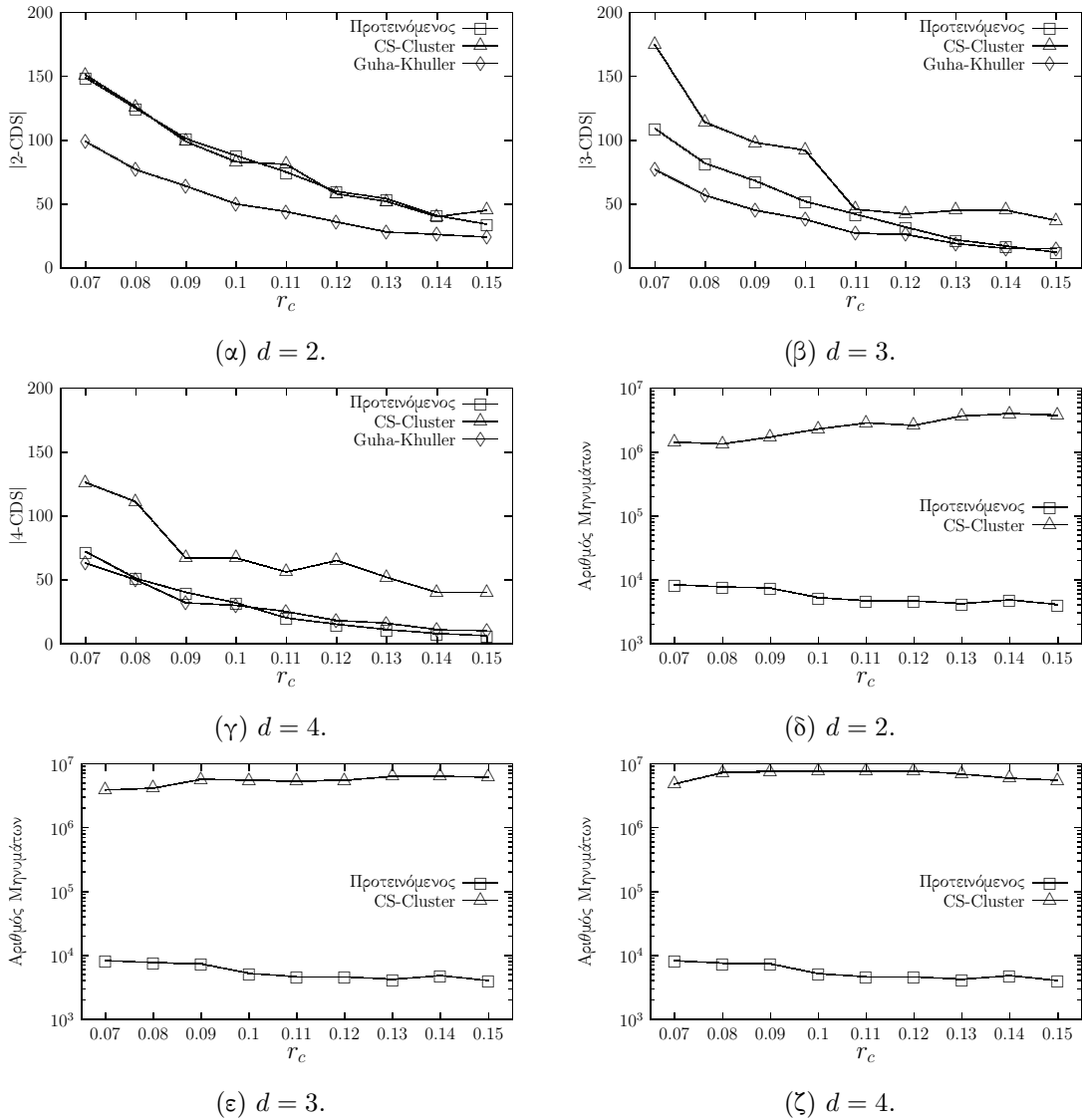
Ο προτεινόμενος αλγόριθμος αξιολογείται περαιτέρω συγκρίνοντας το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS με αυτό που παράγεται από τους αλγόριθμους Guha-Khuller [150] και CS-Cluster [166]. Ο αλγόριθμος Guha-Khuller είναι κεντρικοποιημένος και υπολογίζει μία από τις καλύτερες προσεγγίσεις του 1-mCDS σύμφωνα με τη βιβλιογραφία. Στην παρούσα διατριβή τροποποιείται για να υπολογίζει μια προσέγγιση του  $d$ -mCDS, όπου για  $d > 1$  χρησιμοποιείται ως ένα κάτω φράγμα για το μέγεθος του  $d$ -mCDS. Από την άλλη πλευρά, ο CS-Cluster είναι ένας πρόσφατος καταναμημένος αλγόριθμος ο οποίος δημιουργεί ένα  $d$ -CDS και βασίζεται στη δημιουργία ενός ελάχιστου ανεξάρτητου συνόλου ή (minimal independent set). Μία διαφορά ανάμεσα στον προτεινόμενο αλγόριθμο και τον CS-Cluster είναι ότι ο πρώτος δημιουργεί το  $d$ -CDS το οποίο συμπεριλαμβάνει υποχρεωτικά τον εκκινητή, ενώ ο δεύτερος δεν έχει τέτοιο περιορισμό (αν και υπάρχει η δυνατότητα να συμπεριληφθεί). Για να ξεπερασθεί αυτή η διαφορά κατά την σύγκριση των δύο αλγορίθμων, ο προτεινόμενος αλγόριθμος εκτελείται με καθένα από τους  $10^3$  κόμβους του δικτύου ως εκκινητές και ως παραγόμενο  $d$ -CDS θεωρείται το μικρότερο από τα  $10^3$  που προκύπτουν. Αυτό, βέβαια, δημιουργεί ένα επιπλέον κόστος στα παραγόμενα μηνύματα της φάσης της Δημιουργίας, το οποίο λαμβάνεται υπόψη για να είναι δίκαιη η σύγκριση.

Τα Σχήματα ΣΤ'.3- $\{\alpha, \beta, \gamma\}$  απεικονίζουν το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS και για τους τρεις αλγόριθμους (προτεινόμενο, CS-Cluster και Guha-Khuller) ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$  για τρεις διαφορετικές τιμές του  $d$  (2, 3, 4). Όπως και προηγουμένως, καθώς η  $r_c$  αυξάνει (τα δίκτυα γίνονται πιο πυκνά), το μέγεθος

του  $d$ -CDS μειώνεται σε όλες τις απεικονιζόμενες περιπτώσεις. Επιπρόσθετα καθώς το  $d$  αυξάνει, το αντίστοιχο μέγεθος του  $d$ -CDS επίσης μειώνεται. Είναι ενδιαφέρον να παρατηρηθεί ότι για  $d = 2$ , το μέγεθος του παραγόμενου από τον προτεινόμενο αλγόριθμο  $d$ -CDS είναι κοντά στο μέγεθος του παραγόμενου από τον CS-Cluster. Για  $d = 3$  το μέγεθος του παραγόμενου από τον προτεινόμενο αλγόριθμο  $d$ -CDS είναι καθαρά μικρότερο από αυτό του CS-Cluster και για  $d = 4$  η διαφορά είναι εμφανής. Για  $d = 4$  είναι επίσης εμφανές ότι το μέγεθος του παραγόμενου από τον προτεινόμενο αλγόριθμο  $d$ -CDS είναι κοντά στο αντίστοιχο του Guha-Khuller, καθώς και ότι για  $r_c > 0.11$  είναι (ελαφρά) μικρότερο. Αυτό οφείλεται στο γεγονός ότι ο αλγόριθμος Guha-Khuller δεν υπολογίζει το βέλτιστο  $d$ -CDS αλλά μια προσέγγιση (η δημιουργία του βέλτιστου  $d$ -mCDS απαιτεί σημαντικούς υπολογιστικούς πόρους καθώς όπως έχει αναφερθεί η φύση του προβλήματος ανήκει στην κατηγορία των NP-complete).

Στα Σχήματα ΣΤ'.3- $\{\delta, \epsilon, \zeta\}$  παρουσιάζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων αναφορικά με τον αριθμό των εκπεμπόμενων μηνυμάτων από τον προτεινόμενο και τον αλγόριθμο CS-Cluster (ο αλγόριθμος Guha-Khuller δεν περιλαμβάνεται σ' αυτή τη σύγκριση γιατί είναι κεντριοποιημένος). Όπως έχει ήδη αναφερθεί, ο προτεινόμενος αλγόριθμος είναι γενικευμένος (εκτελείται διαδοχικά με *εκκινητή* καθένα από τους κόμβους του δικτύου), για να καταστεί δίκαιη η σύγκριση, γεγονός που οδηγεί σε αυξημένο για τον προτεινόμενο κόστος μηνυμάτων. Επιπρόσθετα, επιπλέον μηνύματα συμπεριλαμβάνονται για τις απαιτούμενες κατανεμημένες διαδικασίες για την εύρεση του μικρότερου σε μέγεθος  $d$ -CDS από το σύνολο των παραγόμενων. Όπως ξεκάθαρα απεικονίζεται στα αντίστοιχα Σχήματα, για όλες τις εξεταζόμενες τιμές του  $d$  ο αριθμός των εκπεμπόμενων μηνυμάτων από τον προτεινόμενο αλγόριθμο είναι σημαντικά μικρότερος από τον αντίστοιχο του CS-Cluster. Αυτή η σημαντική διαφορά οφείλεται στην ανάγκη που έχει ο αλγόριθμος CS-Cluster για την κατασκευή του *ελάχιστου ανεξάρτητου συνόλου* ή *minimal independent set*. Να σημειωθεί ότι τα μηνύματα της αρχικοποίησης δεν έχουν συμπεριληφθεί για κανέναν από τους δύο αλγόριθμους επειδή το κόστος τους πληρώνεται μόνο μια φορά.





**Σχήμα ΣΤ'.3.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων για τοπολογίες δικτύων  $N = 10^3$  ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$  για διαφορετικές τιμές του  $d$  (2, 3, 4). Τα Σχήματα (α), (β) και (γ) απεικονίζουν το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS για τον Προτεινόμενο Αλγόριθμο καθώς και για τους αλγόριθμους CS-Cluster και Guha-Khuller. Τα Σχήματα (δ), (ε) και (ζ) απεικονίζουν σε λογαριθμική κλίμακα τον αριθμό των εκπεμπόμενων μηνυμάτων για τον Προτεινόμενο Αλγόριθμο καθώς και για τον αλγόριθμο CS-Cluster.

## ΣΤ'.5 Παραλλαγή του Προτεινόμενου Αλγόριθμου για τη Δημιουργία Προϋπολογισμένων Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων $d$ -αλμάτων ( $d$ -bCDS)

Σε πολλές περιπτώσεις που απαιτείται η δημιουργία  $d$ -CDS, υπάρχει τεχνικά ο περιορισμός το παραγόμενο σύνολο να έχει ένα άνω φράγμα στο μέγεθος του. Το παραγόμενο σύνολο αναφέρεται στη βιβλιογραφία ως *Προϋπολογισμένο Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνοιο  $d$ -αλμάτων* ή *budget d-hop Connected Dominating Set ( $d$ -bCDS)*. Το βέλτιστο  $d$ -bCDS είναι αυτό που καλύπτει το μεγαλύτερο ποσοστό των κόμβων του δικτύου και το μέγεθος του είναι μικρότερο από το άνω φράγμα που αναφέρθηκε προηγουμένως. Στη συνέχεια παρουσιάζεται μια παραλλαγή του Αλγόριθμου 2 που παρουσιάστηκε στην ενότητα ΣΤ'.2 και αντιμετωπίζει αυτό το πρόβλημα.

### ΣΤ'.5.1 Ο Αλγόριθμος που Δημιουργεί ένα $d$ -bCDS

Η προτεινόμενη παραλλαγή του αλγόριθμου για να παράγει  $d$ -bCDS ακολουθεί τη δομή του Αλγόριθμου 2 προσθέτοντας δύο παραμέτρους που τροποποιούν τη ροή του. Η πρώτη παράμετρος που συμβολίζεται με *budget* είναι το άνω φράγμα του μεγέθους του  $d$ -bCDS. Η δεύτερη οφείλεται στην παρατήρηση ότι κατά την εκτέλεση του Αλγόριθμου 2 για την κάλυψη των τελευταίων  $\delta_{d+1}$  γειτόνων κάθε κόκκινου κόμβου, απαιτείται η αποστολή δυσανάλογα μεγάλου αριθμού μηνυμάτων δημιουργίας, με αποτέλεσμα την αύξηση του μεγέθους του παραγόμενου  $d$ -bCDS. Στη συγκεκριμένη περίπτωση κατά την οποία δεν απαιτείται η κάλυψη όλου του δικτύου αλλά ο περιορισμός του μεγέθους του παραγόμενου  $d$ -bCDS, προκρίθηκε η δημιουργία μιας επιπλέον παραμέτρου, που συμβολίζεται με *stop*, η οποία δημιουργεί ένα άνω φράγμα στον αριθμό των αποστελλόμενων μηνυμάτων δημιουργίας. Η τιμή της παραμέτρου αυτής για τη βέλτιστη λειτουργία του αλγόριθμου εξαρτάται από τον μέσο αριθμό γειτόνων των κόμβων του δικτύου και υπολογίζεται ευρετικά (heuristic) για κάθε δίκτυο. Από την εφαρμογή των εκτεταμένων προσομοιώσεων που έγιναν καθώς και από την εφαρμογή του προτεινόμενου αλγόριθμου σε δεδομένα του πραγματικού κόσμου (traces) έγινε φανερό ότι βελτιώνει σημαντικά τα αποτελέσματα του αλγόριθμου, τόσο ως προς το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -bCDS όσο και ως προς το ποσοστό της κάλυψης του δικτύου.

Η φάση της *Αρχικοποίησης* (Αλγόριθμος 1) είναι ίδια με αυτήν του Αλγόριθμου 2. Ο Αλγόριθμος 3 περιγράφει τη φάση της *Δημιουργίας* του  $d$ -bCDS. Οι διαφορές από τη φάση της *Δημιουργίας* που περιγράφεται στον Αλγόριθμο 2 έγκεινται στην προσθήκη των παραμέτρων *budget* και *stop* στα μηνύματα της *δημιουργίας*. Συγκεκριμένα, κάθε κόμβος  $u$  που λαμβάνει ένα μήνυμα *δημιουργίας* (Γραμμή 21) λαμβάνει με αυτό τις τιμές των παραμέτρων *budget* (μέγιστος αριθμός των μηνυμάτων *δημιουργίας* που μπορεί να αποστείλει ο κόμβος με στόχο τη συγκράτηση του μεγέθους του  $d$ -bCDS μέσα στο όριο) και *stop* (δεύτερο άνω φράγμα του αριθμού των μηνυμάτων *δημιουργίας* με στόχο τη βελτιστοποίηση της απόδοσης). Η τιμή της παραμέτρου *budget* για τον *εκκινητή* είναι ίση με το δεδομένο άνω φράγμα του μεγέθους του  $d$ -bCDS. Στη συνέχεια, ο κόμβος  $u$  προσθέτει κόμβους στο σύνολο BLUE που έχει δημιουργήσει όσο ικανοποιούνται οι τρεις συνθήκες που περιγράφονται στη Γραμμή 11, δηλαδή δεν έχουν καλυφθεί όλοι οι  $\delta_{d+1}(u)$  γείτονές του ( $\text{UNSAT} \neq \emptyset$ ) και το πλήθος των μελών του συνόλου CAND των υποψήφιων κόμβων για την αποστολή μηνύματος *δημιουργίας* δεν υπερβαίνει τις τιμές των παραμέτρων *budget* και *stop* ( $(|\text{CAND}| \leq k) \wedge (|\text{CAND}| \leq \text{stop})$ ). Όταν ολοκληρωθεί αυτή η διαδικασία, ο κόμβος  $u$  υπολογίζει τη νέα τιμή της παραμέτρου *budget* που θα ενσωματώσει στα μηνύματα *δημιουργίας* που θα αποστείλει στα μέλη του συνόλου BLUE. Προκειμένου ο τελικός αριθμός των κόκκινων κόμβων να μην υπερβεί τον περιορισμό του μεγέθους του παραγόμενου  $d$ -bCDS, ο κόμβος  $u$  διαιρεί την τιμή της παραμέτρου *budget* που έλαβε με το μήνυμα *δημιουργίας* με το πλήθος των μελών του CAND. Με αυτόν τον τρόπο εξασφαλίζεται ότι δεν θα παραβιασθεί ο περιορισμός του μεγέθους του παραγόμενου  $d$ -bCDS. Η τιμή της παραμέτρου *stop* παραμένει σταθερή και όλοι οι κόκκινοι κόμβοι λαμβάνουν την ίδια τιμή με τα αντίστοιχα μηνύματα *δημιουργίας*.

---

**Αλγόριθμος 3:** Φάση Δημιουργίας  $d$ -bCDS.
 

---

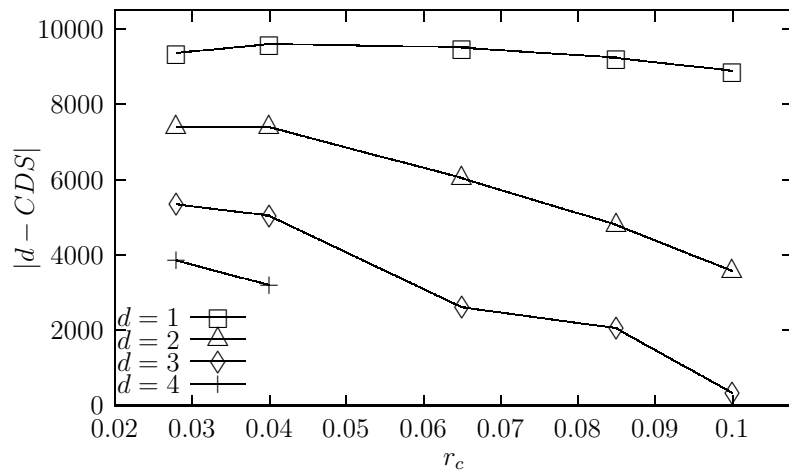
- 1 **Data:**  $budget, stop$
  - Result:**  $d$ -bCDS με μέγεθος μικρότερο του  $budget$
  - 2  $u$  : Ο κόμβος ο οποίος εκτελεί τον αλγόριθμο
  - 3 **color:** Το χρώμα του κόμβου  $u$  ▷ Αρχικά null και μετά το γεγονός της λήψης ενός μηνύματος δημιουργίας γίνεται κόκκινος
  - 4  $budget$ : Ο μέγιστος αριθμός των μηνυμάτων δημιουργίας ▷ Αποστέλλεται με το μήνυμα δημιουργίας
  - 5  $stop$ : Άνω φράγμα αριθμού των μηνυμάτων με στόχο τη βελτιστοποίηση ▷ Αποστέλλεται με το μήνυμα δημιουργίας
  - 6 **Ενεργοποίηση:** Ένα μήνυμα δημιουργίας λαμβάνεται ή ο εκκινήτης αυτοενεργοποιείται
  - 7 **color=red**
  - 8  $BLUE = \emptyset$  ▷ Το σύνολο των γειτονικών κόμβων του  $u$  στους οποίους θα αποσταλεί μήνυμα δημιουργίας
  - 9  $CAND = \delta_1(u)$  ▷ Υποψήφιοι να γίνουν μέλη του BLUE
  - 10  $UNSAT = \delta_{d+1}(u)$  ▷ Σύνολο κόμβων οι οποίοι βρίσκονται  $d + 1$  άλματα μακριά και θα καλυφθούν σε επόμενο βήμα
  - 11 **while**  $(UNSAT \neq \emptyset) \wedge (|CAND| \leq budget) \wedge (|CAND| \leq stop)$  **do**
  - 12      $max = 0$  ▷ Έλεγχος για την εύρεση του κόμβου του CAND ο οποίος καλύπτει τα περισσότερα μέλη του UNSAT
  - 13     **for**  $v \in CAND$  **do**
  - 14         **if**  $|\delta_d(v)| > max$  **then**
  - 15              $u_{max} = v$
  - 16              $max = |\delta_d(v)|$
  - 17      $BLUE = BLUE \cup \{u_{max}\}$  ▷ Ο κόμβος  $u_{max}$ , χρωματίζεται μπλε, πρόκειται να λάβει μήνυμα δημιουργίας και να χρωματιστεί κόκκινος στο επόμενο βήμα
  - 18      $CAND = CAND \setminus \{u_{max}\}$  ▷ Ο κόμβος  $u_{max}$  δεν ανήκει πλέον στους υποψήφιους να γίνουν μπλε
  - 19      $UNSAT = UNSAT \setminus \{UNSAT \cap \delta_d(u_{max})\}$  ▷ Το σύνολο των κόμβων  $UNSAT \cap \delta_d(u_{max})$  έχει πλέον καλυφθεί
  - 20  $budget = budget / |CAND|$  ▷ Η νέα τιμή του  $budget$  που θα ενσωματωθεί στα μηνύματα δημιουργίας που θα αποστείλει ο κόμβος  $u$
  - 21 **for**  $\forall v \in BLUE$  **do**
  - 22     Στείλε στον κόμβο  $v$  ένα μήνυμα δημιουργίας που θα περιλαμβάνει τις τιμές των  $budget$  και  $stop$
-

## ΣΤ'.5.2 Προσομοιώσεις για τον Έλεγχο του Αλγόριθμου Δημιουργίας $d$ -bCDS

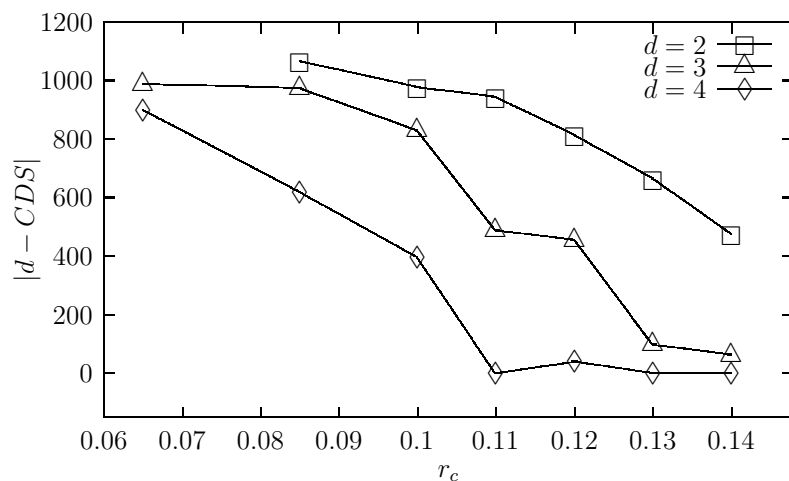
Για τον έλεγχο της καλής λειτουργίας του Αλγόριθμου 3 που παράγει το  $d$ -bCDS και τη σύγκρισή του με τον Αλγόριθμο 2, διενεργήθηκαν εκτεταμένες προσομοιώσεις. Χρησιμοποιήθηκε ο προσομοιωτής που περιγράφεται στο Παράρτημα VIII σε τοπολογίες με  $10^4$  κόμβους, ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.02 \dots 0.14$  και μοντέλο SRGG (Γ'.2.2) με τιμή της παραμέτρου  $\gamma = 2$ . Για τον Αλγόριθμο  $d$ -bCDS, οι παράμετροι για όλες τις περιπτώσεις διατηρήθηκαν σταθερές για να καταστεί ευκολότερη η σύγκριση των αποτελεσμάτων με τιμές  $budget = 1500$  και  $stop = 40$ . Εξαιτίας της υψηλής πολυπλοκότητας του προβλήματος (NP-complete), το μέγεθος των δικτύων που χρησιμοποιήθηκαν ( $10^4$  κόμβοι) απαιτεί υπολογιστικούς πόρους που οριακά καλύπτονται από τους συνήθεις υπολογιστές, ειδικά στα πυκνά δίκτυα, επιτρέπει, όμως, παρατηρήσεις για την αποδοτικότητα των αλγορίθμων αναφορικά με τους πόρους που απαιτούν για την εκτέλεση τους. Το τελευταίο είναι μια σημαντική παράμετρος καθώς στα Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων οι υπολογιστικοί πόροι είναι ιδιαίτερα περιορισμένοι.

Στο Σχήμα ΣΤ'.4- $\{\alpha\}$  απεικονίζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS από τον Αλγόριθμο 2 για τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 10^4$  και  $\gamma = 2$  ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$  για διαφορετικές τιμές του  $d$  (1, 2, 3, 4). Σημειώνεται ότι οι προσομοιώσεις απαίτησαν πολύ χρόνο για να ολοκληρωθούν στο υπολογιστικό σύστημα που αναφέρεται στο Παράρτημα VIII, γιατί ενώ ο αλγόριθμος είναι κατανεμημένος και στην εφαρμογή του σε πραγματικές συνθήκες εκτελείται παράλληλα σε κάθε κόμβο, στις προσομοιώσεις εκτελείται σειριακά (ένα βήμα σε κάθε κόμβο). Ακόμα, εξαιτίας αυτού του περιορισμού δεν έγινε δυνατή η εκτέλεση του σε πυκνά δίκτυα ( $r_c > 0.1$ ) καθώς και η εκτέλεση του για  $d = 4$  και  $r_c > 0.04$ . Όπως είναι αναμενόμενο σε πολύ αραιά δίκτυα το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS είναι σχετικά μεγάλο. Όσο όμως τα δίκτυα πυκνώνουν, τότε μικρός αριθμός κόμβων είναι σε θέση να καλύψει όλο το δίκτυο των  $10^4$  κόμβων. Χαρακτηριστικά, για ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.1$  και  $d = 4$  μερικές δεκάδες κόμβων καλύπτουν όλο το δίκτυο.

Στο Σχήμα ΣΤ'.4- $\{\beta\}$  απεικονίζονται τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -bCDS από τον Αλγόριθμο 3, με παραμέτρους για όλες τις θεωρούμενες περιπτώσεις  $budget = 1500$  και  $stop = 40$ , για τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 10^4$  και  $\gamma = 2$  ως συνάρτηση της ακτίνας



(α)



(β)

**Σχήμα ΣΤ'.4.** Αποτελέσματα προσομοιώσεων σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS για τοπολογίες σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 10^4$  και  $\gamma = 2$  ως συνάρτηση της  $r_c$  για διαφορετικές τιμές του  $d$  (1, 2, 3, 4). Στο (α) απεικονίζονται τα αποτελέσματα για τον Αλγόριθμο 2 και στο (β) για τον Αλγόριθμο 3 ο οποίος παράγει  $d$ -bCDS επιλέχθηκαν για όλες τις περιπτώσεις οι τιμές  $budget = 1500$  και  $stop = 40$ .

σύνδεσης  $r_c$  για διαφορετικές τιμές του  $d$  (2, 3, 4). Οι προσομοιώσεις σ' αυτή την περίπτωση απαιτήσαν πολύ λιγότερο χρόνο (περίπου το 1/10) από αυτές του Αλγόριθμου 2. Επειδή, όπως προαναφέρθηκε, για λόγους ευχέρειας στη σύγκριση των αποτελεσμάτων

οι παράμετροι *budget* και *stop* παρέμειναν σταθερές σε όλες τις περιπτώσεις, στα αραιά δίκτυα το άνω φράγμα του μεγέθους του *d*-bCDS (*budget* = 1500), καθώς και στις περιπτώσεις του  $d = 1$  (1-bCDS), η κάλυψη του δικτύου δεν κατέστη επαρκής (άνω του 90%). Αυτό είναι αναμενόμενο παρατηρώντας ότι το μέγεθος των αντίστοιχων *d*-CDS που δημιουργήθηκαν από τον Αλγόριθμο 2 είναι πάνω από 5.000 κόμβοι. Στο Σχήμα ΣΤ'.4-{\beta} όλα τα αποτελέσματα που απεικονίζονται παρέχουν κάλυψη άνω του 90% των κόμβων των δικτύων και για αυτό δεν εμφανίζονται οι παραπάνω περιπτώσεις. Για τη διευκόλυνση της σύγκρισης της απόδοσης των δύο αλγορίθμων, παρατίθενται οι Πίνακες ΣΤ'.1 και ΣΤ'.2 οι οποίοι περιέχουν μερικά αντιπροσωπευτικά αριθμητικά δεδομένα.

Πίνακας ΣΤ'.1: Σύγκριση Αποτελεσμάτων των Αλγορίθμων 2 και 3 για  $d = 2$ .

$r_c$	2-CDS	2-bCDS	Κάλυψη από 2-bCDS
0.085	4800	1066	93%
0.100	3567	977	99%

Στον Πίνακα ΣΤ'.1 παρουσιάζονται τα δεδομένα της απόδοσης για τους δύο αλγόριθμους για  $d = 2$ . Είναι φανερό ότι αν δεν απαιτείται η πλήρης κάλυψη του δικτύου η απόδοση του Αλγόριθμου 3 υπερτερεί. Αυτό εκτός των άλλων οφείλεται και στο γεγονός ότι η τιμή της παραμέτρου *budget* = 1500 είναι κοντά στη βέλτιστη για την περίπτωση αυτή, δηλαδή έχει τιμή που είναι κοντά στο μέγεθος του 2-bCDS που καλύπτει το μεγαλύτερο μέρος του δικτύου.

Πίνακας ΣΤ'.2: Σύγκριση Αποτελεσμάτων των Αλγορίθμων 2 και 3 για  $d = 3$ .

$r_c$	3-CDS	3-bCDS	Κάλυψη από 3-bCDS
0.085	2053	973	99%
0.100	338	829	100%

Στον Πίνακα ΣΤ'.2 παρουσιάζονται τα δεδομένα της απόδοσης για τους δύο αλγόριθμους για  $d = 3$ . Σ' αυτή την περίπτωση, για  $r_c = 0.085$  ο Αλγόριθμος 3 παράγει 3-bCDS που επιτυγχάνει κάλυψη του δικτύου 99% με μέγεθος μικρότερο από το μισό του 3-CDS που παράγει ο Αλγόριθμος 3, ενώ για  $r_c = 0.100$  υστερεί αν και η κάλυψη

του δικτύου είναι 100%. Αυτό οφείλεται στο ότι η τιμή της παραμέτρου  $budget = 1500$  δεν είναι κοντά στη βέλτιστη για την περίπτωση αυτή, δηλαδή έχει πολύ μεγάλη τιμή σε σχέση με το μέγεθος του 3-CDS που παράγει ο Αλγόριθμος 3.

Στις περιπτώσεις πυκνότερων δικτύων ( $r_c > 0.100$ ) η κάλυψη του δικτύου από τον Αλγόριθμο 3 είναι 100% και το μέγεθος του παραγόμενου συνόλου ( $|d-bCDS|$ ) είναι πολύ μικρό, σε σχέση πάντα με το μέγεθος του δικτύου ( $N = 10^4$ ).

Το συμπέρασμα που προκύπτει από τα αποτελέσματα των προσομοιώσεων είναι ότι αν υπάρχει η δυνατότητα να υπολογισθούν τιμές κοντά στις βέλτιστες (ευρετικά ή μέσω δοκιμών) για τις παραμέτρους του Αλγόριθμου 3 είναι δυνατή η πλήρης κάλυψη του δικτύου με μικρό σχετικά με το μέγεθος του δικτύου  $|d-bCDS|$ .

## ΣΤ'.6 Εφαρμογή των Προτεινόμενων Αλγορίθμων σε Πειραματικά Δεδομένα (Traces)

Για την καλύτερη αξιολόγηση των αλγορίθμων που προαναφέρθηκαν, έγινε εφαρμογή τους πέραν των προσομοιώσεων και σε πειραματικά δεδομένα (traces). Ο αντικειμενικός στόχος που τέθηκε είναι η δημιουργία ενός ασύρματου δικτύου εν είδει backbone για τη συλλογή δεδομένων που παράγονται από κινούμενα οχήματα. Τα περισσότερα επαγγελματικά οχήματα που χρησιμοποιούνται ως μέσα μεταφοράς (ταξί, λεωφορεία, φορτηγά) έχουν πλέον ασύρματη σύνδεση και στέλνουν δεδομένα κατά τη διάρκεια των μετακινήσεων τους (σύντομα όλα τα οχήματα θα κάνουν το ίδιο). Το προτεινόμενο ασύρματο δίκτυο που σχεδιάστηκε και μελετήθηκε αναμένεται να μετριάσει το φόρτο του δικτύου, συλλέγοντας τα δεδομένα από τα οχήματα και να τα μεταφέρει σε κάποιο κεντρικό σημείο. Αντίστροφα, θα μπορεί, να μεταφέρει στα οχήματα πληροφορίες σχετικά με την κυκλοφορία και όποια άλλη απαιτούμενη πληροφορία.

Συγκεκριμένα χρησιμοποιήθηκαν τα δεδομένα των πράσινων ταξί της Νέας Υόρκης των ΗΠΑ του Σεπτεμβρίου του 2014<sup>1</sup>. Αυτός ο μήνας προτιμήθηκε γιατί είναι ο τελευταίος για τον οποίο παρέχονται αναλυτικές πληροφορίες για τις θέσεις των πράσινων ταξί. Από αυτά τα δεδομένα χρησιμοποιήθηκαν οι θέσεις εισόδου και εξόδου των επιβατών στα ταξί (Pickup longitude, Pickup latitude, Dropoff longitude, Dropoff latitude). Αυτά τα δεδομένα περιέχουν τις ακριβείς θέσεις (δεδομένα από GPS)

---

<sup>1</sup>New York City Taxi & Limousine Commission <https://www1.nyc.gov/site/tlc/about/tlc-trip-record-data.page>.



στο οδικό δίκτυο στις οποίες σταμάτησαν τα πράσινα ταξί της Νέας Υόρκης για να επιβιβάσουν ή να αποβιβάσουν επιβάτες κατά τον Σεπτέμβριο του 2014. Οι συνολικές θέσεις αποτελούν ένα σύνολο από 2.719.781 σημεία. Αρχικά αφαιρέθηκαν τα σημεία εκείνα που βρίσκονται εκτός των ορίων της πόλης της Νέας Υόρκης<sup>2</sup>. Τα σημεία που απέμειναν εντός των ορίων της πόλης είναι 2.717.385. Η συνολική έκταση της πόλης διαιρέθηκε σε  $110 \times 110$  ίσου μεγέθους τετράγωνα και στη συνέχεια αφαιρέθηκαν εκείνα στα οποία δεν υπάρχει κανένα από τα προαναφερόμενα σημεία. Τα εναπομείναντα τετράγωνα είναι 4.305. Τα σημεία μέσα σε κάθε τετράγωνο κυμαίνονται από 1 έως 32.756. Από τα σημεία αυτά υπολογίστηκε εκείνο το οποίο βρίσκεται πλησιέστερα στο «κέντρο μάζας» των σημείων του τετραγώνου και αυτό το σημείο αποτελεί για τη συνέχεια, εκείνο στο οποίο θεωρείται ότι είναι τοποθετημένος ένας κόμβος του ασύρματου δικτύου που θα λειτουργεί ως backbone του δικτύου των οχημάτων που κινούνται στο οδικό δίκτυο της Νέας Υόρκης. Το δίκτυο αυτό που στη συνέχεια θα ονομάζεται *backbone ασύρματο δίκτυο* αποτελεί το αντικείμενο της μελέτης των επόμενων παραγράφων.

Στη συνέχεια, στα 4.305 αυτά σημεία τοποθετήθηκαν οι κόμβοι του *backbone ασύρματου δικτύου* σε κανονικοποιημένη τοπολογία σύμφωνα με το μοντέλο SRGG (πεδίο  $1 \times 1$ ) με σταθερά  $\gamma = 2$  και ακτίνες σύνδεσης  $r_c = 0.085 \dots 0.120$ . Το εύρος των ακτίνων σύνδεσης επιλέχθηκε κατ' αυτόν τον τρόπο, γιατί μικρότερες ακτίνες σύνδεσης είχαν ως αποτέλεσμα μη συνεκτικά backbone ασύρματα δίκτυα και μεγαλύτερες πολύ πυκνά *backbone ασύρματα δίκτυα* που απαιτούν ιδιαίτερα μεγάλο υπολογιστικό κόστος για τη διαχείρισή τους. Να σημειωθεί σε αυτό το σημείο ότι μια σημαντική διαφορά των προσομοιώσεων αυτών των backbone ασύρματων δικτύων σε σχέση με αυτά που δημιουργήθηκαν στις προσομοιώσεις που περιγράφηκαν στις προηγούμενες ενότητες, είναι ότι η χωρική κατανομή των κόμβων δεν είναι ομοιόμορφη, καθώς ακολουθεί τη μορφολογία του οδικού δικτύου της πόλης, σε αντιδιαστολή με αυτά των προσομοιώσεων των προηγούμενων ενότητων όπου οι κόμβοι είναι ομοιόμορφα κατανεμημένοι στο πεδίο.

Στο Σχήμα ΣΤ'.5- $\{\alpha\}$  απεικονίζονται τα αποτελέσματα του Αλγόριθμου 2 για το προαναφερόμενο περιβάλλον. Να σημειωθεί ότι δεν κατέστη δυνατόν να ολοκληρωθούν οι υπολογισμοί για τα σύνολα 3-CDS και ακτίνα σύνδεσης  $r_c = 0.12$  καθώς και για τα σύνολα 4-CDS, γιατί δεν επαρκούν οι διαθέσιμοι υπολογιστικοί πόροι. Αυτό συμβαίνει γιατί παρόλο που ο αριθμός των κόμβων των backbone ασύρματων δικτύων ( $N =$

<sup>2</sup>New York City Borough Boundary Metadata - Release 19a.

4305) δεν είναι απαγορευτικός σε κανονικές συνθήκες, στη συγκεκριμένη περίπτωση αρκετοί κόμβοι έχουν λόγω της ιδιαιτερότητας του οδικού δικτύου, πολύ μεγάλο αριθμό γειτόνων, γεγονός που επιβαρύνει τους υπολογισμούς. Τα παραγόμενα σύνολα 1-CDS έχουν σχετικά μεγάλο μέγεθος σε σχέση με αυτό των συνολικών δικτύων, γεγονός που οφείλεται στο ότι σχετικά μεγάλος αριθμός κόμβων βρίσκεται σε τέτοιες θέσεις, οι οποίες προκειμένου να καλυφθούν απαιτείται η δημιουργία (από τον Αλγόριθμο 2) «αλυσίδων» διαδοχικών κόμβων που να φθάνει μέχρις αυτούς, επιβαρύνοντας μ' αυτόν τον τρόπο το μέγεθος των παραγόμενων συνόλων 1-CDS. Από την άλλη πλευρά, τα παραγόμενα σύνολα 2-CDS και ιδιαίτερα τα σύνολα 3-CDS έχουν ικανοποιητικά μικρό μέγεθος αναδεικνύοντας την καταλληλότητα του Αλγόριθμου 2 για την αντιμετώπιση προβλημάτων αυτού του είδους.

Στο Σχήμα ΣΤ'.5- $\beta$  απεικονίζονται τα αποτελέσματα του Αλγόριθμου 3 για το προαναφερόμενο περιβάλλον με τιμές των παραμέτρων του για όλες τις περιπτώσεις  $budget = 750$  και  $stop = 30$ . Η επιλογή να κρατηθούν οι τιμές των παραμέτρων σταθερές, προτιμήθηκε παρόλο που δεν αντιστοιχούν στα βέλτιστα δυνατά αποτελέσματα, προκειμένου να καταστεί δυνατή η σύγκριση με τα αντίστοιχα αποτελέσματα του Αλγόριθμου 2. Για αυτόν το λόγο και επειδή επιλέχθηκε να παρουσιασθούν στο Σχήμα ΣΤ'.5- $\beta$  μόνο όσα από τα παραγόμενα σύνολα  $d$ -bCDS παρέχουν κάλυψη πάνω από 90%, δεν εμφανίζονται τα αποτελέσματα για τα σύνολα 1-bCDS (δεν είναι δυνατόν να καλυφθούν τα *backbone ασύρματα δίκτυα* από σύνολα 1-bCDS με τον περιορισμό του άνω φράγματος των  $budget = 750$  κόμβων). Τα αποτελέσματα για τα σύνολα 2-bCDS, 3-bCDS και 4-bCDS είναι ιδιαίτερα ικανοποιητικά από άποψη μεγέθους των παραγόμενων συνόλων. Αξίζει να σημειωθεί, ότι το υπολογιστικό κόστος είναι πολύ μικρότερο σε σχέση με το αντίστοιχο του Αλγόριθμου 2. Τα παραγόμενα σύνολα 2-bCDS παρέχουν κάλυψη σε ποσοστό από 91,9% έως 95,1% των κόμβων του *backbone ασύρματου δικτύου* ενώ τα σύνολα 3-bCDS από 99,9% (σε μια περίπτωση) έως 100% (σε όλες τις άλλες) και τα σύνολα 4-bCDS 100% σε όλες τις περιπτώσεις.

Στους Πίνακες ΣΤ'.3 και ΣΤ'.4 παρουσιάζονται αριθμητικά αποτελέσματα της εφαρμογής των Αλγόριθμων 2 και 3 για την καλύτερη σύγκριση των αποτελεσμάτων των δύο αλγόριθμων.

Το συμπέρασμα που προκύπτει από την εφαρμογή των δύο αλγόριθμων στα δεδομένα με τις ιδιαιτερότητες του πραγματικού κόσμου, είναι ότι αν υπάρχει η δυνατότητα υπολογισμού (με ευρετικές μεθόδους ή μέσω δοκιμών) των παραμέτρων του Αλγόριθμου 3, ούτως ώστε τα αποτελέσματά του να προσεγγίζουν το βέλτιστο, αυτός είναι

Πίνακας ΣΤ'.3: Σύγκριση Αποτελεσμάτων Αλγόριθμων 2 και 3 για  $d = 2$  για δεδομένα των ταξί της Νέας Υόρκης.

$r_c$	2 – CDS	2 – bCDS	Κάλυψη από 2-bCDS
0.085	836	717	93,2%
0.100	666	616	91,9%
0.110	369	565	95,1%
0.120	426	427	93,5%

Πίνακας ΣΤ'.4: Σύγκριση Αποτελεσμάτων Αλγόριθμων 2 και 3 για  $d = 3$  για δεδομένα των ταξί της Νέας Υόρκης.

$r_c$	3 – CDS	3 – bCDS	Κάλυψη από 3-bCDS
0.085	135	637	100%
0.100	97	604	99,9%
0.110	41	485	100%
0.120	-	383	100%

προτιμότερος γιατί μπορεί να επιτύχει πλήρη κάλυψη του δικτύου με πολύ μικρότερο υπολογιστικό κόστος από αυτό που απαιτεί ο Αλγόριθμος 2 και παρόμοια απόδοση όσον αφορά το μέγεθος του παραγόμενου συνόλου.

## ΣΤ'.7 Συμπεράσματα από τη Χρήση των Προτεινόμενων Αλγόριθμων για τη Διάχυση της Πληροφορίας

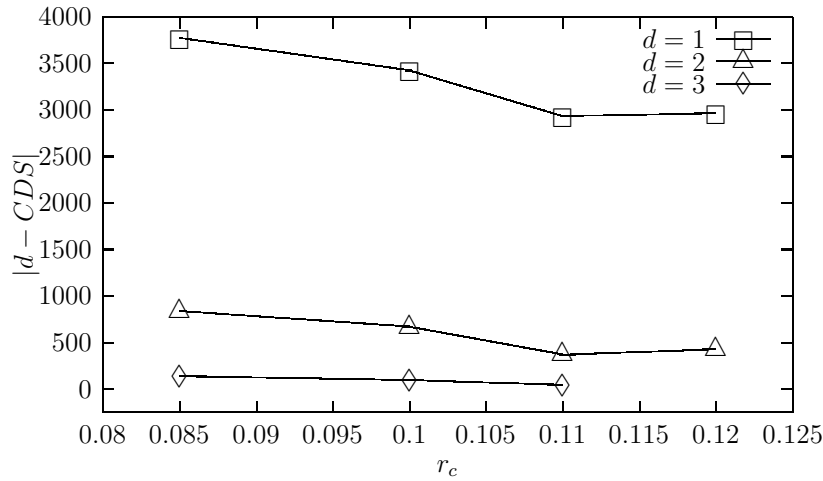
Ο προτεινόμενος κατανεμημένος αλγόριθμος για τη δημιουργία  $d$ -CDS για Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων δεν απαιτεί καθολική πληροφορία, που έχει υψηλό κόστος, κατά την εκτέλεσή του και μπορεί εύκολα να υλοποιηθεί για εφαρμογές Διάχυσης της Πληροφορίας. Εξαιτίας της κατανεμημένης φύσης του, ο αριθμός των απαιτούμενων μηνυμάτων παραμένει χαμηλός ενώ το μέγεθος των παραγόμενων  $d$ -CDSs παραμένει επίσης σημαντικά χαμηλό. Ο προτεινόμενος αλγόριθμος μελετήθηκε και συγκρίθηκε η

απόδοσή του με άλλες προσεγγίσεις. Η σύγκριση του Αλγόριθμου 2 με έναν κεντρικοποιημένο αλγόριθμο [150] καθώς και με έναν σχετικά πρόσφατο καταναμεημένο [166], επέδειξε την αποδοτικότητά του όσον αφορά το μέγεθος των παραγόμενων *d*-CDSs καθώς και τον αριθμό των απαιτούμενων μηνυμάτων κατά την εκτέλεσή του. Αυτό είναι σημαντικό πλεονέκτημα στο περιβάλλον των Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων, όπου υπάρχουν σημαντικοί λόγοι περιορισμού της κατανάλωσης ενέργειας και όπου ο αριθμός των εκπεμπόμενων μηνυμάτων πρέπει να μειωθεί όσο το δυνατόν περισσότερο.

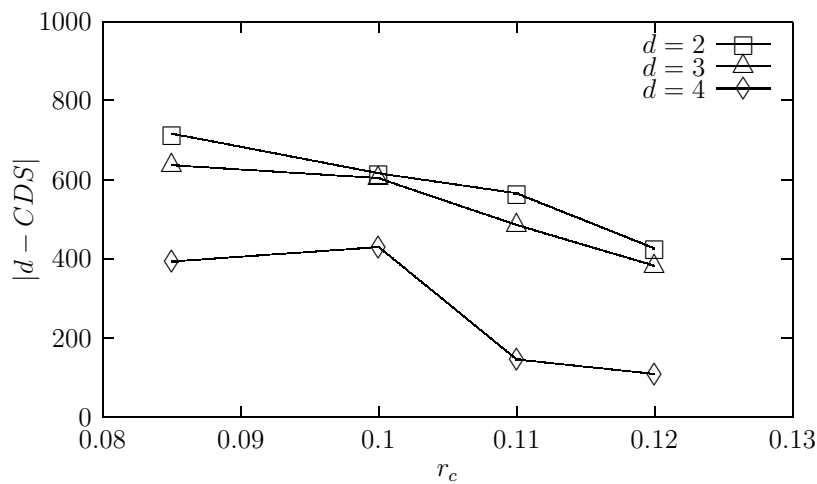
Η παραλλαγή του Αλγόριθμου 2 που παρουσιάστηκε στη συνέχεια ως Αλγόριθμος 3, που παράγει *d*-bCDS, αποδείχθηκε ότι παρουσιάζει ακόμα καλύτερα αποτελέσματα αν παραμετροποιηθεί κατά τρόπο που πλησιάζει το βέλτιστο. Η σύγκριση του Αλγόριθμου 3 με τον Αλγόριθμο 2 από τον οποίο προήλθε έδειξε ότι σε πρακτικές εφαρμογές είναι προτιμότερος. Μπορεί να επιτύχει αντίστοιχα ή και καλύτερα αποτελέσματα με πολύ μικρότερο υπολογιστικό κόστος όπως αναφέρθηκε στην Ενότητα ΣΤ'.6.

Η εφαρμογή τόσο του προτεινόμενου αλγόριθμου όσο και της παραλλαγής του, πέραν των προσομοιώσεων και σε δεδομένα του πραγματικού κόσμου, έδειξε ότι μπορεί να δώσει λύσεις σε πρακτικά προβλήματα όπως αυτό της δημιουργίας ενός *backbone ασύρματου δικτύου* για τη διάχυση της πληροφορίας σε κινούμενα οχήματα του οδικού δικτύου της Νέας Υόρκης όπως παρουσιάστηκε στην Ενότητα ΣΤ'.6. Τα αποτελέσματα ιδιαίτερα του Αλγόριθμου 3 είναι ιδιαίτερα ενθαρρυντικά. Η δημιουργία του συνόλου *d*-bCDS καταναλώνει περιορισμένους υπολογιστικούς πόρους για το είδος της εφαρμογής και επιτυγχάνει κάλυψη που στις περισσότερες περιπτώσεις φθάνει το 100% του δικτύου.

Συνάγεται λοιπόν ότι οι προτεινόμενοι αλγόριθμοι δεν αποτελούν απλά ένα ακόμη θεωρητικό εργαλείο στα τόσα που υπάρχουν στη βιβλιογραφία, αλλά έχουν άμεσες δυνατότητες εφαρμογής σε πρακτικά προβλήματα, και μπορούν να υλοποιηθούν εύκολα και με ικανοποιητικά αποτελέσματα.



(α)



(β)

**Σχήμα ΣΤ'.5.** Πειραματικά αποτελέσματα από τη χρήση των δεδομένων της κίνησης των ταξί της Νέας Υόρκης (traces) σχετικά με το μέγεθος του παραγόμενου  $d$ -CDS για τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με το μοντέλο SRGG με  $N = 4305$  και  $\gamma = 2$  ως συνάρτηση της ακτίνας σύνδεσης  $r_c$  για διαφορετικές τιμές του  $d$  (1, 2, 3, 4). Στο Σχήμα (α) απεικονίζονται τα αποτελέσματα για τον Αλγόριθμο 2 και στο Σχήμα (β) για τον Αλγόριθμο 3 που παράγει το  $d$ -bCDS με παραμέτρους για όλες τις περιπτώσεις  $budget = 750$  και  $stop = 30$ .

## Κεφάλαιο Ζ΄

### Σύνοψη και Συμπεράσματα

**T**Ο κύριο αντικείμενο ανάλυσης και επεξεργασίας αυτής της διατριβής υπήρξε η αντιμετώπιση της Διάχυσης της Πληροφορίας σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων. Προτάθηκαν, μελετήθηκαν και αναλύθηκαν δύο τρόποι, οι Τυχαίοι Περιπατητές και τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα. Αν και καθένας από αυτούς αντιμετωπίζει τα σχετικά προβλήματα με διαφορετικό τρόπο, και οι δύο δεν απαιτούν κεντροποιημένη πληροφόρηση που είναι πολύ δύσκολο να υπάρξει σε πραγματικές συνθήκες. Ο πρώτος τρόπος, δηλαδή η χρήση των Τυχαίων Περιπατητών, μπορεί να χρησιμοποιηθεί αφενός για τη συγκέντρωση των παραγόμενων δεδομένων από τους Αισθητήρες και αφετέρου για την ανεύρεση από αυτούς των διαθέσιμων υπηρεσιών που παρέχονται στο δίκτυο μέρος του οποίου αποτελούν. Ο δεύτερος τρόπος, δηλαδή η δημιουργία Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων, είναι ιδιαίτερα χρήσιμος για τους ίδιους λόγους και η πρόταση αυτής της διατριβής συνίσταται σε αλγόριθμους υλοποιήσιμους με μικρό σχετικά με το είδος της εφαρμογής υπολογιστικό κόστος και ικανοποιητικά χαρακτηριστικά σε σχέση με τους διαθέσιμους στην βιβλιογραφία.

Όσον αφορά τους Τυχαίους Περιπατητές παρουσιάστηκε μια επαρκώς τεκμηριωμένη ανάλυση της χρήσης ενός Τυχαίου Περιπατητή για την κάλυψη Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων. Η ανάλυση αυτή υποστηρίχθηκε από μεγάλο αριθμό προσομοιώσεων σε διαφορετικές τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με τα μοντέλα RGG, SRGG και GGG. Ακόμα υποστηρίχθηκε από μια εφαρμογή σε πειραματικό ασύρματο δίκτυο που είναι εγκατεστημένο στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου.

Τα αποτελέσματα της ανάλυσης της χρήσης ενός Τυχαίου Περιπατητή για την κάλυψη Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων χρησιμοποιήθηκαν στη μελέτη της δράσης

Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών επίσης για την κάλυψη Ασύρματων Δικτύων Αισθητήρων. Η μελέτη αυτή κάλυψε και τη χρήση Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών εφοδιασμένων με Μηχανισμό Αντιγραφής. Η μελέτη αυτή κατέληξε σε αναλυτικές σχέσεις για το χρόνο κάλυψης των δικτύων ανάλογα με τον αριθμό των Τυχαίων Περιπατητών που δρουν στο δίκτυο καθώς και σε σχέσεις που επιτρέπουν τον υπολογισμό του αριθμού των Τυχαίων Περιπατητών που απαιτούνται για την κάλυψη ορισμένου ποσοστού του δικτύου με χρονικούς περιορισμούς. Όλα τα αναλυτικά αποτελέσματα τεκμηριώθηκαν επαρκώς. Όλες αυτές οι αναλυτικές σχέσεις υποστηρίχθηκαν από εκτεταμένη σειρά προσομοιώσεων σε τοπολογίες δικτύων σύμφωνα με τα μοντέλα RGG και SRGG. Οι σχετικές με την κάλυψη του δικτύου αναλυτικές σχέσεις καθώς και η δράση Πολλαπλών Τυχαίων Περιπατητών εφοδιασμένων με Μηχανισμό Αντιγραφής υποστηρίχθηκαν επίσης με την εφαρμογή τους στο πειραματικό ασύρματο δίκτυο που είναι εγκατεστημένο στα κτήρια του Ιονίου Πανεπιστημίου.

Όσον αφορά τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα ή CDSs παρουσιάστηκε ένας νέος καταναμημένος αλγόριθμος για τη δημιουργία Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων  $d$  αλμάτων ή  $d$ -CDS. Ο αλγόριθμος αυτός εξετάστηκε αναλυτικά για την ορθότητά του, των αριθμό των μηνυμάτων που απαιτούνται για την εκτέλεσή του, καθώς και για το χρόνο επεξεργασίας και τερματισμού του. Για την αξιολόγηση του αλγόριθμου διενεργήθηκαν εκτεταμένες προσομοιώσεις και συγκρίσεις σε ίδιες συνθήκες με έναν κεντροποιημένο καθώς και με έναν σχετικά πρόσφατο προταθέντα καταναμημένο αλγόριθμο. Τα αποτελέσματα έδειξαν ότι η απόδοση του προτεινόμενου αλγόριθμου είναι παραπλήσια με αυτή του κεντροποιημένου και υπερτερεί του καταναμημένου ειδικά στον αριθμό των απαιτούμενων μηνυμάτων. Ο αριθμός των μηνυμάτων που απαιτούνται για την εκτέλεση ενός αλγόριθμου σε Ασύρματα Δίκτυα Αισθητήρων είναι ιδιαίτερα σημαντικό μέγεθος γιατί επιβαρύνει τους ενεργειακούς πόρους του δικτύου.

Παρουσιάστηκε ακόμα μια παραλλαγή αυτού του αλγόριθμου, ο οποίος δημιουργεί Προϋπολογισμένα Κυρίαρχα Σύνολα  $d$  αλμάτων ή  $d$ -bCDS τα οποία έχουν μεγάλη πρακτική σημασία. Ο αλγόριθμος αυτός υποστηρίχθηκε από μεγάλο αριθμό προσομοιώσεων και βρέθηκε ότι ενώ η απόδοσή του όσον αφορά το μέγεθος του παραγόμενου συνόλου είναι σχεδόν ίδια με αυτήν του κύριου αλγόριθμου αυτής της διατριβής, απαιτεί σημαντικά λιγότερους υπολογιστικούς πόρους κατά την εκτέλεσή του ιδιαίτερα σε πυκνά δίκτυα.

Ο αλγόριθμος που δημιουργεί  $d$ -CDS καθώς και η παραλλαγή του που δημιουργεί  $d$ -bCDS εφαρμόστηκαν επίσης σε ιδιαίτερα περιβάλλοντα και παρουσιάστηκε το αποτέ-

λεσμα της λειτουργίας τους σε δεδομένα που αντλήθηκαν από ανοικτή βάση δεδομένων, η οποία περιέχει στοιχεία που αποτυπώνουν την κίνηση των ταξί της Νέας Υόρκης. Η εφαρμογή τους σ' αυτό το ιδιαίτερο περιβάλλον έχει το πλεονέκτημα, ότι δοκιμάζει τη λειτουργία τους όχι στο μοντελοποιημένο περιβάλλον των προσομοιώσεων αλλά σε ένα που απεικονίζει πιστότερα εκείνο στο οποίο θα κληθούν να δράσουν οι συγκεκριμένοι αλγόριθμοι. Τα αποτελέσματα που προέκυψαν ήταν ενθαρρυντικά, ιδιαίτερα για τον αλγόριθμο που δημιουργεί *d-bCDS*.

Τα αποτελέσματα της ερευνητικής εργασίας, στην οποία στηρίχθηκε η παρούσα διατριβή, μπορούν να χρησιμοποιηθούν στην αντιμετώπιση των προβλημάτων που ανακύπτουν από την υιοθέτηση νέων τεχνολογιών σε σχέση με την ασύρματη δικτύωση. Τα ασύρματα συστήματα 5ης γενιάς (5G) που βρίσκονται στο στάδιο της εφαρμογής, θέτουν νέες προκλήσεις όσον αφορά τη δικτύωση τεράστιου αριθμού συσκευών. Οι περισσότερες από αυτές θα αποτελέσουν το διαδίκτυο των πραγμάτων (Internet of Things, IoT) και η διασύνδεση τους καθώς και η διάχυση της πληροφορίας από και προς αυτά, αποτελεί ένα από τα θέματα αιχμής της ερευνητικής κοινότητας στις μέρες μας. Σ' αυτό το πλαίσιο η παρούσα διατριβή προτείνει μεθόδους που αντιμετωπίζουν κάποια από τα αναδυόμενα προβλήματα, χρησιμοποιώντας εργαλεία που έχουν παρουσιασθεί στη βιβλιογραφία στο παρελθόν, προσαρμοσμένα στις σημερινές απαιτήσεις.

Οπωσδήποτε αυτή η διατριβή δεν αποτελεί το τέλος των προσπαθειών αλλά μια αρχή για ερευνητική προσπάθεια στον ευρύτερο επιστημονικό και τεχνολογικό τομέα. Συγκεκριμένα οι Τυχαίοι Περιπατητές αποτελούν εργαλείο που μπορεί να χρησιμοποιηθεί πέραν της κάλυψης των δικτύων και στην ανίχνευση ιδιοτήτων και ιδιαιτεροτήτων των μεγάλου μεγέθους δικτύων που υπάρχουν και που θα δημιουργηθούν στο άμεσο μέλλον, με μικρό υπολογιστικό κόστος και ικανοποιητική απόδοση. Η ανίχνευση *συστάδων* ή *clusters*, η ανεύρεση *σημαντικών κόμβων* ή *important nodes*, η αναγνώριση *δομών κοινότητας* ή *community structures* καθώς και η *κατανομή των γειτόνων* ή *neighbor distribution* είναι μερικές από αυτές. Όσον αφορά τα Συνδεδεμένα Κυρίαρχα Σύνολα, στις νέες συνθήκες που δημιουργούνται στον τομέα της δικτύωσης, η εφαρμογή τους σε διάφορα περιβάλλοντα θα γίνει επιτακτική. Αυτό δημιουργεί την ανάγκη για δημιουργία αλγόριθμων προσαρμοσμένων κατάλληλα στις εκάστοτε συνθήκες. Η ομαλή λειτουργία των δικτύων των *ευφυϊών πόλεων* ή *smart cities* και των εφαρμογών *ευφυούς τουρισμού* ή *smart tourism*, η μετατροπή της παραδοσιακής και της βιομηχανικής γεωργίας σε *ευφυή γεωργία* ή *smart agriculture* καθώς και η *δικτύωση των οχημάτων* ή *vehicular networking*, για να αναφερθούν μερικές μόνο περιπτώσεις, κα-



θώς και η συνεργασία τους με μη επανδρωμένα εναέρια οχήματα ή (unmanned aerial vehicles (UAV) ή drones) ανοίγουν ένα ευρύ πεδίο δημιουργίας νέων ή μετατροπής υφιστάμενων κατανεμημένων αλγόριθμων Συνδεδεμένων Κυρίαρχων Συνόλων με μεγάλη πρακτική και οικονομική σημασία. Σ' αυτό το πλαίσιο έχουν ήδη γίνει κάποια πρώτα βήματα [213].

## Βιβλιογραφία

- [1] “Statistica.” <https://www.statista.com/statistics/471264/iot-number-of-connected-devices-worldwide/>. [Online; accessed 28-June-2019].
- [2] A. Gormley, “Sculpture.” <http://www.antonygormley.com/>, 1999. [Online; accessed 15-June-2019].
- [3] T. Arampatzis, J. Lygeros, and S. Manesis, “A survey of applications of wireless sensors and wireless sensor networks,” in *Proceedings of the 2005 IEEE International Symposium on, Mediterrean Conference on Control and Automation Intelligent Control, 2005.*, pp. 719–724, June 2005.
- [4] I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci, “Wireless sensor networks: A survey,” *Comput. Netw.*, vol. 38, pp. 393–422, Mar. 2002.
- [5] I. Akyildiz, T. Melodia, and K. Chowdhury, “A survey on wireless multimedia sensor networks,” *Computer networks*, vol. 51, no. 4, pp. 921–960, 2007.
- [6] T. Ojha, S. Misra, and N. S. Raghuwanshi, “Wireless sensor networks for agriculture,” *Comput. Electron. Agric.*, vol. 118, pp. 66–84, Oct. 2015.
- [7] S. A. Nikolidakis, D. Kandris, D. D. Vergados, and C. Douligieris, “Energy efficient automated control of irrigation in agriculture by using wireless sensor networks,” *Computers and Electronics in Agriculture*, vol. 113, pp. 154 – 163, 2015.
- [8] L. Ruiz-Garcia, P. Barreiro, and J. Robla, “Performance of zigbee-based wireless sensor nodes for real-time monitoring of fruit logistics,” *Journal of Food Engineering*, vol. 87, no. 3, pp. 405–415, 2008.

- [9] M. Bottero, B. Dalla Chiara, and F. P. Deflorio, “Wireless sensor networks for traffic monitoring in a logistic centre,” *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, vol. 26, pp. 99–124, 2013.
- [10] R. Jedermann, C. Behrens, D. Westphal, and W. Lang, “Applying autonomous sensor systems in logistics, combining sensor networks, rfids and software agents,” *Sensors and Actuators A: Physical*, vol. 132, no. 1, pp. 370–375, 2006.
- [11] S. Mejjouli and R. F. Babiceanu, “Rfid-wireless sensor networks integration: Decision models and optimization of logistics systems operations,” *Journal of Manufacturing Systems*, vol. 35, pp. 234–245, 2015.
- [12] L. G. Anthopoulos, *Understanding the Smart City Domain: A Literature Review*, pp. 9–21. Cham: Springer International Publishing, 2015.
- [13] R. Kitchin, “Making sense of smart cities: addressing present shortcomings,” *Cambridge Journal of Regions, Economy and Society*, vol. 8, pp. 131–136, 10 2014.
- [14] A. Meijer and M. P. R. Bolivar, “Governing the smart city: a review of the literature on smart urban governance,” *International Review of Administrative Sciences*, vol. 82, no. 2, pp. 392–408, 2016.
- [15] J. K. Hart and K. Martinez, “Environmental sensor networks: A revolution in the earth system science?,” *Earth-Science Reviews*, vol. 78, no. 3, pp. 177–191, 2006.
- [16] P. Corke, T. Wark, R. Jurdak, W. Hu, P. Valencia, and D. Moore, “Environmental wireless sensor networks,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 98, pp. 1903–1917, Nov 2010.
- [17] G. Anastasi, G. L. Re, and M. Ortolani, “WSNs for structural health monitoring of historical buildings,” in *Human System Interactions, 2009. HSI’09. 2nd Conference on*, pp. 574–579, IEEE, 2009.
- [18] M. Ceriotti, L. Mottola, G. P. Picco, A. L. Murphy, S. Guna, M. Corra, M. Pozzi, D. Zonta, and P. Zanon, “Monitoring heritage buildings with wireless

- sensor networks: The torre aquila deployment,” in *Proceedings of the 2009 International Conference on Information Processing in Sensor Networks*, IPSN '09, (Washington, DC, USA), pp. 277–288, IEEE Computer Society, 2009.
- [19] W.-S. Jang, W. M. Healy, and M. J. Skibniewski, “Wireless sensor networks as part of a web-based building environmental monitoring system,” *Automation in Construction*, vol. 17, no. 6, pp. 729 – 736, 2008.
- [20] G. J. Joyia, R. M. Liaqat, A. Farooq, and S. Rehman, “Internet of medical things (iomt): applications, benefits and future challenges in healthcare domain,” *J Commun*, vol. 12, no. 4, pp. 240–7, 2017.
- [21] A. Al-Fuqaha, M. Guizani, M. Mohammadi, M. Aledhari, and M. Ayyash, “Internet of things: A survey on enabling technologies, protocols, and applications,” *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 17, pp. 2347–2376, Fourthquarter 2015.
- [22] A. Botta, W. de Donato, V. Persico, and A. Pescapé, “Integration of cloud computing and internet of things: A survey,” *Future Generation Computer Systems*, vol. 56, pp. 684 – 700, 2016.
- [23] F. Wortmann and K. Flüchter, “Internet of things,” *Business & Information Systems Engineering*, vol. 57, pp. 221–224, Jun 2015.
- [24] A. Whitmore, A. Agarwal, and L. Da Xu, “The internet of things—a survey of topics and trends,” *Information Systems Frontiers*, vol. 17, pp. 261–274, Apr 2015.
- [25] I. Lee and K. Lee, “The internet of things (iot): Applications, investments, and challenges for enterprises,” *Business Horizons*, vol. 58, no. 4, pp. 431 – 440, 2015.
- [26] S. Li, L. D. Xu, and S. Zhao, “5g internet of things: A survey,” *Journal of Industrial Information Integration*, vol. 10, pp. 1 – 9, 2018.
- [27] X. Sun and N. Ansari, “Edgeiot: Mobile edge computing for the internet of things,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 54, no. 12, pp. 22–29, 2016.

- [28] F. Li, Z. Zheng, and C. Jin, “Secure and efficient data transmission in the internet of things,” *Telecommunication Systems*, vol. 62, no. 1, pp. 111–122, 2016.
- [29] J. Chen, K. Hu, Q. Wang, Y. Sun, Z. Shi, and S. He, “Narrowband internet of things: Implementations and applications,” *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 4, no. 6, pp. 2309–2314, 2017.
- [30] Z. Guan, J. Li, L. Wu, Y. Zhang, J. Wu, and X. Du, “Achieving efficient and secure data acquisition for cloud-supported internet of things in smart grid,” *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 4, no. 6, pp. 1934–1944, 2017.
- [31] G. Anastasi, O. Farruggia, G. L. Re, and M. Ortolani, “Monitoring high-quality wine production using wireless sensor networks,” in *2009 42nd Hawaii International Conference on System Sciences*, pp. 1–7, Jan 2009.
- [32] P. Catania, M. Vallone, G. L. Re, and M. Ortolani, “A wireless sensor network for vineyard management in sicily (italy),” in *Agricultural Engineering International: CIGR Journal, Vol 15, No 4 (2013)*, 2013.
- [33] V. Peiris, “Highly integrated wireless sensing for body area network applications.” “<http://spie.org/newsroom/5120-highly-integrated-wireless-sensing-for-body-area-network-applications>”, 2013. [Online; accessed 25-August-2016].
- [34] X. Huang, J. Yi, S. Chen, and X. Zhu, “A wireless sensor network-based approach with decision support for monitoring lake water quality,” *Sensors*, vol. 15, no. 11, pp. 29273–29296, 2015.
- [35] V. C. Gungor and G. P. Hancke, “Industrial wireless sensor networks: Challenges, design principles, and technical approaches,” *IEEE Transactions on industrial electronics*, vol. 56, no. 10, pp. 4258–4265, 2009.
- [36] I. Akyildiz and M. Vuran, *Wireless Sensor Networks*. Advanced Texts in Communications and Networking, Wiley, 2010.
- [37] P. Gong, Q. Xu, and T. M. Chen, “Energy harvesting aware routing protocol for wireless sensor networks,” *Communication Systems, Networks and Digital Signal Processing*, 2014.

- [38] J. Yick, B. Mukherjee, and D. Ghosal, “Wireless sensor network survey,” *Computer networks*, vol. 52, no. 12, pp. 2292–2330, 2008.
- [39] C.-F. Huang and Y.-C. Tseng, “The coverage problem in a wireless sensor network,” *Mobile Networks and Applications*, vol. 10, no. 4, pp. 519–528, 2005.
- [40] E. F. Nakamura, A. A. F. Loureiro, and A. C. Frery, “Information fusion for wireless sensor networks: Methods, models, and classifications,” *ACM Comput. Surv.*, vol. 39, Sept. 2007.
- [41] T. Hoffmann, M. A. Porter, and R. Lambiotte, *Random Walks on Stochastic Temporal Networks*, pp. 295–313. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2013.
- [42] M. Starnini, A. Baronchelli, A. Barrat, and R. Pastor-Satorras, “Random walks on temporal networks,” *Phys. Rev. E*, vol. 85, p. 056115, May 2012.
- [43] L. Tzevelekas, K. Oikonomou, and I. Stavrakakis, “Random walk with jumps in large-scale random geometric graphs,” *Computer Communications*, vol. 33, no. 13, pp. 1505–1514, 2010.
- [44] M. Zuniga, C. Avin, and M. Hauswirth, *Querying Dynamic Wireless Sensor Networks with Non-revisiting Random Walks*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2010.
- [45] C. Gkantsidis, M. Mihail, and A. Saberi, “Random walks in peer-to-peer networks,” in *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, vol. 1, IEEE, 2004.
- [46] J. G. Andrews, S. Buzzi, W. Choi, S. V. Hanly, A. Lozano, A. C. Soong, and J. C. Zhang, “What will 5g be?,” *IEEE Journal on selected areas in communications*, vol. 32, no. 6, pp. 1065–1082, 2014.
- [47] T. S. Rappaport, S. Sun, R. Mayzus, H. Zhao, Y. Azar, K. Wang, G. N. Wong, J. K. Schulz, M. Samimi, and F. Gutierrez, “Millimeter wave mobile communications for 5g cellular: It will work!,” *IEEE access*, vol. 1, pp. 335–349, 2013.

- [48] F. Boccardi, R. W. Heath Jr, A. Lozano, T. L. Marzetta, and P. Popovski, “Five disruptive technology directions for 5g,” *arXiv preprint arXiv:1312.0229*, 2013.
- [49] W. Roh, J.-Y. Seol, J. Park, B. Lee, J. Lee, Y. Kim, J. Cho, K. Cheun, and F. Aryanfar, “Millimeter-wave beamforming as an enabling technology for 5g cellular communications: Theoretical feasibility and prototype results,” *IEEE communications magazine*, vol. 52, no. 2, pp. 106–113, 2014.
- [50] X. Ge, H. Cheng, M. Guizani, and T. Han, “5g wireless backhaul networks: challenges and research advance,” *arXiv preprint arXiv:1412.7232*, 2014.
- [51] M. Fiorani, P. Monti, B. Skubic, J. Mårtensson, L. Valcarenghi, P. Castoldi, and L. Wosinska, “Challenges for 5g transport networks,” in *2014 IEEE international conference on advanced networks and telecommunications systems (ANTS)*, pp. 1–6, IEEE, 2014.
- [52] N. Bhushan, J. Li, D. Malladi, R. Gilmore, D. Brenner, A. Damnjanovic, R. T. Sukhavasi, C. Patel, and S. Geirhofer, “Network densification: the dominant theme for wireless evolution into 5g,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 52, no. 2, pp. 82–89, 2014.
- [53] A. R. Biswas and R. Giaffreda, “Iot and cloud convergence: Opportunities and challenges,” in *2014 IEEE World Forum on Internet of Things (WF-IoT)*, pp. 375–376, IEEE, 2014.
- [54] F. Bonomi, R. Milito, J. Zhu, and S. Addepalli, “Fog computing and its role in the Internet of Things,” in *Proceedings of the first edition of the MCC workshop on Mobile cloud computing*, pp. 13–16, ACM, 2012.
- [55] C. Stergiou, K. E. Psannis, B.-G. Kim, and B. Gupta, “Secure integration of iot and cloud computing,” *Future Generation Computer Systems*, vol. 78, pp. 964–975, 2018.
- [56] S. Li, L. D. Xu, and S. Zhao, “5G Internet of Things: A survey,” *Journal of Industrial Information Integration*, vol. 10, pp. 1 – 9, 2018.

- [57] O. Consortium *et al.*, “Openfog reference architecture for fog computing,” *Architecture Working Group*, 2017.
- [58] T. H. Noor, S. Zeadally, A. Alfazi, and Q. Z. Sheng, “Mobile cloud computing: Challenges and future research directions,” *Journal of Network and Computer Applications*, vol. 115, pp. 70 – 85, 2018.
- [59] A. V. Dastjerdi, H. Gupta, R. N. Calheiros, S. K. Ghosh, and R. Buyya, “Fog computing: Principles, architectures, and applications,” in *Internet of Things*, pp. 61–75, Elsevier, 2016.
- [60] R. Mahmud, R. Kotagiri, and R. Buyya, *Fog Computing: A Taxonomy, Survey and Future Directions*, pp. 103–130. Singapore: Springer Singapore, 2018.
- [61] A. V. Dastjerdi and R. Buyya, “Fog computing: Helping the Internet of Things realize its potential,” *Computer*, vol. 49, pp. 112–116, Aug 2016.
- [62] H.-C. Hsieh, J.-L. Chen, and A. Benslimane, “5G virtualized multi-access edge computing platform for IoT applications,” *Journal of Network and Computer Applications*, vol. 115, pp. 94 – 102, 2018.
- [63] H. F. Atlam, R. J. Walters, and G. B. Wills, “Fog computing and the Internet of Things: A review,” *Big Data and Cognitive Computing*, vol. 2, no. 2, 2018.
- [64] C. Mouradian, D. Naboulsi, S. Yangui, R. H. Glitho, M. J. Morrow, and P. A. Polakos, “A comprehensive survey on Fog computing: State-of-the-art and research challenges,” *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 20, pp. 416–464, Firstquarter 2018.
- [65] F. Bonomi, R. Milito, P. Natarajan, and J. Zhu, *Fog Computing: A Platform for Internet of Things and Analytics*, pp. 169–186. Cham: Springer International Publishing, 2014.
- [66] E. Kokolaki, M. Karaliopoulos, and I. Stavrakakis, “Leveraging information in parking assistance systems,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 62, pp. 4309–4317, Nov 2013.



- [67] L. M. Vaquero and L. Rodero-Merino, “Finding your way in the Fog: Towards a comprehensive definition of Fog computing,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 44, no. 5, pp. 27–32, 2014.
- [68] S. Yi, C. Li, and Q. Li, “A survey of Fog computing: concepts, applications and issues,” in *Proceedings of the 2015 Workshop on Mobile Big Data*, pp. 37–42, ACM, 2015.
- [69] G. Daneels, E. Municio, K. Spaey, G. Vandewiele, A. Dejonghe, F. Ongenaes, S. Latré, and J. Famaey, “Real-time data dissemination and analytics platform for challenging IoT environments,” in *2017 Global Information Infrastructure and Networking Symposium (GIIS)*, pp. 23–30, Oct 2017.
- [70] I. Farris, A. Orsino, L. Militano, A. Iera, and G. Araniti, “Leveraging heterogeneous device connectivity in a converged 5G-IoT ecosystem,” *Ad Hoc Networks*, vol. 68, pp. 58 – 69, 2018. Advances in Wireless Communication and Networking for Cooperating Autonomous Systems.
- [71] I. Farris, A. Orsino, L. Militano, A. Iera, and G. Araniti, “Federated IoT services leveraging 5G technologies at the edge,” *Ad Hoc Networks*, vol. 68, pp. 58 – 69, 2018. Advances in Wireless Communication and Networking for Cooperating Autonomous Systems.
- [72] D. Sinh, L. Le, B. P. Lin, and L. Tung, “A new approach of deploying network infrastructure for IoT,” in *2018 27th Wireless and Optical Communication Conference (WOCC)*, pp. 1–5, April 2018.
- [73] O. Salman, I. Elhajj, A. Chehab, and A. Kayssi, “IoT survey: An SDN and Fog computing perspective,” *Computer Networks*, vol. 143, pp. 221 – 246, 2018.
- [74] A. Khakimov, A. A. Ateya, A. Muthanna, I. Gudkova, E. Markova, and A. Koucheryavy, “IoT- Fog based system structure with SDN enabled,” in *Proceedings of the 2Nd International Conference on Future Networks and Distributed Systems, ICFNDS '18*, (New York, NY, USA), pp. 62:1–62:6, ACM, 2018.

- [75] M. Hung, “Leading the IoT - Gartner insights on how to lead in a connected world,” *Gartner Research*, pp. 1–29, 2017.
- [76] S. Soo, C. Chang, and S. N. Srirama, “Proactive service discovery in fog computing using mobile ad hoc social network in proximity,” in *2016 IEEE International Conference on Internet of Things (iThings) and IEEE Green Computing and Communications (GreenCom) and IEEE Cyber, Physical and Social Computing (CPSCom) and IEEE Smart Data (SmartData)*, pp. 561–566, Dec 2016.
- [77] K. Hong, D. Lillethun, U. Ramachandran, B. Ottenwalder, and B. Koldehofe, “Mobile Fog: A programming model for large-scale applications on the Internet of Things,” in *Proceedings of the second ACM SIGCOMM workshop on Mobile cloud computing*, pp. 15–20, ACM, 2013.
- [78] V. Valancius, N. Laoutaris, L. Massoulie, C. Diot, and P. Rodriguez, “Greening the internet with nano data centers,” in *Proceedings of the 5th International Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies, CoNEXT ’09*, (New York, NY, USA), pp. 37–48, ACM, 2009.
- [79] J. G. Herrera and J. F. Botero, “Resource allocation in NFV: A comprehensive survey,” *IEEE Transactions on Network and Service Management*, vol. 13, no. 3, pp. 518–532, 2016.
- [80] R. Cohen, L. Lewin-Eytan, J. S. Naor, and D. Raz, “Near optimal placement of virtual network functions,” in *2015 IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pp. 1346–1354, April 2015.
- [81] E. Kavvadia, S. Sagiadinos, K. Oikonomou, G. Tsioutsoulouklis, and S. Aissa, “Elastic virtual machine placement in cloud computing network environments,” *Computer Networks*, vol. 93, no. Part 3, pp. 435–447, 2015. Cloud Networking and Communications II.
- [82] E. Rapti, A. Karageorgos, C. Houstis, and E. Houstis, “Decentralized service discovery and selection in Internet of Things applications based on artificial potential fields,” *Service Oriented Computing and Applications*, vol. 11, pp. 75–86, Mar 2017.

- [83] J. Li, Y. Bai, N. Zaman, and V. C. M. Leung, “A decentralized trustworthy context and QoS-aware service discovery framework for the Internet of Things,” *IEEE Access*, vol. 5, pp. 19154–19166, 2017.
- [84] W. Liu, K. Nakauchi, and Y. Shoji, “A neighbor-based probabilistic broadcast protocol for data dissemination in mobile IoT networks,” *IEEE Access*, vol. 6, pp. 12260–12268, 2018.
- [85] Y. Xiao and M. Krunz, “QoE and power efficiency tradeoff for Fog computing networks with Fog node cooperation,” in *IEEE INFOCOM 2017 - IEEE Conference on Computer Communications*, pp. 1–9, May 2017.
- [86] T. Hobfeld, R. Schatz, M. Varela, and C. Timmerer, “Challenges of qoe management for cloud applications,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 50, pp. 28–36, April 2012.
- [87] S. Cirani, L. Davoli, G. Ferrari, R. Léone, P. Medagliani, M. Picone, and L. Veltri, “A scalable and self-configuring architecture for service discovery in the Internet of Things,” *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 1, pp. 508–521, Oct 2014.
- [88] A. Al-Fuqaha, M. Guizani, M. Mohammadi, M. Aledhari, and M. Ayyash, “Internet of Things: A survey on enabling technologies, protocols, and applications,” *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 17, pp. 2347–2376, Fourthquarter 2015.
- [89] S. K. Datta, R. P. F. D. Costa, and C. Bonnet, “Resource discovery in Internet of Things: Current trends and future standardization aspects,” in *2015 IEEE 2nd World Forum on Internet of Things (WF-IoT)*, pp. 542–547, Dec 2015.
- [90] A. Yachir, Y. Amirat, A. Chibani, and N. Badache, “Event-aware framework for dynamic services discovery and selection in the context of ambient intelligence and Internet of Things,” *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, vol. 13, pp. 85–102, Jan 2016.
- [91] M. Castro, P. Druschel, A.-M. Kermarrec, and A. Rowstron, “One ring to rule them all: Service discovery and binding in structured peer-to-peer overlay

- networks,” in *Proceedings of the 10th Workshop on ACM SIGOPS European Workshop*, EW 10, (New York, NY, USA), pp. 140–145, ACM, 2002.
- [92] K. Bilal, O. Khalid, A. Erbad, and S. U. Khan, “Potentials, trends, and prospects in edge technologies: Fog, cloudlet, mobile edge, and micro data centers,” *Computer Networks*, vol. 130, pp. 94 – 120, 2018.
- [93] K. Oikonomou and I. Stavrakakis, “Performance analysis of probabilistic flooding using random graphs,” in *2007 IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks*, pp. 1–6, June 2007.
- [94] S. Boyd, A. Ghosh, B. Prabhakar, and D. Shah, “Mixing times for random walks on geometric random graphs,” in *the proceedings of SIAM ANALCO*, pp. 240–249, SIAM, 2005.
- [95] R. Beraldi, R. Baldoni, and R. Prakash, “A biased random walk routing protocol for wireless sensor networks: The lukewarm potato protocol,” *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 9, pp. 1649–1661, 11 2010.
- [96] L. Tzevelekas, K. Oikonomou, and I. Stavrakakis, “Random walk with jumps in large-scale random geometric graphs,” *Computer Communications*, vol. 33, no. 13, pp. 1505–1514, 2010.
- [97] K. Oikonomou, D. Kogias, and I. Stavrakakis, “A study of information dissemination under multiple random walkers and replication mechanisms,” in *Proceedings of the Second International Workshop on Mobile Opportunistic Networking*, MobiOpp ’10, (New York, NY, USA), pp. 118–125, ACM, 2010.
- [98] H. Kenniche and V. Ravelomananana, “Random geometric graphs as model of wireless sensor networks,” in *Computer and Automation Engineering (IC-CAE)*, IEEE, 2010.
- [99] Y. Ren, Y. Qin, B. Wang, H. Zhang, and S. Zhang, “A random geometric graph coverage model of wireless sensor networks,” in *Wireless, Mobile and Multimedia Networks at Hangzhou, China*, IET Conference Publications, 2006.
- [100] N. Karamchandani, D. Manjunath, D. Yogeshwaran, and S. K. Iyer, “Evolving random geometric graph models for mobile wireless networks,” in *4th Inter-*

- national Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, IEEE, 2006.
- [101] L. Lima and J. Barros, “Random walks on sensor networks,” in *2007 5th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks and Workshops*, pp. 1–5, IEEE, 3 2008.
- [102] M. D. Penrose, *Random Geometric Graphs*. Oxford Studies In Probability, 2004.
- [103] J. Dall and M. Christensen, “Random geometric graphs,” *Phys. Rev. E*, vol. 66, no. 1, p. 016121, 2002.
- [104] K. Huang, “Throughput of wireless networks powered by energy harvesting,” in *Signals, Systems and Computers (ASILOMAR), 2011 Conference Record of the Forty Fifth Asilomar Conference on*, pp. 8–12, IEEE, 2011.
- [105] K. Oikonomou, D. Kogias, and I. Stavrakakis, “Probabilistic flooding for efficient information dissemination in random graph topologies,” *Comput. Netw.*, vol. 54, pp. 1615–1629, July 2010.
- [106] A. O. Stauffer and V. C. Barbosa, “Probabilistic heuristics for disseminating information in networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, Issue 2, pp. 425–435, 2007.
- [107] S. Crisóstomo, U. Schilcher, C. Bettstetter, and J. Barros, “Analysis of probabilistic flooding: How do we choose the right coin?,” in *Communications, 2009. ICC’09. IEEE International Conference on*, pp. 1–6, IEEE, 2009.
- [108] R. Gaeta, “Generalized probabilistic flooding in unstructured peer-to-peer networks,” *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, vol. vol.22, no. 12, pp. 2055–2062, 2011.
- [109] A. Jamoos, “Improved decision fusion model for wireless sensor networks over rayleigh fading channels,” *Technologies*, vol. 5, no. 1, p. 19, 2017.
- [110] N. Broutin, L. Devroye, G. Lugosi, *et al.*, “Almost optimal sparsification of random geometric graphs,” *The Annals of Applied Probability*, vol. 26, no. 5, pp. 3078–3109, 2016.

- [111] G. Mao, “Phase transitions in large networks,” in *Connectivity of Communication Networks*, pp. 149–174, Springer, 2017.
- [112] S. Lunagómez, S. Mukherjee, R. L. Wolpert, and E. M. Airoldi, “Geometric representations of random hypergraphs,” *Journal of the American Statistical Association*, no. just-accepted, pp. 1–66, 2016.
- [113] T. Müller and P. Pralat, “The acquaintance time of (percolated) random geometric graphs,” *European Journal of Combinatorics*, vol. 48, pp. 198–214, 2015.
- [114] C. P. Dettmann and O. Georgiou, “Random geometric graphs with general connection functions,” *Phys. Rev. E*, vol. 93, p. 032313, Mar 2016.
- [115] M. Penrose, “Connectivity of soft random geometric graphs,” *Annals of Applied Probability*, vol. 26, pp. 986–1028, April 2016.
- [116] A. P. Giles, O. Georgiou, and C. P. Dettmann, “Connectivity of soft random geometric graphs over annuli,” *Journal of Statistical Physics*, vol. 162, pp. 1068–1083, Feb 2016.
- [117] A. P. Giles, O. Georgiou, and C. P. Dettmann, “Betweenness centrality in dense random geometric networks,” in *2015 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp. 6450–6455, June 2015.
- [118] J. P. Coon, C. P. Dettmann, and O. Georgiou, “Entropy of spatial network ensembles,” *Phys. Rev. E*, vol. 97, p. 042319, Apr 2018.
- [119] E. Estrada, J.-C. Delvenne, N. Hatano, J. L. Mateos, R. Metzler, A. P. Riascos, and M. T. Schaub, “Random multi-hopper model. super-fast random walks on graphs,” *arXiv preprint arXiv:1612.08631*, 2016.
- [120] I. Mabrouki, X. Lagrange, and G. Froc, “Random walk based routing protocol for wireless sensor networks,” in *Proceedings of the 2Nd International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools, ValueTools '07*, (ICST, Brussels, Belgium, Belgium), pp. 71:1–71:10, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2007.

- [121] H. Tian, H. Shen, and T. Matsuzawa, “Random walk routing in WSNs with regular topologies,” *Journal of Computer Science and Technology*, vol. 21, no. 4, pp. 496–502, 2006.
- [122] A. N. Mian, R. Beraldi, and R. Baldoni, “On the coverage process of random walk in wireless ad hoc and sensor networks,” in *Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2010 IEEE 7th International Conference on*, pp. 146–155, IEEE, 2010.
- [123] C. Avin and G. Ercal, “On the cover time of random geometric graphs,” in *International Colloquium on Automata, Languages, and Programming*, pp. 677–689, Springer, 2005.
- [124] L. Lovász, “Random walks on graphs: A survey,” *Combinatorics, Paul Erdos is eighty*, vol. 2, no. 1-46, p. 4, 1993.
- [125] N. Alon, C. Avin, M. Koucky, G. Kozma, Z. Lotker, and M. R. Tuttle, “Many random walks are faster than one,” in *Proceedings of the Twentieth Annual Symposium on Parallelism in Algorithms and Architectures, SPAA '08*, (New York, NY, USA), pp. 119–128, ACM, 2008.
- [126] C. Avin and G. Ercal, “On the cover time of random geometric graphs,” in *Automata, Languages and Programming* (L. Caires, G. F. Italiano, L. Monteiro, C. Palamidessi, and M. Yung, eds.), (Berlin, Heidelberg), pp. 677–689, Springer Berlin Heidelberg, 2005.
- [127] C. Cooper and A. Frieze, “The cover time of sparse random graphs,” *Random Structures & Algorithms*, vol. 30, no. 1-2, pp. 1–16, 2007.
- [128] C. Cooper, A. Frieze, and T. Radzik, “Multiple random walks in random regular graphs,” *SIAM Journal on Discrete Mathematics*, vol. 23, no. 4, pp. 1738–1761, 2009.
- [129] C. Cooper and A. Frieze, “The cover time of the preferential attachment graph,” *Journal of Combinatorial Theory Series B*, vol. 97, pp. 269–290, 2004.
- [130] R. Patel, A. Carron, and F. Bullo, “The hitting time of multiple random walks,” *SIAM Journal on Matrix Analysis and Applications*, vol. 37, no. 3, pp. 933–954, 2016.

- [131] U. Feige, “A tight upper bound on the cover time for random walks on graphs,” *Random Structures & Algorithms*, vol. 6, no. 1, pp. 51–54, 1995.
- [132] U. Feige, “A tight lower bound on the cover time for random walks on graphs,” *Random Struct. Algorithms*, vol. 6, pp. 433–438, July 1995.
- [133] C. Cooper, A. Frieze, and T. Radzik, “Multiple random walks and interacting particle systems,” in *International Colloquium on Automata, Languages, and Programming*, pp. 399–410, Springer, 2009.
- [134] K. Efremenko and O. Reingold, “How well do random walks parallelize?,” in *Approximation, Randomization, and Combinatorial Optimization. Algorithms and Techniques*, pp. 476–489, Springer, 2009.
- [135] R. Elsässer and T. Sauerwald, “Tight bounds for the cover time of multiple random walks,” *Theoretical Computer Science*, vol. 412, no. 24, pp. 2623–2641, 2011.
- [136] A. Ivaskovic, A. Kosowski, D. Pajak, and T. Sauerwald, “Multiple Random Walks on Paths and Grids,” in *34th Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science (STACS 2017)* (H. Vollmer and B. Valle’e, eds.), vol. 66 of *Leibniz International Proceedings in Informatics (LIPIcs)*, (Dagstuhl, Germany), pp. 44:1–44:14, Schloss Dagstuhl–Leibniz-Zentrum fuer Informatik, 2017.
- [137] R. Beraldi, “Random walk with long jumps for wireless ad hoc networks,” *Ad Hoc Networks*, vol. 7, no. 2, pp. 294–306, 2009.
- [138] Q. Zheng, X. Lu, P. Zhu, and W. Peng, “An efficient random walks based approach to reducing file locating delay in unstructured P2P network,” in *GLOBECOM ’05. IEEE Global Telecommunications Conference, 2005.*, vol. 2, pp. 5 pp.–, Nov 2005.
- [139] K. Oikonomou, D. Kogias, and I. Stavrakakis, “A study of information dissemination under multiple random walkers and replication mechanisms,” *ACM Proceedings of the Second International Workshop on Mobile Opportunistic Networking*, p. 118, 2010.



- [140] K. Censor-Hillel, E. Fischer, G. Schwartzman, and Y. Vasudev, “Fast distributed algorithms for testing graph properties,” in *Distributed Computing* (C. Gavoille and D. Ilcinkas, eds.), (Berlin, Heidelberg), pp. 43–56, Springer Berlin Heidelberg, 2016.
- [141] P. Berenbrin, G. Giakkoupis, and P. Kling, “Tight bounds for coalescing-branching random walks on regular graphs,” in *Proceedings of the Twenty-Ninth Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms*, pp. 1715–1733, SIAM, 2018.
- [142] C. Lee, W.-D. Jang, J.-Y. Sim, and C.-S. Kim, “Multiple random walkers and their application to image cosegmentation,” in *Computer Vision and Pattern Recognition (CVPR), 2015 IEEE Conference on*, pp. 3837–3845, IEEE, 2015.
- [143] Y. Bian, J. Ni, W. Cheng, and X. Zhang, “Many heads are better than one: Local community detection by the multi-walker chain,” in *Data Mining (ICDM), 2017 IEEE International Conference on*, pp. 21–30, IEEE, 2017.
- [144] T. Shi, S. Cheng, Z. Cai, Y. Li, and J. Li, “Exploring connected dominating sets in energy harvest networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, vol. 25, no. 3, pp. 1803–1817, 2017.
- [145] N. Al-Nabhan, M. Al-Rodhaan, A. Al-Dhelaan, and X. Cheng, “Distributed algorithm for connected dominating set construction in sensor networks,” in *Systems, Man, and Cybernetics (SMC), 2013 IEEE International Conference on*, pp. 4450–4455, IEEE, 2013.
- [146] B. Das, R. Sivakumar, and V. Bharghavan, “Routing in ad-hoc networks using a virtual backbone,” in *Proceedings of the 6th International Conference on Computer Communications and Networks (IC3N’97)*, pp. 1–20, 1997.
- [147] A. D. Amis, R. Prakash, T. H. Vuong, and D. T. Huynh, “Max-min d-cluster formation in wireless ad hoc networks,” in *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, vol. 1, pp. 32–41, IEEE, 2000.

- [148] S. Meguerdichian, S. Slijepcevic, V. Karayan, and M. Potkonjak, “Localized algorithms in wireless ad-hoc networks: location discovery and sensor exposure,” in *Proceedings of the 2nd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pp. 106–116, ACM, 2001.
- [149] X.-F. Zhang, L. Ou-Yang, Y. Zhu, M.-Y. Wu, and D.-Q. Dai, “Determining minimum set of driver nodes in protein-protein interaction networks,” *BMC bioinformatics*, vol. 16, no. 1, p. 146, 2015.
- [150] S. Guha and S. Khuller, “Approximation algorithms for connected dominating sets,” *Algorithmica*, vol. 20, no. 4, pp. 374–387, 1998.
- [151] R. S. Coelho, P. F. Moura, and Y. Wakabayashi, “The k-hop connected dominating set problem: hardness and polyhedra,” *Electronic Notes in Discrete Mathematics*, vol. 50, pp. 59–64, 2015.
- [152] K. M. Alzoubi, P.-J. Wan, and O. Frieder, “Message-optimal connected dominating sets in mobile ad hoc networks,” in *Proceedings of the 3rd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing*, pp. 157–164, ACM, 2002.
- [153] H.-Y. Yang, C.-H. Lin, and M.-J. Tsai, “Distributed algorithm for efficient construction and maintenance of connected k-hop dominating sets in mobile ad hoc networks,” *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 7, no. 4, pp. 444–457, 2008.
- [154] J. Yu, N. Wang, G. Wang, and D. Yu, “Connected dominating sets in wireless ad hoc and sensor networks—A comprehensive survey,” *Computer Communications*, vol. 36, no. 2, pp. 121–134, 2013.
- [155] M. Min, H. Du, X. Jia, C. X. Huang, S. C.-H. Huang, and W. Wu, “Improving construction for connected dominating set with steiner tree in wireless sensor networks,” *Journal of Global Optimization*, vol. 35, no. 1, pp. 111–119, 2006.
- [156] F. Dai and J. Wu, “An extended localized algorithm for connected dominating set formation in ad hoc wireless networks,” *IEEE transactions on parallel and distributed systems*, vol. 15, no. 10, pp. 908–920, 2004.

- [157] C. R. Lin and M. Gerla, “Adaptive clustering for mobile wireless networks,” *IEEE Journal on Selected areas in Communications*, vol. 15, no. 7, pp. 1265–1275, 1997.
- [158] C. Adjih, P. Jacquet, and L. Viennot, *Computing connected dominated sets with multipoint relays*. PhD thesis, INRIA, 2002.
- [159] B. Das and V. Bharghavan, “Routing in ad-hoc networks using minimum connected dominating sets,” in *Communications, 1997. ICC’97 Montreal, Towards the Knowledge Millennium. 1997 IEEE International Conference on*, vol. 1, pp. 376–380, IEEE, 1997.
- [160] C. Luo, Y. Wang, J. Yu, W. Chen, and D. Li, “A new greedy algorithm for constructing the minimum size connected dominating sets in wireless networks,” in *Wireless Algorithms, Systems, and Applications* (L. Ma, A. Khreishah, Y. Zhang, and M. Yan, eds.), (Cham), pp. 109–114, Springer International Publishing, 2017.
- [161] J. Wang, Y. Yonamine, E. Kodama, and T. Takata, “A distributed approach to constructing k-hop connected dominating set in ad hoc networks,” in *Parallel and Distributed Systems (ICPADS), 2013 International Conference on*, pp. 357–364, IEEE, 2013.
- [162] S. Yang, J. Wu, and J. Cao, “Connected k-hop clustering in ad hoc networks,” in *Parallel Processing, 2005. ICPP 2005. International Conference on*, pp. 373–380, IEEE, 2005.
- [163] Y.-f. Wu, Y.-l. Xu, G.-l. Chen, and K. Wang, “On the construction of virtual multicast backbone for wireless ad hoc networks,” in *Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, 2004 IEEE International Conference on*, pp. 294–303, IEEE, 2004.
- [164] X. Gao, W. Wang, Z. Zhang, S. Zhu, and W. Wu, “A PTAS for minimum d-hop connected dominating set in growth-bounded graphs,” *Optimization Letters*, vol. 4, no. 3, pp. 321–333, 2010.
- [165] X. Gao, W. Wu, X. Zhang, and X. Li, “A constant-factor approximation for d-hop connected dominating sets in unit disk graph,” *International Journal of Sensor Networks*, vol. 12, no. 3, pp. 125–136, 2012.

- [166] X. Gao, X. Zhu, J. Li, F. Wu, G. Chen, D.-Z. Du, and S. Tang, “A novel approximation for multi-hop connected clustering problem in wireless networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 25, no. 4, pp. 2223–2234, 2017.
- [167] K. Skiadopoulos, K. Giannakis, and K. Oikonomou, “Random walker coverage analysis for information dissemination in wireless sensor networks,” *Technologies*, vol. 5, no. 2, p. 33, 2017.
- [168] K. Skiadopoulos, K. Giannakis, K. Oikonomou, and I. Stavrakakis, “Analysis of Multiple Random Walkers for Service Discovery in Fog Computing Network Environments,” in *Second International Balkan Conference on Communications and Networking 2018 (BalkanCom’18)*, (Podgorica, Montenegro), jun 2018.
- [169] K. Skiadopoulos, K. Oikonomou, M. Avlonitis, K. Giannakis, D. Kogias, and I. Stavrakakis, “Multiple and replicated random walkers analysis for service discovery in fog computing IoT environments,” *Ad Hoc Networks*, vol. 93, p. 101893, 2019.
- [170] K. Skiadopoulos, K. Giannakis, K. Oikonomou, I. Stavrakakis, and S. Aïssa, “Distributed Construction of D-Hop Connected Dominating Sets for Wireless Sensor Networks,” in *2018 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp. 1–7, Dec 2018.
- [171] P. Karl, “The problem of the random walk,” *Nature*, no. 72, 1905.
- [172] O. Ore, “Pascal and the invention of probability theory,” 1960.
- [173] E. A. Codling, M. J. Plank, and S. Benhamou, “Random walk models in biology,” *Journal of The Royal Society Interface*, vol. 5, no. 25, pp. 813–834, 2008.
- [174] P. Kareiva and N. Shigesada, “Analyzing insect movement as a correlated random-walk,” *Oecologia*, vol. 56, pp. 234–238, 02 1983.
- [175] F. Bartumeus, M. G. E. da Luz, G. M. Viswanathan, and J. Catalan, “Animal search strategies: A quantitative random-walk analysis,” *Ecology*, vol. 86, no. 11, pp. 3078–3087, 2005.

- [176] N. Hill and D.-P. Häder, “A biased random walk model for the trajectories of swimming micro-organisms,” *Journal of Theoretical Biology*, vol. 186, no. 4, pp. 503 – 526, 1997.
- [177] E. F. Fama, “Random walks in stock-market prices,” *Financial Analysts Journal*, vol. 21, pp. 55–59, 1965.
- [178] G. E. Metcalf and K. A. Hassett, “Investment under alternative return assumptions comparing random walks and mean reversion,” *Journal of Economic Dynamics and Control*, vol. 19, no. 8, pp. 1471 – 1488, 1995.
- [179] B. G. Malkiel, *A Random Walk Down Wall Street*. Norton, New York, 1973.
- [180] J. J. Dsouza and T. Mallikarjunappa, “Does the indian stock market exhibit random walk?,” *Paradigm*, vol. 19, no. 1, pp. 1–20, 2015.
- [181] M. Kac, “Random walk and the theory of brownian motion,” *The American Mathematical Monthly*, vol. 54, no. 7P1, pp. 369–391, 1947.
- [182] M. E. J. Newman, *Networks: an introduction*. Oxford; New York: Oxford University Press, 2010.
- [183] A.-L. Barabási and P. Mórton, *Network science*. Cambridge: Cambridge University Press, 2016.
- [184] S. Dorogovtsev and J. Mendes, *Evolution of Networks: From Biological Nets to the Internet and WWW*. Oxford University Press, 2003.
- [185] A. Barrat, M. Barthlemy, and A. Vespignani, *Dynamical Processes on Complex Networks*. New York, NY, USA: Cambridge University Press, 1st ed., 2008.
- [186] M. Porter and J. Gleeson, *Dynamical Systems on Networks: A Tutorial*. Frontiers in Applied Dynamical Systems: Reviews and Tutorials, Springer International Publishing, 2016.
- [187] A. Arenas, A. Diaz-Guilera, J. Kurths, Y. Moreno, and C. Zhou, “Synchronization in complex networks,” *Physics Reports*, vol. 469, pp. 93–153, 12 2008.
- [188] R. Albert and A.-L. Barabási, “Statistical mechanics of complex networks,” *Rev. Mod. Phys.*, p. 2002, 2001.

- [189] S. N. Dorogovtsev, A. V. Goltsev, and J. F. F. Mendes, “Critical phenomena in complex networks,” *Rev. Mod. Phys.*, vol. 80, pp. 1275–1335, Oct 2008.
- [190] M. A. Porter, J. Onnela, and P. J. Mucha, “Communities in networks,” *CoRR*, vol. abs/0902.3788, 2009.
- [191] S. Fortunato, “Community detection in graphs,” *Physics Reports*, vol. 486, no. 3-5, pp. 75 – 174, 2010.
- [192] S. Fortunato and D. Hric, “Community detection in networks: A user guide,” *Physics Reports*, vol. 659, 07 2016.
- [193] J. D. Noh and H. Rieger, “Random walks on complex networks,” *Phys. Rev. Lett.*, vol. 92, p. 118701, Mar 2004.
- [194] D. Randal, M. Eric, P. Pierre, and S. Philippe, *Markov Chains*. Springer International Publishing, 2018.
- [195] N. Masuda, M. A. Porter, and R. Lambiotte, “Random walks and diffusion on networks,” *Physics Reports*, vol. 716-717, pp. 1 – 58, 2017. Random walks and diffusion on networks.
- [196] Q. Lv, P. Cao, E. Cohen, K. Li, and S. Shenker, “Search and replication in unstructured peer-to-peer networks,” in *Proceedings of the 16th International Conference on Supercomputing, ICS '02*, (New York, NY, USA), pp. 84–95, ACM, 2002.
- [197] N. Bisnik and A. Abouzeid, “Modeling and analysis of random walk search algorithms in p2p networks,” in *Second International Workshop on Hot Topics in Peer-to-Peer Systems*, pp. 95–103, July 2005.
- [198] S. Brin and L. Page, “The anatomy of a large-scale hypertextual web search engine,” *Comput. Netw. ISDN Syst.*, vol. 30, pp. 107–117, Apr. 1998.
- [199] L. Page, S. Brin, R. Motwani, and T. Winograd, “The pagerank citation ranking: Bringing order to the web,” 1999.
- [200] G. Pinski and F. Narin, “Citation influence for journal aggregates of scientific publications: Theory, with application to the literature of physics,” *Inf. Process. Manage.*, vol. 12, pp. 297–312, 1976.

- [201] M. E. Newman, “Modularity and community structure in networks,” *Proc Natl Acad Sci U S A*, vol. 103, pp. 8577–8582, June 2006.
- [202] S. Fortunato, “Community detection in graphs,” *Physics Reports*, vol. 486, no. 3-5, pp. 75 – 174, 2010.
- [203] S. Fortunato and D. Hric, “Community detection in networks: A user guide,” *Physics Reports*, vol. 659, pp. 1 – 44, 2016. Community detection in networks: A user guide.
- [204] M. Rosvall and C. T. Bergstrom, “Maps of random walks on complex networks reveal community structure,” *Proceedings of the National Academy of Sciences*, vol. 105, no. 4, pp. 1118–1123, 2008.
- [205] P. Pons and M. Latapy, “Computing communities in large networks using random walks,” in *Computer and Information Sciences - ISCIS 2005* (p. Yolum, T. Güngör, F. Gürgen, and C. Özturan, eds.), (Berlin, Heidelberg), pp. 284–293, Springer Berlin Heidelberg, 2005.
- [206] F. D. Rossa, F. Dercole, and C. Piccardi, “Profiling core-periphery network structure by random walkers,” in *Scientific reports*, 2013.
- [207] M. Gjoka, M. Kurant, C. T. Butts, and A. Markopoulou, “Walking in facebook: A case study of unbiased sampling of osns,” in *2010 Proceedings IEEE INFOCOM*, pp. 1–9, March 2010.
- [208] R. M. Karp, “On the computational complexity of combinatorial problems,” *Networks*, vol. 5, no. 1, pp. 45–68, 1975.
- [209] D. S. Johnson and M. R. Garey, *Computers and intractability: A guide to the theory of NP-completeness*, vol. 1. WH Freeman San Francisco, 1979.
- [210] C. Shen and T. Li, “Multi-document summarization via the minimum dominating set,” in *Proceedings of the 23rd International Conference on Computational Linguistics, COLING '10*, (Stroudsburg, PA, USA), pp. 984–992, Association for Computational Linguistics, 2010.

- [211] A. Teixeira, H. Sandberg, and K. Johansson, “Networked control systems under cyber attacks with applications to power networks,” pp. 3690 – 3696, 08 2010.
- [212] E. N. Gilbert, “Random Plane Networks,” *Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics*, vol. 9, pp. 533–543, Dec. 1961.
- [213] K. Skiadopoulou, K. Giannakis, K. Oikonomou, I. Stavrakakis, and S. Fanarioti, “A Distributed Method to Organize Terrestrial Nodes to Facilitate Short Drone Routes in WSNs,” in *Third International Balkan Conference on Communications and Networking 2019 (BalkanCom’19)*, (Skopje, North Macedonia), jun 2019.
- [214] Y. Boykov and V. Kolmogorov, “Computing geodesics and minimal surfaces via graph cuts,” in *null*, p. 26, IEEE, 2003.
- [215] H.-J. Jang and B. M. Pangrle, “A grid-based approach for connectivity binding with geometric costs,” in *Proceedings of 1993 International Conference on Computer Aided Design (ICCAD)*, pp. 94–99, IEEE, 1993.
- [216] A. Andoni, A. Nikolov, K. Onak, and G. Yaroslavtsev, “Parallel algorithms for geometric graph problems,” in *Proceedings of the forty-sixth annual ACM symposium on Theory of computing*, pp. 574–583, ACM, 2014.
- [217] A. Papamichail, A. G. Alvanou, A. Zervopoulos, K. Bezas, S. Vergis, G. Koufoudakis, K. Oikonomou, and G. Tsoumanis, “Description of the Ionian University’s Campus Wireless Network Testbed Infrastructure,” in *SEEDA 2019*, September 2019.
- [218] “Arduino.” <https://store.arduino.cc/arduino-wireless-sd-shield>. [Online; accessed 23-April-2019].
- [219] “Arduino.” <https://store.arduino.cc/arduino-uno-rev3>. [Online; accessed 23-April-2019].
- [220] Digi, “XBee/XBee-PRO S2C Zigbee RF Module User Guide.” <https://tinyurl.com/y5posdyh>. [Online; accessed 23-April-2019].



- [221] S. Ferdoush and X. Li, “Wireless sensor network system design using raspberry pi and arduino for environmental monitoring applications,” in *FNC/MobiSPC*, 2014.
- [222] S. Farahani, *ZigBee wireless networks and transceivers*. Newnes, 2011.
- [223] E. W. Weisstein, “A Wolfram Web Resource: Random Walk–2-Dimensional.” <http://mathworld.wolfram.com/RandomWalk2-Dimensional.html>. [Online; accessed 8-April-2016].
- [224] N. Ostadabbasi, “Analysis of routing algorithms for energy harvesting wireless sensor network,” Master’s thesis, Technical University of Denmark, DTU Compute, 2013.
- [225] J. Iannacci, “Internet of Things (IoT); internet of everything (IoE); tactile internet; 5G - a (not so evanescent) unifying vision empowered by EH-MEMS (energy harvesting MEMS) and RF-MEMS (radio frequency MEMS),” *Sensors and Actuators A: Physical*, vol. 272, pp. 187 – 198, 2018.
- [226] K. Skiadopoulou, K. Oikonomou, M. Avlonitis, K. Giannakis, D. Kogias, and I. Stavrakakis, “Multiple and replicated random walkers analysis for service discovery in fog computing iot environments,” *Ad Hoc Networks*, p. 101893, 2019.
- [227] “The average radial distance of points within a circle.” <http://mathforum.org/library/drmath/view/62529.html>. [Online; accessed 4-7-2016].
- [228] E. Bressert, *Scipy and Numpy: an overview for developers*. ” O’Reilly Media, Inc.”, 2012.



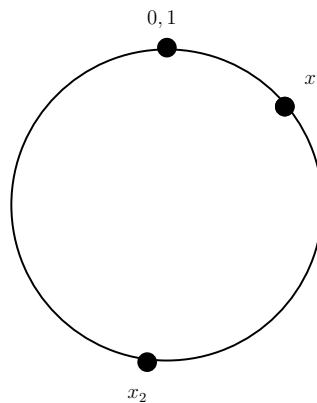
# Παραρτήματα



## Παράρτημα Ι

### Ευκλείδεια Απόσταση δύο Κόμβων σε Πεδίο 2d torus

Για τις ανάγκες αυτής της διατριβής, η ευκλείδεια απόσταση  $d$  δύο κόμβων με συντεταγμένες  $(x_1, y_1)$  και  $(x_2, y_2)$  σε πεδίο 2d torus (διπλά αναδιπλωμένη επίπεδη επιφάνεια μεγέθους  $[0, \dots, 1] \times [0, \dots, 1]$ ) υπολογίζεται από την Εξίσωση (I.1). Επειδή ο άξονας των  $x$  αναδιπλώνεται κατ' αυτόν τον τρόπο ώστε να σχηματίσει κύκλο στον οποίο το 0 και το 1 συμπίπτουν, η απόσταση μεταξύ δύο σημείων  $x_1$  και  $x_2$  είναι η μικρότερη από  $|x_1 - x_2|$  και  $1 - |x_1 - x_2|$  όπως αποτυπώνεται στο Σχήμα I.1.



Σχήμα I.1. Ο άξονας των  $x$  σε πεδίο 2d torus.

Για τον ίδιο λόγο η απόσταση στον άξονα των  $y$  είναι η μικρότερη από  $|y_1 - y_2|$  και  $1 - |y_1 - y_2|$ :

$$d = \sqrt{(\min(|x_1 - x_2|, 1 - |x_1 - x_2|))^2 + (\min(|y_1 - y_2|, 1 - |y_1 - y_2|))^2}. \quad (\text{I.1})$$

## Παράρτημα ΙΙ

### Μετατόπιση Τυχαίου Περιπατητή Μετά από Ένα Άλμα

Οι κόμβοι του δικτύου είναι ομοιόμορφα κατανεμημένοι στο πεδίο, οπότε η μέση χωρική μετατόπιση ενός Τυχαίου Περιπατητή μετά από κάθε άλμα είναι ίση με τη μέση απόσταση κάθε σημείου ενός κύκλου από το κέντρο του.

Για να υπολογισθεί η μέση απόσταση ενός σημείου από το κέντρο ενός κύκλου ακτίνας  $R$  στον οποίο ανήκει, χρησιμοποιείται η ακόλουθη συνάρτηση κατανομής (Στοιχείο από [227])

$$f(r) = 2\pi r \quad 0 < r < R \quad (\text{II.1})$$

Αυτή η συνάρτηση κατανομής δίνει βάρος σε κάθε ακτίνα  $r$  ανάλογα με την περιφέρεια ενός πολύ λεπτού δακτυλίου με αυτή την ακτίνα. Για να υπολογισθεί η μέση τιμή της απόστασης από το κέντρο του κύκλου, χρησιμοποιείται η παρακάτω σχέση:

$$\langle r \rangle = \frac{\int_0^R r f(r) dr}{\int_0^R f(r) dr} = \frac{\int_0^R 2\pi r^2 dr}{\int_0^R 2\pi r dr} = \frac{\frac{2\pi R^3}{3}}{\pi R^2} = \frac{2R}{3}. \quad (\text{II.2})$$

## Παράρτημα III

### Εμβαδόν Επικαλυπτόμενης Επιφάνειας

Έστω  $B$  η τωρινή θέση του Τυχαίου Περιπατητή και  $A$  η θέση του Τυχαίου Περιπατητή πριν από  $t$  άλματα, όπου  $t \leq 9$  (Σχήμα Δ'.1). Η μέση απόσταση  $AB$  είναι  $d_t = \frac{2r_c}{3}\sqrt{t}$  (Εξίσωση (Δ'.1)). Επίσης  $AG = AD = BG = BD = r_c$ .

Από το Πυθαγόρειο θεώρημα ισχύει ότι  $\Gamma\Delta = 2\sqrt{r_c^2 - \frac{d_t^2}{4}} = 2\sqrt{r_c^2 - \frac{4r_c^2 t}{36}} = \frac{2r_c}{3}\sqrt{9-t}$ . Επίσης, από τις παρακάτω γωνίες ισχύει ότι  $\widehat{\Gamma A\Delta} = \widehat{\Gamma B\Delta} = 2 \arccos\left(\frac{d_t}{2r_c}\right) = 2 \arccos\left(\frac{\frac{2r_c}{3}\sqrt{t}}{2r_c}\right) = 2 \arccos\left(\frac{\sqrt{t}}{3}\right)$ .

Το εμβαδόν της επιφάνειας του μηνίσκου  $E_t$  που αποτελεί την κοινή επιφάνεια των δύο κύκλων δίνεται από την παρακάτω σχέση:

$$\begin{aligned} E_t &= 2 (E_{KT(A\Gamma\Delta)} - E_{A\Gamma\Delta}) \\ &= 2 \left( r_c^2 \arccos\left(\frac{d_t}{2r_c}\right) - \frac{1}{2} \Gamma\Delta \cdot AE \right) \\ &= 2 \left( r_c^2 \arccos\left(\frac{\sqrt{t}}{3}\right) - \frac{1}{2} \frac{2r_c}{3} \sqrt{9-t} \frac{r_c}{3} \sqrt{t} \right) \\ &= 2r_c^2 \left( \arccos\left(\frac{\sqrt{t}}{3}\right) - \frac{\sqrt{t(9-t)}}{9} \right), \end{aligned} \quad (\text{III.1})$$

όπου  $E_{KT(A\Gamma\Delta)}$  είναι το εμβαδόν του κυκλικού τομέα  $A\Gamma\Delta$  και  $E_{A\Gamma\Delta}$  είναι το εμβαδόν του τριγώνου  $A\Gamma\Delta$ . Συμπερασματικά, δύο κόμβοι που απέχουν  $t$  άλματα ( $t \leq 9$ ) στη διαδρομή του Τυχαίου Περιπατητή έχουν μέση κοινή επιφάνεια γειτονιάς εμβαδού  $E_t$ .



## Παράρτημα IV

### Απόδειξη του Πορίσματος Δ' .1.1

Η ανάλυση που παρουσιάστηκε στο Πρόγραμμα Δ' .1 κατέληξε ότι ο αριθμός των κόμβων που έχουν δεχθεί επίσκεψη από τον Τυχαίο Περιπατητή στα τελευταία εννέα άλματα και ανήκουν στο σύνολο των γειτόνων του κόμβου στον οποίο βρίσκεται τώρα είναι:

$$\begin{aligned} V &= 1 + \sum_{t=1}^9 \frac{E_t}{\pi r_c^2} \\ &= 1 + \sum_{t=1}^9 \frac{2r_c^2 \left( \arccos \left( \frac{\sqrt{t}}{3} \right) - \frac{\sqrt{t(9-t)}}{9} \right)}{\pi r_c^2} \\ &= 1 + \sum_{t=1}^9 \frac{2 \left( \arccos \left( \frac{\sqrt{t}}{3} \right) - \frac{\sqrt{t(9-t)}}{9} \right)}{\pi} \\ &\approx 2.838. \end{aligned} \tag{IV.1}$$

## Παράρτημα V

### Η Αναλυτική Έκφραση του $C(t)$

Χρησιμοποιώντας την  $P(r_c)$  από την Εξίσωση (Δ'.3), παράγεται η ακόλουθη επαγωγική μορφή της  $C(t)$ ,

$$\begin{aligned} C(t) &= C(t-1) + P(r_c) \left( \frac{N - C(t-1)}{N} \right) \\ &= C(t-1) + P(r_c) \left( 1 - \frac{C(t-1)}{N} \right) \\ &= C(t-1) + P(r_c) - C(t-1) \frac{P(r_c)}{N} \\ &= P(r_c) + C(t-1) \left( 1 - \frac{P(r_c)}{N} \right). \end{aligned} \tag{V.1}$$

Η λύση της απλής πρώτου βαθμού εξίσωσης διαφορών  $y_{n+1} = ay_n + b$  για  $a \neq 1$  είναι:

$$y_n = a^n y_0 + b \left( \frac{a^n - 1}{a - 1} \right). \tag{V.2}$$

Κατά τον τρόπο αυτό, στην περίπτωση της Εξίσωσης (Δ'.4) όπου  $a = 1 - \frac{P(r_c)}{N}$  και  $b = P(r_c)$ , προκύπτει,

$$\begin{aligned} C(t) &= \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t + P(r_c) \left(\frac{\left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t - 1}{1 - \frac{P(r_c)}{N} - 1}\right) \\ &= \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t + N \left(1 - \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t\right) \\ &= N - \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t (N - 1). \end{aligned}$$

Οπότε η αναλυτική έκφραση της  $C(t)$  δίνεται από την εξίσωση:

$$C(t) = N - \left(1 - \frac{P(r_c)}{N}\right)^t (N - 1). \quad (\text{V.3})$$

## Παράρτημα VI

### Ισοδυναμία των Εξισώσεων (Δ'.5) και (Δ'.7)

Εαν η  $r_c$  είναι τόσο μεγάλη ώστε η τοπολογία του δικτύου να γίνει πλήρης γράφος, δηλαδή ο αριθμός των γειτόνων κάθε κόμβου να είναι  $\approx N$ , ισχύει ότι  $P(r_c) \approx 1$ , για μεγάλο  $N$ , τότε η Εξίσωση (Δ'.5) γίνεται:

$$\begin{aligned} C(t) &= 1 + C(t-1) \left(1 - \frac{1}{N}\right) \\ &= 1 + \sum_{n=1}^t \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n. \end{aligned} \tag{VI.1}$$

Γιατί:

$$\begin{aligned} C(0) &= 1 \\ C(1) &= 1 + C(0) \left(1 - \frac{1}{N}\right) \\ &= 1 + \left(1 - \frac{1}{N}\right) \\ &= 1 + \sum_{n=1}^1 \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n. \end{aligned} \tag{VI.2}$$

και εάν:

$$C(t-1) = 1 + \sum_{n=1}^{t-1} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n \quad (\text{VI.3})$$

$$\begin{aligned} C(t) &= 1 + C(t-1) \left(1 - \frac{1}{N}\right) \\ &= 1 + \left(1 + \sum_{n=1}^{t-1} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n\right) \left(1 - \frac{1}{N}\right) \\ &= 1 + \sum_{n=1}^t \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n. \end{aligned}$$

Στην Εξίσωση (VI.1) αν  $\left(1 - \frac{1}{N}\right)$  αντικατασταθεί με  $\rho$  ( $0 < \rho < 1$ ):

$$\begin{aligned} C_t &= 1 + \sum_{n=1}^t \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n \quad (\text{VI.4}) \\ &= 1 + \sum_{n=1}^t \rho^n \\ &= 1 + \rho + \rho^2 + \dots + \rho^t \\ &= \frac{\rho^{t+1} - 1}{\rho - 1} \\ &= \frac{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^{t+1} - 1}{-\frac{1}{N}} \\ &= N \left(1 - \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{t+1}\right). \end{aligned}$$

Για να αποδειχθεί ότι η Εξίσωση (VI.4) είναι ισοδύναμη με την Εξίσωση (Δ'.7) αρκεί να δειχθεί ότι τα  $\left(1 - \frac{1}{N}\right)^{t+1}$  και  $e^{-\frac{t}{N}}$  είναι ίσα. Αν είναι ίσα:

$$\ln \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{t+1} = \ln \left(e^{-\frac{t}{N}}\right) \Leftrightarrow (t+1) \ln \left(1 - \frac{1}{N}\right) = -\frac{t}{N}.$$

Κατά τον τρόπο αυτό, εάν τα  $\left(1 - \frac{1}{N}\right)^{t+1}$  και  $e^{-\frac{t}{N}}$  είναι ίσα, ισχύει το ακόλουθο:

$$\ln \left(1 - \frac{1}{N}\right)^N = -\frac{t}{t+1},$$

αλλά

$$\lim_{t \rightarrow +\infty} \frac{-t}{t+1} = -1$$

και

$$\lim_{N \rightarrow +\infty} \ln \left( 1 - \frac{1}{N} \right)^N = \lim_{N \rightarrow +\infty} \frac{\ln \left( 1 - \frac{1}{N} \right)}{\frac{1}{N}} = \lim_{x \rightarrow 0} \frac{\ln(1-x)}{x} = -1.$$

Από τα παραπάνω συνεπάγεται ότι η Εξίσωση (Δ'.5) είναι ισοδύναμη με την Εξίσωση (Δ'.7) για τις συγκεκριμένες (οριακές) συνθήκες.

## Παράρτημα VII

### Υπολογισμός του $\Delta_t^{(j)}$

Για την περίπτωση  $j = 0$ , υποτίθεται ότι  $\Delta_t^{(0)} = 0$ . Για  $j = 1$  ισχύει ότι  $C_{2m_0}(q - 1 - \Delta_t^{(1)}) = C_{m,m_0}(q - 1)$ . Με δεδομένο ότι για  $t \in [0 \dots q - 1]$ , τότε  $C_{m,m_0}(q - 1) = C_{m_0}(q - 1)$ , ισχύει ότι  $C_{2m_0}(q - 1 - \Delta_t^{(1)}) = C_{m_0}(q - 1)$  και σύμφωνα με την Εξίσωση (Ε'.5),  $\Delta_t^{(1)} = (q - 1) \frac{\log\left(1 - \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}{\log\left(1 - 2\frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}$ . Για  $j = 2$ , και για  $\Delta_t^{(2)}$  ισχύει ότι  $C_{2^2 m_0}(2q - 1 - \Delta_t^{(2)}) = C_{m,m_0}(2q - 1) = C_{2m_0}(2q - 1 - \Delta_t^{(1)})$ . Επίσης, από την Εξίσωση (Ε'.5),  $N - (N - 1) \left(1 - \frac{2^2 m_0}{N} P(r_c)\right)^{2q - 1 - \Delta_t^{(2)}} = N - (N - 1) \left(1 - \frac{2m_0}{N} P(r_c)\right)^{2q - 1 - \Delta_t^{(1)}}$ , ή  $(2q - 1 - \Delta_t^{(2)}) \log\left(1 - \frac{2^2 m_0}{N} P(r_c)\right) = (2q - 1 - \Delta_t^{(1)}) \log\left(1 - \frac{2m_0}{N} P(r_c)\right)$ . Τέλος για  $j = 2$ , προκύπτει ότι

$$\Delta_t^{(2)} = 2q - 1 \left( q - (q - 1) \frac{\log\left(1 - \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}{\log\left(1 - 2\frac{m_0}{N} P(r_c)\right)} \right) \frac{\log\left(1 - 2\frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}{\log\left(1 - 2^2\frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}.$$
 Με τον ίδιο τρόπο μέχρι να φθάσει  $j = \log_2 \frac{m}{m_0}$ , προκύπτει ότι

$$\Delta_t^{(j)} = jq - (q - 1) \left( 1 + \prod_{i=1}^{j-1} \frac{\log\left(1 - 2^{i-1} \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}{\log\left(1 - 2^i \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)} \right) \frac{\log\left(1 - 2^{j-1} \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)}{\log\left(1 - 2^j \frac{m_0}{N} P(r_c)\right)},$$

για  $j = 1 \dots \log_2 \frac{m}{m_0}$ . Για την περίπτωση όπου  $t > \log_2 \frac{m}{m_0} q$ , τότε  $\Delta_t^{(\lfloor t/q \rfloor)} = \Delta_t^{(\log_2 \frac{m}{m_0})}$ .

## Παράρτημα VIII

# Στοιχεία Λειτουργίας του Προσομοιωτή

Για τη διενέργεια των προσομοιώσεων που παρουσιάζονται σ' αυτή τη διατριβή προτιμήθηκε η εξ' αρχής ανάπτυξη ενός συγκεκριμένου προσομοιωτή. Ο λόγος είναι ότι οι διαθέσιμοι προσομοιωτές (π.χ. NS2), όσο και οι βιβλιοθήκες ανάπτυξης προσομοιώσεων δικτύων (π.χ. Omnet++) χρησιμοποιούν πόρους του υπολογιστή στον οποίον εκτελούνται, για την προσομοίωση πολλών πρωτοκόλλων επικοινωνίας, τη δρομολόγηση και γενικά την περιγραφή των δικτύων από το φυσικό επίπεδο μέχρι το επίπεδο του χρήστη, λειτουργιών δηλαδή που δεν χρησιμοποιούνται στις προσομοιώσεις αυτής της διατριβής. Για την εξοικονόμηση αυτών των υπολογιστικών πόρων δημιουργήθηκε ένας προσομοιωτής που αντιμετωπίζει τα δίκτυα ως μια μαθηματική οντότητα γράφων. Με αυτόν τον τρόπο στάθηκε δυνατή η δημιουργία και διαχείριση δικτύων  $10^4$  κόμβων καθώς και ιδιαίτερα πυκνών δικτύων όπως στην περίπτωση των δεδομένων του πραγματικού κόσμου (ταξί της Νέας Υόρκης) σε συνηθισμένους υπολογιστές.

Η σχετική βιβλιοθήκη προγραμμάτων αναπτύχθηκε σε Python 3.7.3, με χρήση πολλών από τις διαθέσιμες βιβλιοθήκες όπως SciPy και NumPy [228]. Για τη δημιουργία τυχαιότητας χρησιμοποιήθηκε η γεννήτρια τυχαίων αριθμών του SciPy (πρόκειται για την γεννήτρια ψευδοτυχαίων αριθμών Mersenne Twister) με διαφορετικό κλειδί σε κάθε εκτέλεση. Στους άμεσους στόχους είναι και η αναλυτική τεκμηρίωση και δημοσίευση αυτού του προσομοιωτή στην ιστοσελίδα Github.

Ο προσομοιωτής αναπτύχθηκε με τεχνικές *αντικειμενοστραφούς προγραμματισμού* ή *object-oriented programming* . Συγκεκριμένα δημιουργήθηκαν κλάσεις δικτύων,



κόμβων, μηνυμάτων και άλλων χρήσιμων οντοτήτων όπως οι Τυχαίοι Περιπατητές. Για κάθε ένα από τα διαφορετικά μοντέλα δικτύων που χρησιμοποιούνται, έγιναν και οι αντίστοιχες κλάσεις δικτύων και κόμβων οι οποίες κληρονομούν τις βασικές ιδιότητες που έχουν οι αντίστοιχες αρχικές γενικευμένες κλάσεις.

Το αποτέλεσμα των παραπάνω είναι ένας αξιόπιστος λόγω της απλότητας του, ευέλικτος προσομοιωτής, ταχύς στην ανάπτυξη κάθε επιμέρους εφαρμογής και εξαιρετικά οικονομικός στη χρήση των διαθέσιμων υπολογιστικών πόρων. Να επισημανθεί εκ νέου ότι δεν φιλοδοξεί να ανταγωνισθεί τους διαθέσιμους προσομοιωτές δικτύων με την μεγάλη παραμετροποίηση που διαθέτουν και τις δυνατότητες προσομοίωσης όλων των επιπέδων λειτουργίας ενός δικτύου αλλά είναι μάλλον ένα εργαλείο εφαρμογής και ελέγχου της μαθηματικής θεωρίας των γράφων.

## Πίνακας Δημοσιεύσεων

### Δημοσιεύσεις σε Διεθνή Περιοδικά (με κρίση)

- K. Skiadopoulos, K. Oikonomou, Markos Avlonitis, Konstantinos Giannakis, Dimitrios Kogias, Ioannis Stavrakakis, “Multiple and Replicated Random Walkers Analysis for Service Discovery in Fog Computing IoT Environments”, Ad Hoc Networks (Elsevier), p.101893, 2019.
- K. Skiadopoulos, K. Giannakis, and K. Oikonomou, “Random walker coverage analysis for information dissemination in wireless sensor networks” Technologies (MDPI), vol. 5, no. 2, p. 33, 2017.
- K. Skiadopoulos, A. Tsipis, K. Giannakis, G. Koufoudakis, E. Christopoulou, K. Oikonomou, G. Kormentzas, I. Stavrakakis, “Synchronization of data measurements in wireless sensor networks for IoT applications”, Ad Hoc Networks (Elsevier), vol. 89, pp. 47-57, 2019.
- K. Skiadopoulos, K. Giannakis, K. Oikonomou, I. Stavrakakis, “ Impact of Drone Route Geometry on Information Collection in Wireless Sensor Networks”, Ad Hoc Networks (Elsevier), Submitted 30/11/2019 under review.

### Δημοσιεύσεις σε Διεθνή Συνέδρια (με κρίση)

- K. Skiadopoulos, K. Giannakis, K. Oikonomou, I. Stavrakakis, S. Aïssa, “Distributed Construction of D-Hop Connected Dominating Sets for Wireless Sensor Networks” in 2018 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM), pp. 1-7, 2018.
- K. Skiadopoulos, K. Giannakis, K. Oikonomou, and I. Stavrakakis, “Analysis of Multiple Random Walkers for Service Discovery in Fog Computing Network Environments” in Second International Balkan Conference on Communications and Networking 2018 (BalkanCom’18), Podgorica, Montenegro, 2018.
- K. Skiadopoulos, K. Giannakis, S. Fanarioti, K. Oikonomou and I. Stavrakakis, “A Distributed Method to Organize Terrestrial Nodes to Facilitate Short Drone Routes in WSNs” in Second International Balkan Conference on Communications and Networking 2019 (BalkanCom’19), Skopje, North Macedonia, 2019.
- Aikaterini Georgia Alvanou, Konstantinos Skiadopoulos, Konstantinos Giannakis, Georgios Tsoumanis, Konstantinos Oikonomou, “Random Walkers Coverage Review in Real Arduino Wireless Networks” in 10th International Conference on Information, Intelligence Systems and Applications (IISA 2019), Patras, Greece 2019.
- Alexandros Zervopoulos, Konstantinos Skiadopoulos, Konstantinos Giannakis, Vasileios Komianos, Georgios Tsoumanis, Konstantinos Oikonomou, “Constructing Virtual Backbones over Low-Cost Wireless Networks for Smart Tourism Services” in 10th International Conference on Information, Intelligence Systems and Applications (IISA 2019), Patras, Greece 2019.
- Alexandros Zervopoulos, Vasileios Komianos, Konstantinos Skiadopoulos, Georgios Tsoumanis, Athanassios Spiggos, Konstantinos Giannakis, Konstantinos Oikonomou, “Constructing Minimal Maintenance Virtual Backbones over Low-Cost Wireless Networks” in 4th South-East Europe Design Automation, Computer Engineering, Computer Networks and Social Media Conference (SEEDA-CECNSM 2019), Piraeus, Greece 2019.

## Γλωσσάρι Ξενικών Όρων

2d torus	Δύο Διαστάσεων Τόρος
budget	Προϋπολογισμένο Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο
Connected	
Dominating	
Set	
Cloud	Υπολογιστικό Νέφος
Computing	
Clusters	Συστάδες - Υποσύνολο Κόμβων Δικτύου με Πυκνή μεταξύ τους Συνδεσιμότητα
Community	Δομές Κοινότητας
Structures	
Connected	Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο
Dominating	
Set	
d-hop	Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο d-αλμάτων
Connected	
Dominating	
Set	
Dominating	Κυρίαρχος Αριθμός
Number	
Drone	Μη Επανδρωμένο Εναέριο Όχημα
Edge	Υπολογιστική στα Άκρα του Δικτύου
Computing	
Fog Computing	Υπολογιστικής Ομίχλη

Grid	Γράφος Γεωμετρικού Πλέγματος
Geometric	
Graph	
Important	Σημαντικοί κόμβοι
Nodes	
Internet of	Διαδίκτυο των Πραγμάτων
Things	
Minimal	Ελάχιστο Ανεξάρτητο Σύνολο
Independent	
Set	
minimum	Ελάχιστο Συνδεδεμένο Κυρίαρχο Σύνολο
Connected	
Dominating	
Set	
Neighbor	Κατανομή των Γειτόνων
Distribution	
Object	Αντικειμενοστραφής Προγραμματισμός
Oriented	
Programming	
Random	Γεωμετρικός Τυχαίος Γράφος
Geometric	
Graph	
Random Walker	Τυχαίος Περιπατητής
Replication	Μηχανισμός Αντιγραφής
Mechanism	
Smart	Ευφυής Γεωργία
Agriculture	
Smart Cities	Ευφυείς πόλεις
Smart Tourism	Ευφυείς Τουριστικές Εφαρμογές
Soft Random	Γεωμετρικός Τυχαίος Γράφος με συνάρτηση σύνδεσης
Geometric	
Graph	
Traces	Τχνη - Δεδομένα του Πραγματικού Κόσμου

Unmanned Aerial Vehicle	Μη Επανδρωμένο Εναέριο Όχημα
Vehicular Networking	Δικτύωση των Οχημάτων
Virtual Machine	Εικονική Μηχανή
Wireless Sensor Network	Ασύρματο δίκτυο Αισθητήρων

## Συμβολισμοί Σημαντικότερων Μεγεθών

$V$	Το σύνολο των κόμβων
$E$	Το σύνολο των ζεύξεων
$N$	$ V $
$\theta(G)$	Κυρίαρχος Αριθμός
$r_c$	Ακτίνα σύνδεσης
$r$	Ευκλείδεια απόσταση δύο κόμβων
$p(r)$	Συνάρτηση πιθανότητας σύνδεσης δύο κόμβων η Ευκλείδεια απόσταση των οποίων είναι $r$ σε τοπολογία SRGG
$C(t)$	Κάλυψη του δικυου μετά από $t$ άλματα ενός Τυχαίου Περιπατητή
$C_m(t)$	Κάλυψη του δικτύου μετά από $t$ άλματα $m$ Τυχαίων Περιπατητών
$C_{m,m_0}(t)$	Κάλυψη του δικτύου με χρήση του Μηχανισμού Αντιγραφής
$\delta_i(u)$	Οι κόμβοι που απέχουν $i$ άλματα από τον κόμβο $u$
$\Delta_i$	Ο μέγιστος αριθμός αριθμός των $i$ αλμάτων γειτόνων ( $\delta_i(u)$ ) όλων των κόμβων του δικτύου
$D$	Διάμετρος του δικτύου
$h(u, v)$	Ο αριθμός των αλμάτων ανάμεσα στους κόμβους $u$ και $v$ πάνω στο συντομότερο μονοπάτι που τους συνδέει
$budget$	Άνω φράγμα του μεγέθους του $d$ -bCDS
$stop$	Άνω φράγμα στον αριθμό των αποσπελλόμενων από τους κόκκινους κόμβους μηνυμάτων δημιουργίας

## Συντομογραφίες

CDS	Connected Dominating Set
<i>d</i> -CDS	<i>d</i> -hop Connected Dominating Set
<i>d</i> -bCDS	budget <i>d</i> -hop Connected Dominating Set
GGG	Grid Geometric Graph
IoT	Internet of Things
mCDS	minimum Connected Dominating Set
RGG	Random Geometric Graph
<i>rw</i>	Random Walker
SRGG	Soft Random Geometric Graph
UAV	Unmanned Aerial Vehicle
WSN	Wireless Sensor Network