



Κεφάλαιο 18:

Γιατί είναι το WiFi ταχύτερο στο σπίτι σε σχέση με το WiFi σε ένα hotspot

Καθηγητής Χρήστος Δουληγέρης
E-mail: cdoulig@unipi.gr

Εισαγωγή

- Μία πρόχειρη απάντηση είναι ότι η διαχείριση των παρεμβολών στο WiFi δεν κλιμακώνεται καλά πέρα από μερικές συσκευές οι οποίες διαμοιράζονται ένα σημείο πρόσβασης.
- Όταν το κοινό είναι μεγάλο, το φαινόμενο της "τραγωδίας των κοινών", εξαιτίας της αμοιβαίας παρεμβολής στη μη αδειοδοτημένη ζώνη, δεν αντιμετωπίζεται αποτελεσματικά από το WiFi.
- Για να διαπιστώσουμε το λόγο ο οποίος προκαλεί το παραπάνω, θα πρέπει να εξετάσουμε αναλυτικά τον έλεγχο πρόσβασης στο μέσο στο επίπεδο σύνδεσης της διαστρωματωμένης στοίβας των πρωτοκόλλων του Wifi.

Μια συνοπτική απάντηση

Πώς διαφέρει το WiFi από τα κυβελωτά δίκτυα;

Ερωτήματα:

- Υπάρχει κάποιο όριο όσον αφορά τον αριθμό των χρηστών που μπορεί να υποστηρίξει κάποιο σημείο πρόσβασης WiFi;
- Αν πολλοί χρήστες WiFi συγκεντρώνονταν γύρω από μία δημοφιλή διασταύρωση, πόσα πολλά σημεία πρόσβασης θα χρειαζόνταν για να καλυφθεί η ζήτηση; Και, πιο σημαντικό, πώς μπορεί αυτή η κυκλοφορία να μετακυλιστεί από την ασύρματη διεπαφή του WiFi στο υπόλοιπο Διαδίκτυο;
- Καθώς κάθε σπίτι προσθέτει περισσότερες συσκευές WiFi, αυτό σημαίνει ότι η ποιότητα της σύνδεσης θα υποβαθμίζεται, ιδιαίτερα σε πολυκατοικίες πολλών ορόφων;

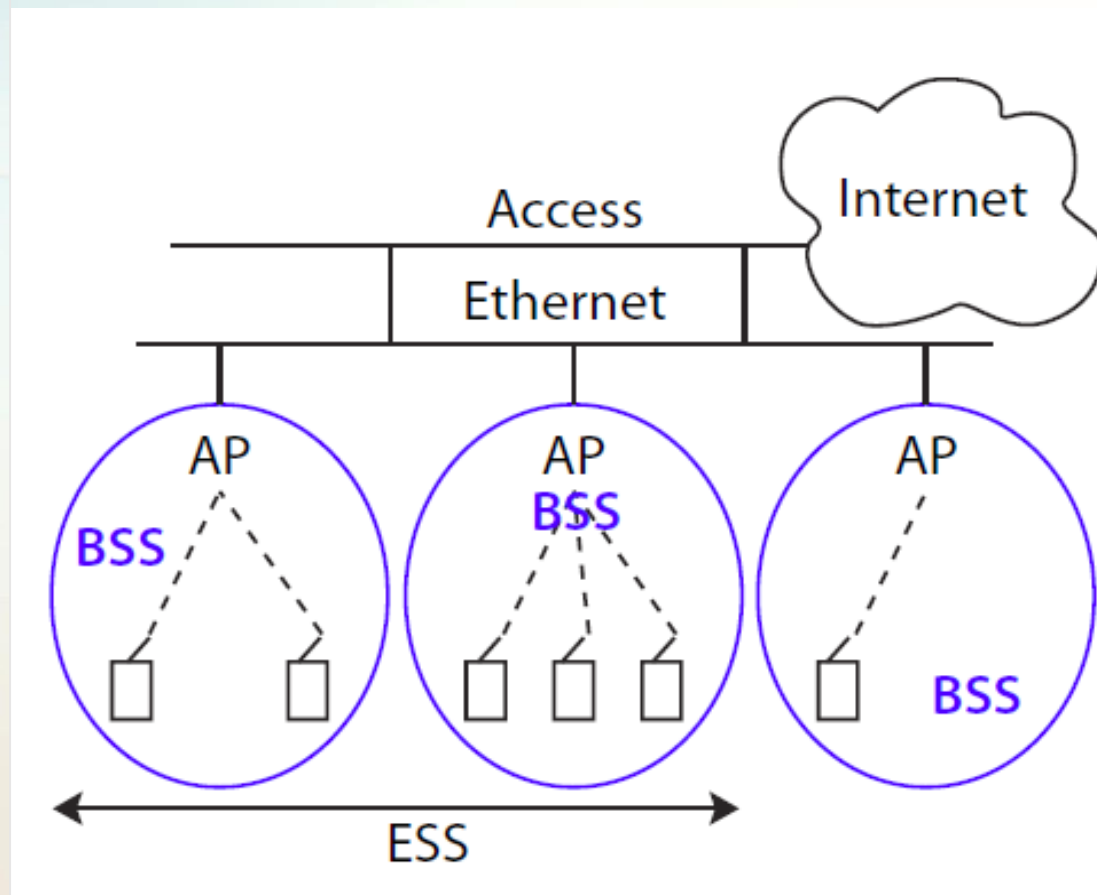
Πώς διαφέρει το WiFi από τα κυψελωτά δίκτυα; (συνέχεια)

- Επίσημα, το WiFi θα πρέπει να αποκαλείται ως το πρότυπο **IEEE 802.11**.
- Αποτελεί μέρος της οικογένειας **προτύπων 802** για τα Τοπικά Δίκτυα (Local Area Networks, LAN) που έχει οριστεί από την IEEE.
- Το μέρος **.11** της οικογένειας εστιάζει στο ασύρματο τοπικό δίκτυο που χρησιμοποιεί το μη αδειοδοτημένο φάσμα.
- Αν και η φύση της φασματικής λειτουργίας είναι διαφορετική, το WiFi μοιράζεται μία κοινή τοπολογία (βλέπε εικόνα επόμενης διαφάνειας) με τα δίκτυα κυψελοειδούς τηλεφωνίας, με την εξαίρεση ότι αυτή τη φορά **δεν αποκαλούνται κυψέλες** (καθώς συχνά δεν υπάρχει κάποιο αναλυτικό σχέδιο ασύρματων συχνοτήτων πριν την ανάπτυξη), αλλά ένα **Σύνολο Βασικών Υπηρεσιών** (Basic Services Set - BSS).
- Σε κάθε BSS υπάρχει ένα AP (Access Point) και όχι κάποιος Σταθμός Βάσης. Μία συλλογή γειτονικών BSS μπορεί επίσης να σχηματίζει ένα Σύνολο Εκτεταμένων Υπηρεσιών (Extended Services Set - ESS).

Πώς διαφέρει το WiFi από τα κυψελωτά δίκτυα; (συνέχεια)

Συνηθισμένη τοπολογία ανάπτυξης δικτύου WiFi.

- Η ασύρματη διεπαφή παρέχει συνδέσμους διπλής κατεύθυνσης μεταξύ των AP και των συσκευών των τελικών χρηστών.
- Κάθε BSS έχει από ένα AP.
- Μία συλλογή από BSS που μπορεί να υποστηρίξει άμεσα τη μεταπομπή αποκαλείται ESS.
- Η ασύρματη διεπαφή συνδέεται σε ένα ενσύρματο οπισθοζευκτικό δίκτυο, συχνά ένα Ethernet, το οποίο με τη σειρά του συνδέεται με το υπόλοιπο δίκτυο πρόσβασης και έπειτα με το υπόλοιπο Διαδίκτυο.



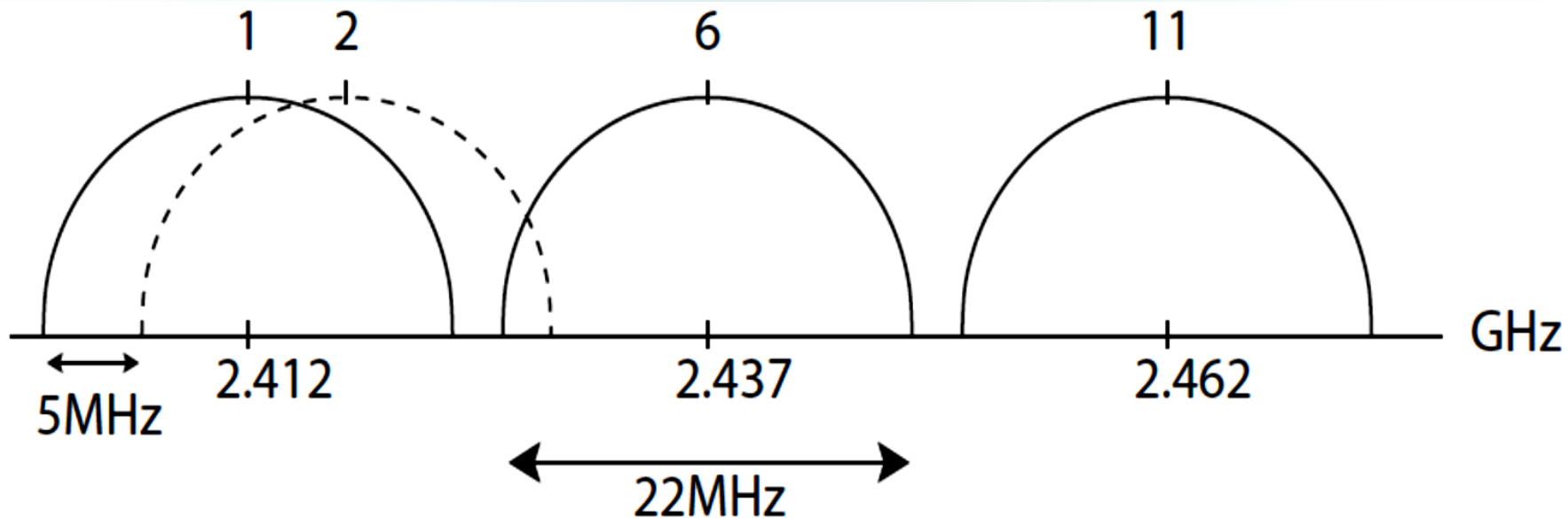
Πώς διαφέρει το WiFi από τα κυψελωτά δίκτυα; (συνέχεια)

- Το WiFi αποτελεί μία εξελισσόμενη οικογένεια προτύπων που επιτρέπει την ασύρματη επικοινωνία με περιορισμένο βεληνεκές επί των μη αδειοδοτημένων ζωνών ISM για κυρίως σταθερές συσκευές.
- Σε αντίθεση με τα κυψελοειδή δίκτυα, τα δίκτυα WiFi συχνά αναπτύσσονται με πολύ περιορισμένο σχεδιασμό και υφίστανται ελάχιστη ή και καθόλου διαχείριση.
- Υπάρχει επίσης και ένα διομότιμο πρωτόκολλο (peer-to-peer) στα πρότυπα 802.11, το πρωτόκολλο που στερείται υποδομής, το αποκαλούμενο ειδικού σκοπού - ad hoc.
- Οι συσκευές WiFi μπορούν να επικοινωνήσουν απευθείας μεταξύ τους χωρίς να περνούν από οποιαδήποτε σταθερή υποδομή, όπως είναι τα AP. (η επιλογή αυτή φαίνεται κατά τη διαμόρφωση της ικανότητας σύνδεσης σε δίκτυο WiFi στον Η/Υ).

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi

- Το αν ένα σημείο πρόσβασης WiFi λειτουργεί καλά ή όχι, ουσιαστικά εξαρτάται από το πόσο αποτελεσματικά έχουν εκτελεστεί οι βελτιστοποιήσεις.
- Εστιάζουμε στην ασύρματη διεπαφή μεταξύ των AP και των συσκευών, αν και το οπισθοζευκτικό μέρος θα μπορούσε επίσης να προκαλέσει συμφόρηση δεδομένων.
- Η πρώτη ομάδα της βελτιστοποίησης της επίδοσης περιλαμβάνει τη σωστή επιλογή του AP, του καναλιού, και του ρυθμού μετάδοσης του φυσικού επιπέδου:
 - Συσχετισμός AP.
 - Επιλογή καναλιών.
 - Επιλογή ρυθμού μετάδοσης.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)



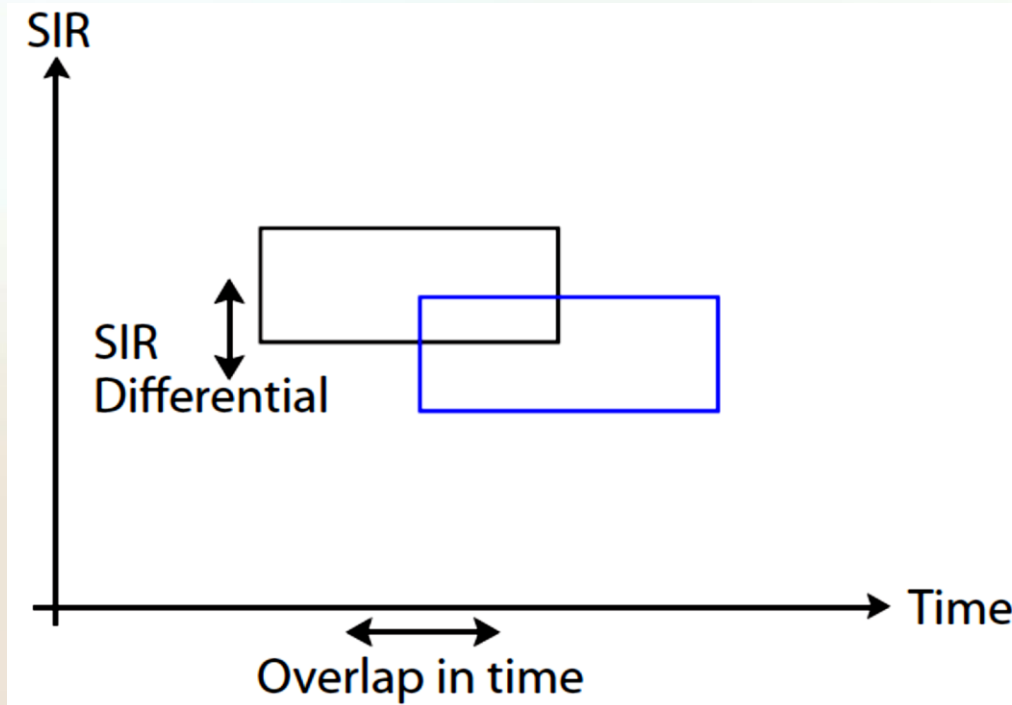
Το φάσμα και τα κανάλια 802.11b Υπάρχουν 11 κανάλια στις Η.Π.Α.
Κάθε κανάλι έχει πλάτος 22 MHz και απόσταση 5 MHz από τα
γειτονικά κανάλια. Συνεπώς, μόνο τρία κανάλια, το Κανάλι 1, το
Κανάλι 6, και το Κανάλι 11 δεν επικαλύπτουν το ένα το άλλο.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

- Υποθέστε ότι η συσκευή WiFi λαμβάνει τις προηγούμενες τρεις παραμέτρους σωστά. Τώρα θα πρέπει να φροντίσουμε τις παρεμβολές.
- Όταν δύο αναμεταδότες βρίσκονται εντός του εύρους παρεμβολής αναμεταξύ τους, και εκπέμπουν και οι δύο ένα πλαίσιο σε παρόμοιο χρόνο (t_1 και t_2 , αντίστοιχα), αυτά τα δύο πλαίσια συγκρούονται.
- Υπάρχουν τρία ενδεχόμενα αποτελέσματα σε μία σύγκρουση.
 - Χάνονται και τα δύο πλαίσια: κανένας δέκτης δεν μπορεί να αποκωδικοποιήσει σωστά το σχετικό πλαίσιο.
 - Το ισχυρότερο πλαίσιο λαμβάνεται σωστά, αλλά το αδύναμο χάνεται: σε αυτή την περίπτωση η « ισχύς » αναφέρεται σε SIR. Αυτό ονομάζεται **σύλληψη (capture)**.
 - Και τα δύο πλαίσια λαμβάνονται σωστά. Αυτό ονομάζεται **διπλή σύλληψη (double capture)**.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

- Τώρα, ποιο αποτέλεσμα θα υπερισχύσει; Αυτό εξαρτάται ιδιαίτερα από τους παρακάτω παράγοντες:
 - Για πόσο αλληλοκαλύπτονται τα πλαίσια.
 - Πόσο μεγάλη είναι η διαφορά στο SIR μεταξύ των δύο πλαισίων (βλέπε παρακάτω εικόνα)
 - Πόσο μεγάλο SIR απαιτείται για τη σωστή αποκωδικοποίηση στον αποδέκτη.



Ένα διάγραμμα της σχέσης ενέργειας - χρόνου δύο συγκρουόμενων πλαισίων

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

- Σκεφτείτε το κοκτέιλ πάρτι που αναφέρθηκε στο Κεφάλαιο 1 ξανά, όπου οι φωνές των καλεσμένων καλύπτουν η μία την άλλη στον αέρα. Με αρκετή παρεμβολή, δεν μπορείτε να καταλάβετε τι προσπαθεί να σας πει ο φίλος σας.
- Ο έλεγχος ισχύος του κυψελοειδούς δικτύου είναι σαν να ζητήσετε από κάθε καλεσμένο να προσαρμόσει τη ένταση της φωνής του χωρίς να καταλήξετε σε μάχη φωνών.
- Ο έλεγχος πρόσβασης στα μέσα του WiFi είναι σαν να κανονίζετε τους καλεσμένους σας ώστε να μιλούν σε διαφορετικές χρονικές στιγμές.
- Μπορείτε να έχετε:
 - είτε ένα κεντρικό συντονιστή που θα αναθέτει διαφορετικές χρονοθυρίδες σε κάθε καλεσμένο για να μιλήσει (χρονο-προγραμματισμός)
 - ή μπορείτε να ζητήσετε από τον καθένα τους να υπακούσουν σε κάποια διαδικασία ώστε να αποφασίζεται τοπικά πότε θα μιλήσουν και για πόσο (τυχαία πρόσβαση).
- Αυτές τις εναλλακτικές τις αποκαλούμε:
 - Λειτουργία Σημειακού Συντονισμού (Point Coordination Function - PCF) και
 - Λειτουργία Κατανεμημένου Συντονισμού (Distributed Coordination Function - DCF).

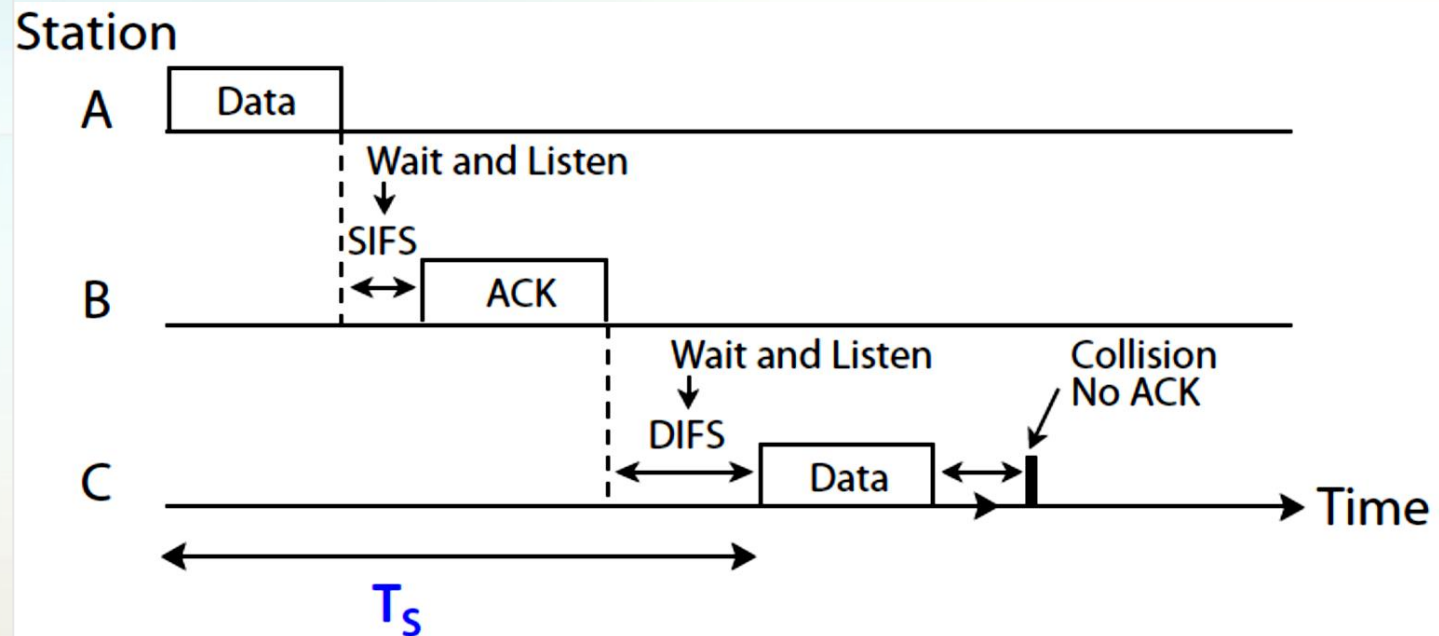
Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

- Η **DCF** του **Wi-Fi** αποτελεί μία ιδιαίτερη υλοποίηση του πρωτόκολλου τυχαίας πρόσβασης **Πολλαπλής Πρόσβασης με Ανίχνευση του Φέροντος (Carrier Sensing Multiple Access - CSMA)**. Είναι σχετικά απλή και εξαιρετικά διαισθητική.
- Ας υποθέσουμε ότι είστε ένας αναμεταδότης. Πριν στείλετε κάποιο πλαίσιο, συχνά ακροάζετε τον αέρα (το μέρος του φάσματος όπου βρίσκεται το κανάλι επικοινωνίας σας). Αυτό αποκαλείται **ανίχνευση φέροντος (Carrier Sensing)**.
- Κάθε αναμεταδότης θα πρέπει να τηρεί μία περίοδο αναμονής και ακρόασης πριν αποπειραθεί να αναμεταδώσει και θα πρέπει να τηρεί μία περίοδο αναμονής και ακρόασης πριν αποπειραθεί να αναμεταδώσει.
- Αν το κανάλι ανιχνευτεί ως απασχολημένο (κάποιος χρησιμοποιεί το μέσο για να μεταδώσει τα πλαίσιά του), εσείς απλά παραμένετε σιωπηλός.
- Αλλά αν είναι αδρανές (δεν το χρησιμοποιεί κανένας), μπορείτε να προχωρήσετε και να στείλετε μία σειρά από πλαίσια.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

Ένα διάγραμμα χρονισμού των βασικών μεταδόσεων WiFi.

- Ένας σταθμός μπορεί είτε να είναι μία συσκευή χρήστη, είτε ένα AP.
- Πρώτα, ο αναμεταδότης μίας συνεδρίας, ο σταθμός A, αποστέλλει ένα πλαίσιο δεδομένων στον προοριζόμενο αποδέκτη, στον σταθμό B.
- Έπειτα, εντός μίας πολύς μικρής χρονικής περιόδου με προκαθορισμένη διάρκεια, η οποία ονομάζεται **SIFS**, ο B αποστέλλει ένα πλαίσιο αναγνώρισης πίσω στο A.



- Μετά από αναμονή μίας ελάχιστα μεγαλύτερης χρονικής περιόδου, που αποκαλείται **DIFS**, οι άλλοι κόμβοι, όπως ο σταθμός C, μπορούν να ξεκινήσουν να στέλνουν πλαίσια δεδομένων.
- Στο παραπάνω παράδειγμα, το πακέτο του κόμβου C συγκρούεται με κάποιο άλλο πακέτο που μεταδίδεται από, ας πούμε, τον σταθμό D.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

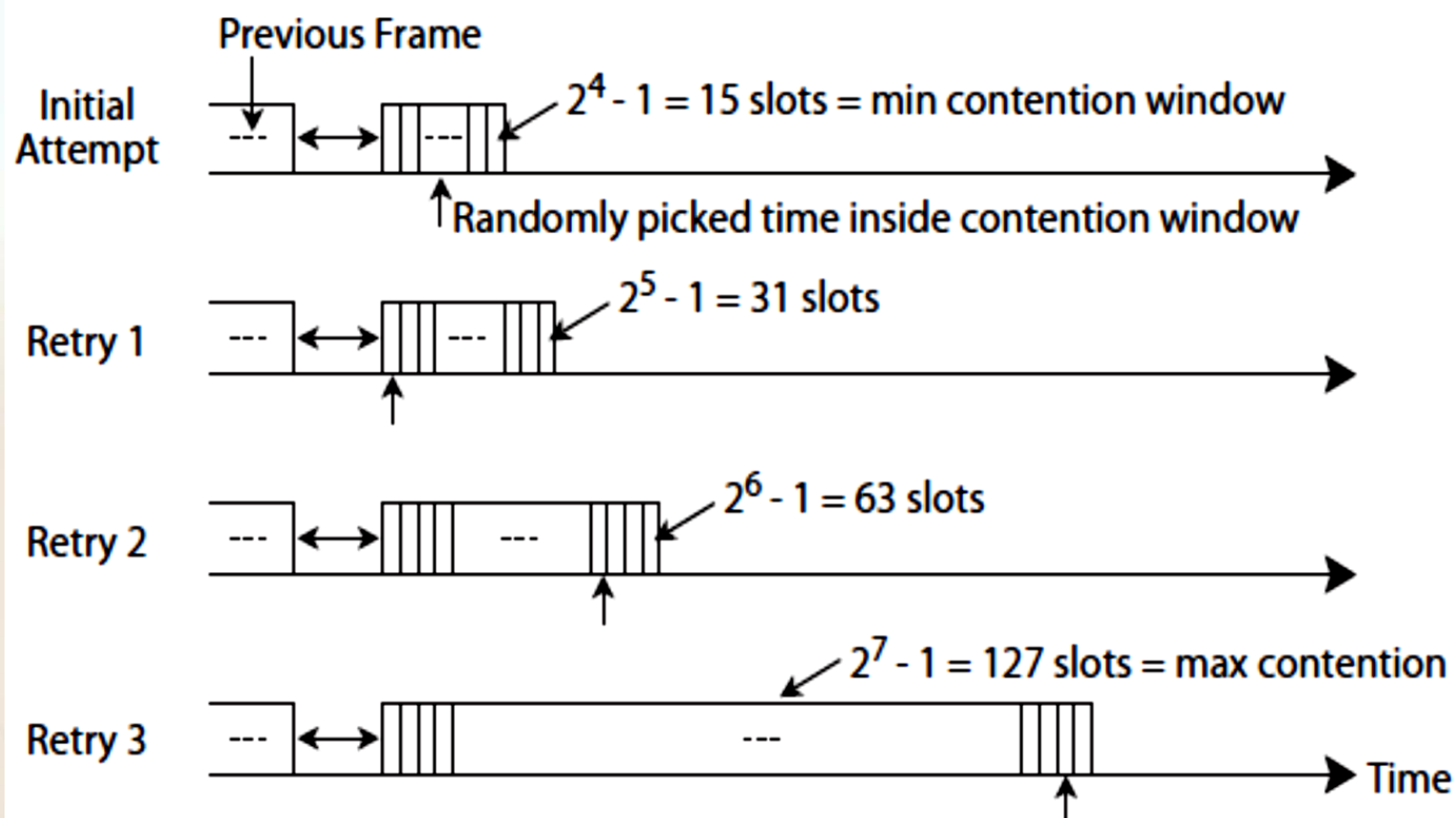
- Αλλά αν το πλαίσιό σας συγκρουστεί με κάποια άλλα πλαίσια όταν προσπαθήσετε να το στείλετε, ο αναμεταδότης δεν θα το λάβει (καθώς θεωρούμε ότι η σύγκρουση σκοτώνει και τα δύο πλαίσια).
- Οπότε δεν θα λάβετε την αναγνώριση. Με αυτό τρόπο μαθαίνετε ότι έχετε υποστεί μία σύγκρουση, και θα πρέπει να **υποχωρήσετε** (backoff).
- Αυτή η περιγραφή πρωτοκόλλου μπορεί να ακούγεται σαν να πάσχει από έλλειψη κινήτρου στην αρχή. Αλλά στην ουσία, υπάρχουν δύο έξυπνες ιδέες κατανεμημένου συντονισμού εδώ:
 - η τυχαιοποίηση και
 - η εκθετική υποχώρηση.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

Η εκθετική υποχώρηση στο DCF.

Υπάρχουν δύο βασικές ιδέες.

- Πρώτα, όταν συγκρούονται δύο πλαίσια, και τα δύο θα πρέπει να υποχωρήσουν.
- Δεύτερον, αν οι συγκρούσεις συνεχιστούν, κάθε αποστολέας θα πρέπει να υποχωρήσει και άλλο.

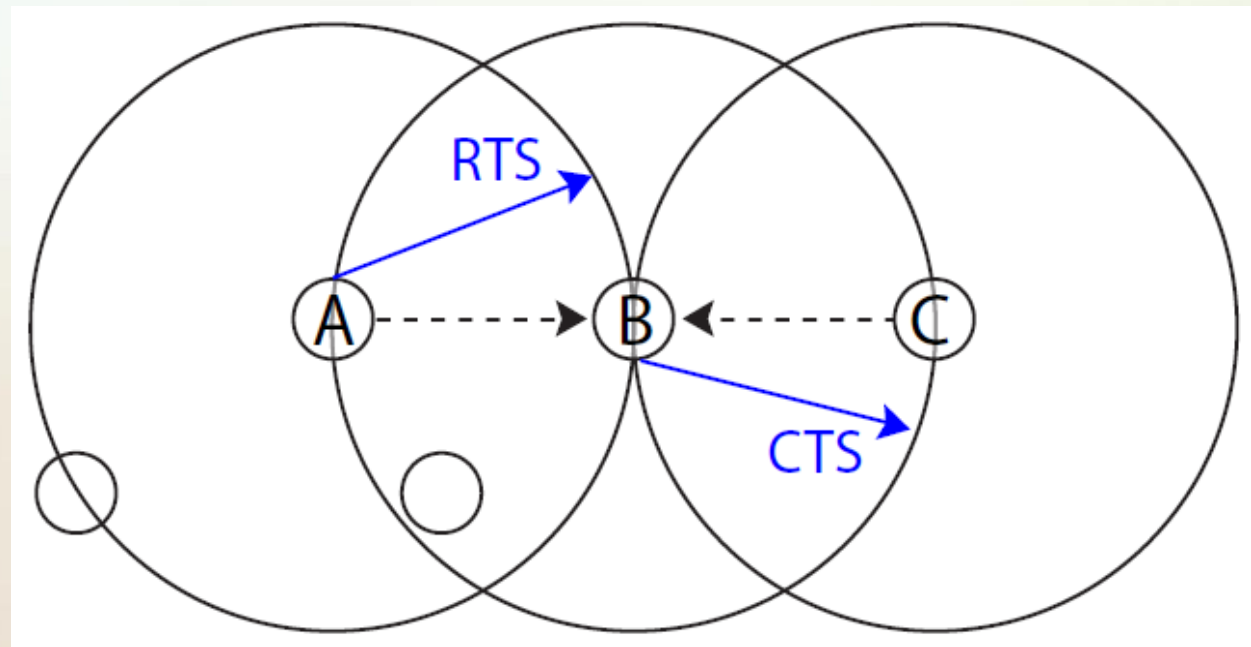


Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

Το πρόβλημα με τον κρυφό κόμβο.

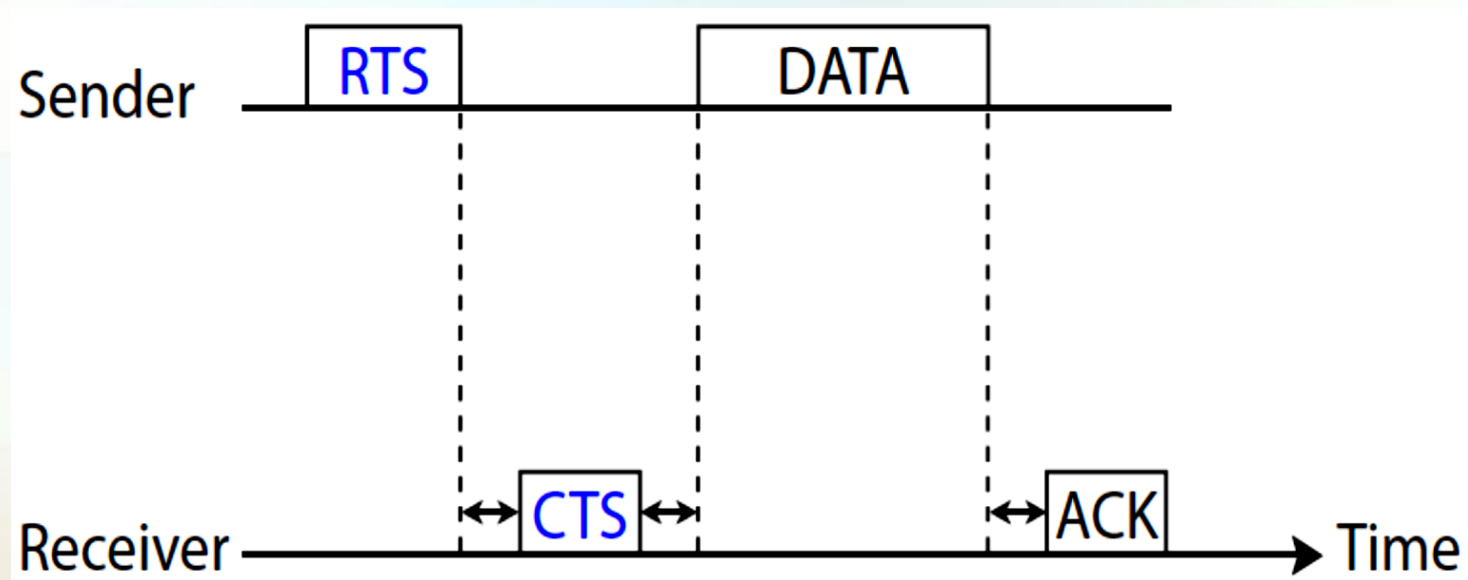
- Οι μεταδόσεις των σταθμών A και C προς τον σταθμό B παρεμβάλλονται η μία με την άλλη, αλλά δεν μπορούν να εντοπίσουν η μία την άλλη.
- Οι διακεκομμένες γραμμές υποδηλώνουν το εύρος εντοπισμού / μετάδοσης.
- Το RTS/CTS αποτελεί ένα πρωτόκολλο μετάδοσης μηνυμάτων που βοηθά στην επίλυση του προβλήματος κρυφού κόμβου.

Ο κόμβος A πρώτα στέλνει ένα RTS. Μόλις ακουστεί το RTS, όλοι οι κόμβοι (συμπεριλαμβανομένου του κόμβου B) αποστέλλουν ένα CTS. Μόλις ακουστεί το CTS, όλοι οι κόμβοι (συμπεριλαμβανομένου του κόμβου C) παραμένουν σιωπηλοί για μία χρονική περίοδο, με την εξαίρεση του κόμβου A, ο οποίος ξεκίνησε το RTS. Ο κόμβος A πλέον γνωρίζει ότι είναι ασφαλές να αποστέλλει τα πραγματικά δεδομένα των πλαισίων χωρίς να ανησυχεί για τους κρυφούς κόμβους.



Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

Το πρόβλημα με τον κρυφό κόμβο (συνέχεια)



Ένα διάγραμμα χρονισμού για τα RTS/CTS στο WiFi DCF για **την αντιμετώπιση του προβλήματος των κρυφών κόμβων**. Οι διάρκειες των περιόδων μεταξύ των RTS και CTS, και μεταξύ των πλαισίων CTS και των Δεδομένων, είναι μικρότερες από την περίοδο του χρόνου που οι άλλοι κόμβοι πρέπει να περιμένουν για ένα ξεκάθαρο κανάλι πριν τη μετάδοση. Αυτή η διαφορά χρονισμού ουσιαστικά παρέχει την προτεραιότητα του CTS και η επόμενη κυκλοφορία των δεδομένων επί της ανταγωνιστικής κυκλοφορίας.

Διαχείριση παρεμβολών στο WiFi (συνέχεια)

Το πρόβλημα με τον κρυφό κόμβο (συνέχεια)

- Ούτε το RTS/CTS αποτελεί μία τέλεια λύση, π.χ. τα πλαίσια RTS και CTS συχνά συγκρούονται με άλλα πλαίσια.
- Ακόμα και έτσι, με το πρωτόκολλο μεταφοράς μηνυμάτων RTS/CTS, μαζί με την ιεράρχηση μέσω διαφορετικών διαστημάτων αναμονής και ακρόασης, την κατανεμημένη μετάδοση μέσω τυχαιοποιημένου χρονισμού μετάδοσης, και της επίλυσης του ανταγωνισμού μέσω ενός παραθύρου ανταγωνισμού εκθετικής υποχώρησης, έχουμε ένα αρκετά κατανεμημένο πρωτόκολλο MAC που επιτρέπει τη λειτουργία των σημείων πρόσβασης WiFi καθώς κλιμακώνονται.
- Θα δούμε διάφορες άλλες ιδιαιτερότητες αναφορικά με την ασύρματη μετάδοση και τις επιδράσεις τους και στην επίδοση και στην ισονομία στο Προχωρημένο Υλικό.
- Αλλά πρώτα, ας αναλύσουμε την επίδοση ως προς την ρυθμαπόδοση των συσκευών WiFi σε ένα σημείο πρόσβασης που λειτουργεί με την DCF.

Μια εκτενής απάντηση

Εισαγωγή

- Η τυχαία πρόσβαση προσφέρει μία συμπληρωματική προσέγγιση στον έλεγχο ισχύος ως μία μέθοδο διαχείρισης παρεμβολών.
- Για την ακρίβεια, υπάρχει και στο WiFi λειτουργία ελέγχου ισχύος, αλλά χρησιμοποιείται κυρίως για τη συμμόρφωση με τα όρια ενέργειας στη μη αδειοδοτημένη ζώνη και για την εξοικονόμηση ενέργειας μπαταρίας, και όχι τόσο για τη διαχείριση των παρεμβολών.
- Ενώ ο έλεγχος ισχύος μπορεί να αναλυθεί μέσω γραμμικής άλγεβρας (και μερικές φορές μέσω της θεωρίας παιγνίων και της θεωρίας βελτιστοποίησης), η τυχαία πρόσβαση περιλαμβάνει πιθανοτικές ενέργειες από τις ασύρματες συσκευές και η ανάλυση της επίδοσής της απαιτεί ορισμένη βασική θεωρία των πιθανοτήτων.
- Ούτε το CSMA στη DCF του WiFi δεν είναι ιδιαίτερα εύκολο για μοντελοποίηση, καθώς οι συγκρούσεις πλαισίων εξαρτώνται από τις ενέργειες της κάθε ασύρματης συσκευής, και το ιστορικό της δυαδικής εκθετικής υποχώρησης συνδέεται με την απόφαση μετάδοσης σε κάθε χρονοθυρίδα.

Εισαγωγή (συνέχεια)

- Ένα πολύ γνωστό μοντέλο ανάλυσης απόδοσης χρησιμοποιεί μία διδιάστατη αλυσίδα Markov, η οποία υπερβαίνει την προαπαιτούμενη γνώση για τις βασικές έν-νοιες των πιθανοτήτων και είναι πολύ περίπλοκο για αυτό το κεφάλαιο.
- Η προσέγγιση που θα ακολουθήσουμε είναι απλοποιημένη έκδοση μοντέλου ανάλυσης απόδοσης που χρησιμοποιεί πολύ απλά επιχειρήματα στις βασικές πιθανότητες και λίγη αναγωγή για να προκύψει η ουσία του περίπλοκου σχηματισμού.
- Η βασική ιδέα είναι να βρεθούν δύο διαφορετικές εκφράσεις που σχετίζονται με την πιθανότητα μετάδοσης σε κάποια συγκεκριμένη χρονοθυρίδα με την πιθανότητα της σύγκρουσης, και έπειτα να υπολογιστεί η λύση και για τις δύο πιθανότητες, χρησιμοποιώντας αυτές τις δύο εξισώσεις.
- Έπειτα, ο υπολογισμός της ρυθμαπόδοσης γίνεται εύκολος.

Έκφραση του S ως συνάρτηση του τ

- Η αναμενόμενη δυναμικότητα S σε bps για τυχαία πρόσβαση CSMA στη DCF του WiFi ορίζεται ως:

$$S = \frac{\text{μέσος αριθμός των bit που μεταδίδονται επιτυχώς σε μία χρονοθυρίδα}}{\text{μέση διάρκεια μίας χρονοθυρίδας}} \quad (18.1)$$

- Πρώτα, εξετάζουμε το μέσο αριθμό των bit που μεταδίδονται επιτυχώς σε μία χρονοθυρίδα. Το παραπάνω μπορεί να εκφραστεί ως το γινόμενο τριών αριθμών:

$$P_t P_s L$$

όπου: $\begin{cases} P_t: \text{η πιθανότητα ότι πραγματοποιείται τουλάχιστον μία (ή και περισσότερες) μετάδοση} \\ P_s: \text{η πιθανότητα ότι μία μετάδοση είναι επιτυχής} \\ L: \text{το μέσο μήκος φορτίου (μετρημένο σε byte ή bit)}. \end{cases}$

Έκφραση του S ως συνάρτηση του τ (συνέχεια)

- Έστω το τ η πιθανότητα ότι ένας σταθμός μεταδίδει σε κάποια συγκεκριμένη χρονοθυρίδα. Τότε γνωρίζουμε ότι:

$$P_t = 1 - (1 - \tau)^N \quad (18.2)$$

όπου: το P_t ισούται με 1 μείον την πιθανότητα ότι κανένας σταθμός δεν μεταδίδει, το οποίο με τη σειρά του είναι το γινόμενο των πιθανοτήτων ότι κάθε σταθμός δεν μεταδίδει: $1 - \tau$, για όλους τους σταθμούς N .

- Το παραπάνω θεωρεί ότι όλοι οι σταθμοί λαμβάνουν αποφάσεις μετάδοσης ανεξάρτητα.
- Το παραπάνω αποτελεί ένα παράδειγμα της **διαφορικής απολαβής (diversity gain)** της επίδρασης του δικτύου, με την εξαίρεση ότι πλέον αναφέρεται στην πιθανότητα ενός καλού γεγονότος (η μετάδοση περνάει χωρίς σύγκρουση) και όχι σε κάποιο κακό γεγονός (κάποιος σύνδεσμος παρουσιάζει αστοχία).

Έκφραση του S ως συνάρτηση του τ (συνέχεια)

- Επίσης γνωρίζουμε ότι:

$$P_s P_t = N\tau(1 - \tau)^{N-1} \quad (18.3)$$

καθώς η αριστερή πλευρά είναι η πιθανότητα ότι υπάρχει κάποια επιτυχημένη μετάδοση σε κάποια χρονοθυρίδα.

- Για κάθε σταθμό, αυτό θα πρέπει να είναι η πιθανότητα ότι μεταδίδει (τ), ενώ δεν μεταδίδει κάποιος από τους υπόλοιπους $(1 - \tau)^{N-1}$.
- Για ολόκληρο το δίκτυο είναι: $N\tau(1 - \tau)^{N-1}$

Έκφραση του S ως συνάρτηση του τ (συνέχεια)

- Τώρα εξετάζουμε τη μέση διάρκεια μίας χρονοθυρίδας. Αυτό εξαρτάται από τι συμβαίνει σε αυτή τη χρονοθυρίδα.
- Υπάρχουν τρεις πιθανότητες, όπως δείχνει και η διαφάνεια 14.
 - **Καμία μετάδοση:** η πιθανότητα είναι $1 - P_t$ και η χρονοθυρίδα είναι μία θυρίδα υποχώρησης (*backoff*) με διάρκεια T_b .
 - **Υπάρχει μετάδοση, αλλά δεν είναι επιτυχημένη:** η πιθανότητα είναι: $P_t \cdot (1 - P_s)$ και η χρονοθυρίδα είναι μία θυρίδα σύγκρουσης με διάρκεια T_c .
 - **Υπάρχει μετάδοση, και είναι επιτυχημένη:** η πιθανότητα είναι $P_t \cdot P_s$ και η χρονοθυρίδα είναι μία επιτυχημένη θυρίδα με διάρκεια T_s .
- Περιληπτικά, αν γνωρίζουμε πώς να υπολογίσουμε το τ , μπορούμε να υπολογίσουμε το P_t όπως και το P_s , και συνεπώς την αναμενόμενη ρυθμαπόδοση S :

$$S = \frac{P_t P_s L}{(1 - P_t)T_b + P_t(1 - P_s)T_c + P_t P_s T_s} \quad (18.4)$$

- Από τις ποσότητες που αναγράφονται παραπάνω, οι N , L , T_b , T_c , και T_s είναι σταθερές. Οπότε απλά πρέπει να υπολογίσουμε το τ .

Υπολογίζοντας το τ

- Πρώτα, μπορούμε να εκφράσουμε το c , την πιθανότητα ότι ένα πλαίσιο συγκρούεται με πλαίσια από άλλους σταθμούς, ως συνάρτηση του τ .
- Θεωρώντας ότι η πιθανότητα σύγκρουσης είναι ανεξάρτητη από το στάδιο υποχώρησης, προκύπτει:

$$c = 1 - (1 - \tau)^{N-1} \quad (18.5)$$

καθώς το c είναι απλώς η πιθανότητα ότι τουλάχιστον ένας (μπορεί και περισσότεροι) από τους άλλους σταθμούς $N - 1$ ο οποίος μεταδίδει πρόσθετα του σταθμού A .

- Καθώς υπάρχουν πολλά στάδια υποχώρησης καταγεγραμμένα από το i , καθένα με ένα παράθυρο ανταγωνισμού που διπλασιάζει τα προηγούμενα στάδια, εξετάζουμε την κοινή πιθανότητα να μεταδίδει ένας σταθμός ενώ βρίσκεται σε στάδιο υποχώρησης i . Μπορούμε να εκφράσουμε αυτή την κοινή πιθανότητα με δύο τρόπους:
 - Πιθανότητα(μετάδοση) \times Πιθανότητα(σε στάδιο υποχώρησης i | μετάδοση), και
 - Πιθανότητα (σε στάδιο υποχώρησης i) \times Πιθανότητα (μετάδοση) σε στάδιο υποχώρησης i)

Υπολογίζοντας το τ (συνέχεια)

- Οι δύο προηγούμενες εκφράσεις θα πρέπει να είναι οι ίδιες. Απλοποιούμε τις παραπάνω εκφράσεις: $\tau P(i|T)$ και $P(i)P(T|i)$.
- Οπότε έχουμε την επόμενη έκφραση του Bayes, η οποία χρησιμοποιείται επίσης στο Κεφάλαιο 7 για την ανάλυση των διαδοχικών πληροφοριών:

$$\tau \frac{P(i|T)}{P(T|i)} = P(i)$$

- Αθροίζοντας σε όλα το i από το 0 (χωρίς υποχώρηση) στο B (ο μέγιστος αριθμός υποχωρήσεων που επιτρέπονται) και στις δύο πλευρές, προκύπτει το εξής:

$$\tau \sum_{i=0}^B \frac{P(i|T)}{P(T|i)} = \sum_{i=0}^B P(i) = 1 \quad (18.6)$$

- Αν μπορούμε να εκφράσουμε το $P(i|T)$ και το $P(T|i)$ σε όρους c , μπορούμε να έχουμε μία έκφραση για το τ σε όρους c , που ολοκληρώνει τον υπολογισμό μας για το S .

Υπολογίζοντας το τ (συνέχεια)

- Ο υπολογισμός του $P(i|T)$ είναι εύκολος: αν ένας σταθμός μεταδίδει στο στάδιο υποχώρησης i , θα πρέπει να έχει υποστεί i συγκρούσεις στο παρελθόν και μία μη σύγκρουση τώρα.
- Μπορούμε να σημειώσουμε αυτή την πιθανότητα, βεβαιώνοντας ότι είναι κανονικοποιημένη.

$$P(i|T) = \frac{c^i (1 - c)}{1 - c^{B+1}}$$

- Ο υπολογισμός του $P(T|i)$ είναι επίσης εύκολος (με λίγη αναγωγή):
 - η θυρίδα μετάδοσης είναι μία θυρίδα από μόνη της, οπότε η διάρκεια ζωής του σταδίου υποχώρησης i , κατά μέσο όρο, είναι $1 + T_i$ θυρίδες.
 - Εδώ το T_i είναι η μέση τιμή του μετρητή υποχώρησης στο στάδιο i και μπορεί να εκφραστεί ως:

$$T_i = \frac{1}{2} (0 + 2^i W_{min})$$

όπου W_{min} είναι το ελάχιστο μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού

Υπολογίζοντας το τ (συνέχεια)

- Όπως είναι προφανές από τα παραπάνω, έχουμε θεωρήσει ότι η χρονοθυρίδα για τη μετάδοση έχει επιλεγεί τυχαία μεταξύ του "αυτή τη στιγμή" και του "ανώτερου ορίου της δυαδικής εκθετικής υποχώρησης".
- Το πραγματικό μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού W είναι 2 υψωμένο σε κάποια ακέραια δύναμη και έπειτα μείον 1. Αγνοούμε το μέρος "μείον 1" για λόγους απλότητας. Τώρα έχουμε:

$$P(T|i) = \frac{1}{1 + T_i}$$

- Τέλος, μπορούμε να τα συγκεντρώσουμε όλα μαζί (18.6) και να προκύψει η παρακάτω έκφραση του τ σε όρους c :

$$\frac{1}{1 + \frac{1-c}{1-c^{B+1}} \sum_i c^i T_i} \quad (18.7)$$

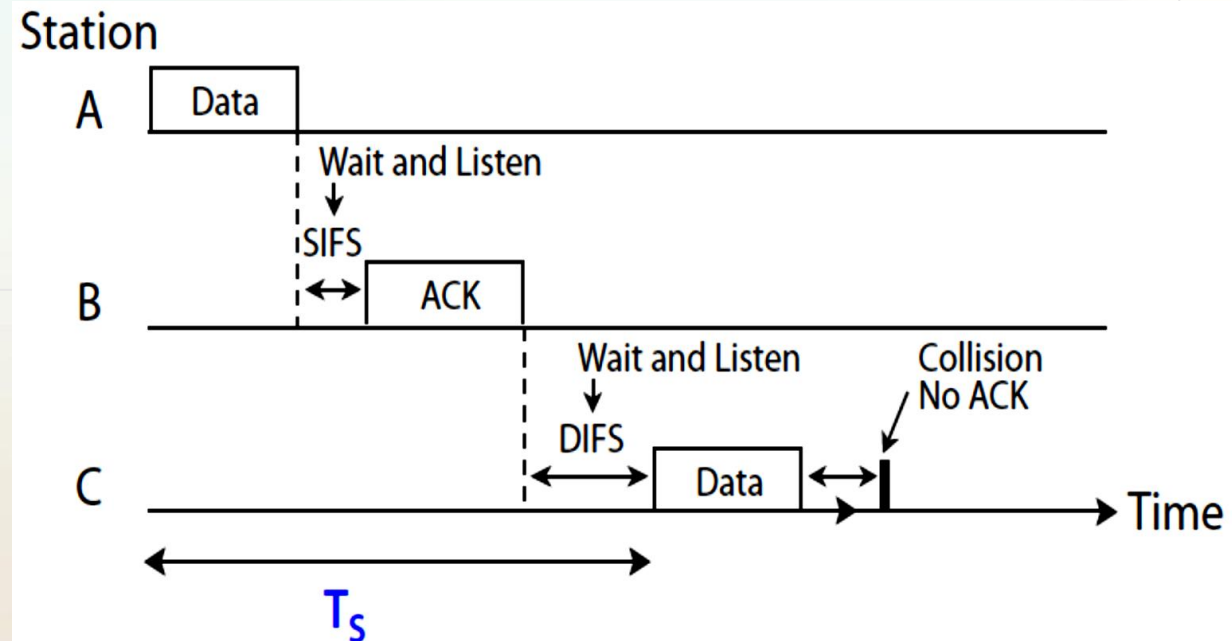
Ενώνοντάς τα όλα μαζί

- Αφού βρεθεί το τ , μέσω των (18.2, 18.3) έχουμε το P_f και το P_s επίσης, και μπορούμε έπειτα να υπολογίσουμε το S (18.4) όσον αφορά τις παραμέτρους του πρωτοκόλλου WiFi DCF: L , B , W_{\min} , τις διάρκειες των τριών τύπων χρονοθυρίδων T_b , T_c , T_s , και τον αριθμό των σταθμών N .

Παραδείγματα

Παράδειγμα 1: Παράμετροι και χρονοθυρίδες

- Πριν από οποιονδήποτε υπολογισμό, πρέπει να καθορίσουμε τις παραμέτρους του πρωτοκόλλου **DCF**, L , B , W_{min} και τις διάρκειες των χρονοθυρίδων T_b , T_s , T_c .
- Θεωρούμε ότι το DCF χρησιμοποιείται στο 802.11g στα 54 Mbps.
- Από τις προδιαγραφές του πρωτοκόλλου και το παρακάτω σχήμα, οι σχετικές παράμετροι χρονισμού είναι οι εξής:
 - χρόνος θυρίδας = $9 \mu s$,
 - **SIFS** = $10 \mu s$,
 - **DIFS** = $SIFS + (2 \times \text{χρόνος θυρίδας}) = 28 \mu s$.



Παράδειγμα 1: Παράμετροι και χρονοθυρίδες (συνέχεια)

- Σύμφωνα με τις προδιαγραφές, $W_{min}=15$. Επίσης, θέτουμε $L=8192$ bit και $B=3$ ως τις προεπιλεγμένες τιμές. Αργότερα θα σαρώσουμε τις τιμές τους για να διερευνήσουμε την επίδραση.
- **Διάρκεια του T_b :** Είναι απλώς η διάρκεια του DIFS, ήτοι $T_b = 28 \mu s$.
- **Διάρκεια του T_s :** Μία επιτυχημένη μετάδοση αποτελείται και από τη μετάδοση ενός πλαισίου δεδομένων από τον αποστολέα, αλλά και από τη μετάδοση ενός πλαισίου ACK από τον αποδέκτη, μαζί με την κατάλληλη απόσταση:
$$[\text{πλαίσιο δεδομένων}] + \text{SIFS} + [\text{πλαίσιο ACK}] + \text{DIFS}.$$

Παράδειγμα 1: Παράμετροι και χρονοθυρίδες (συνέχεια)

- Ένα πλαίσιο δεδομένων αποτελείται από ένα προοίμιο στρώματος PHY διάρκειας 16 μs, από μία κεφαλίδα PHY των 40-bit, από μία κεφαλίδα MAC των 240 bit, από το φορτίο των L-bit, και από κώδικα CRC των 32-bit.
- Οι προδιαγραφές του πρωτοκόλλου ορίζουν ότι η κεφαλίδα PHY διαχωρίζεται περαιτέρω και αποστέλλεται με δύο διαφορετικούς ρυθμούς:
 - τα πρώτα 24 bit σε 6 Mbps ώστε να είναι πιο ανθεκτικά έναντι σφαλμάτων στο κανάλι, με αποτέλεσμα χαμηλότερο ρυθμό μετάδοσης, και
 - τα υπόλοιπα 16 bit στα 54 Mbps.
- Συνεπώς, ο χρόνος που απαιτείται για την αποστολή ενός πλαισίου δεδομένων είναι:

$$16 + \frac{24}{6} + \frac{16 + 240 + 32}{54} + \frac{L}{54} = 25.33 + \frac{L}{54} \mu s$$

Παράδειγμα 1: Παράμετροι και χρονοθυρίδες (συνέχεια)

- Αντίστοιχα, ένα πλαίσιο ACK αποτελείται από ένα προοίμιο PHY 16 μs , μία κεφαλίδα PHY των 40 bit (και πάλι διαχωρισμένη και σταλμένη με διαφορετικούς ρυθμούς μετάδοσης) και από ένα πλαίσιο στρώματος MAC των 112-bit (κεφαλίδα και CRC).
- Συνεπώς, ο χρόνος που απαιτείται για την αποστολή ενός πλαισίου ACK είναι:

$$16 + \frac{24}{6} + \frac{16 + 112}{54} = 22.37 \mu s$$

$$\text{και προκύπτει } T_s = 25.33 + L/54 + 10 + 22.37 + 28 = 85.70 + L/54 \mu s$$

Διάρκεια του T_c : Όταν υπάρχει σύγκρουση, ο αποστολέας πρέπει να περιμένει για ολόκληρη τη διάρκεια του πλαισίου ACK πριν αποφασίσει ότι έχει προκύψει κάποια σύγκρουση (σημειώνοντας την απουσία ενός ACK), οπότε:

$$T_c - T_s = 85.70 + L/54 \mu s.$$

Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση

- Πρώτα, εισάγοντας το $T_i = (0 + 2^i W_{min})$ στη (18.7) λύνουμε αριθμητικά για το τ σε:

$$\tau = \frac{1}{1 + \frac{1-c}{1-c^{B+1} \sum_{i=0}^B c^i 2^{i-1} W_{min}}} \quad (18.8)$$

$$\text{όπου } c = 1 - (1 - \tau)^{N-1}$$

- Έπειτα εισάγουμε τη λύση του τ στον τύπο για το S :

$$S = \frac{N\tau(1-\tau)N - 1L}{(1-\tau)NTb + [(1 - (1-\tau)N) - N\tau(1-\tau)N - 1)Tc + N\tau(1-\tau)N - 1T8} \quad (18.9)$$

ενώ μεταβάλλονται οι τιμές των \underline{N} , \underline{B} , \underline{W}_{min} και \underline{L} .

Εκτός και αν ορίζεται, οι προεπιλεγμένες τιμές τους είναι $N=5$, $\underline{B}=3$, $\underline{W}_{min}=15$, και $\underline{L}=8192$. Με αυτές τις τιμές $\tau=0,0765$.

Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(1) Μεταβαλλόμενο N (εικόνα επόμενης διαφ.). Αυτό είναι το βασικό γράφημα που αναζητούμε σε αυτό το κεφάλαιο, το οποίο ποσοτικοποιεί την επίδραση του μεγέθους του πλήθους στην “τραγωδία των κοινών τόπων των WiFi”.

- Καθώς αυξάνεται το N , η ρυθμαπόδοση $S(N)/N$ ανά σταθμό μειώνεται επειδή περισσότεροι σταθμοί ανταγωνίζονται για το ίδιο κανάλι.
- Η πτώση είναι αρκετά απότομη από το $N=2$ στο $N=15$. Η τιμή της χωρητικότητας γίνεται αρκετά χαμηλή, κάτω από 2 Mbps, μόλις το N γίνει 10. Το παραπάνω τονίζει την έλλειψη δυνατότητας κλιμάκωσης του CSMA.
- Η αθροιστική ρυθμαπόδοση $S(N)$ αρχικά μειώνεται για μικρό N καθώς οι σταθμοί περιορίζονται κατ’ ουσία από τον μηχανισμό της εκθετικής υποχώρησής τους.
- Ακόμα και όταν ένας σταθμός δεν έχει κάποιους ανταγωνιστές για το κανάλι, και πάλι καταλαμβάνει μία θυρίδα μετάδοσης ομοιόμορφα και τυχαία μεταξύ 0 και W_{min} , και αυτό οδηγεί σε ανεπάρκεια.
- Η προσθήκη σταθμών βοηθά ώστε να χρησιμοποιηθεί το κανάλι, αν δεν υπάρχει σημαντικός ανταγωνισμός (όταν το N είναι μικρό).

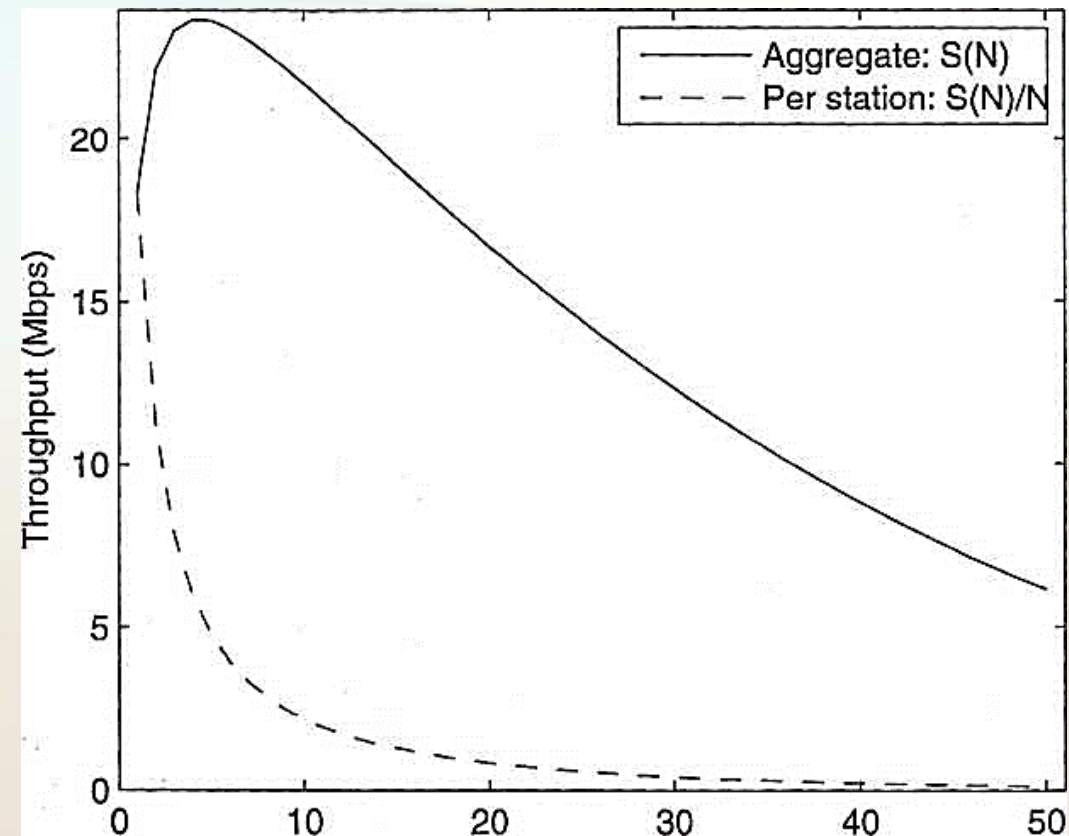
Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(1) Μεταβαλλόμενο N (συνέχεια).

Ρυθμαπόδοση έναντι αριθμού σταθμών.

Καθώς ο αριθμός των χρηστών N αυξάνεται, η συνολική ρυθμαπόδοση τελικά πέφτει. Η μέση ρυθμαπόδοση ανά χρήστη πέφτει σε μικρές τιμές των σχεδόν 2 Mbps όταν υπάρχουν περίπου δέκα χρήστες. Η γρήγορη πτώση της μέσης ρυθμαπόδοσης ανά χρήστη, ακόμα και για ένα χαμηλό N , τονίζει την έλλειψη δυνατότητας κλιμάκωσης του CSMA.



Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(1) Μεταβαλλόμενο N (συνέχεια).

- Παρά τη διαφημισμένη ρυθμαπόδοση των 54 Mbps, η πραγματική μέγιστη δυναμικότητα κυμαίνεται γύρω στα 25 Mbps. Αυτό προκύπτει εν μέρει επειδή μόνο το φορτίο αποστέλλεται σε 54 Mbps και υπάρχει σημαντικός επιβάρυνση στο στρώμα PHY (π.χ. το προοίμιο και η κεφαλίδα που αποστέλλονται στα 6 Mbps).

Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(2) Μεταβαλλόμενο W_{min} (εικόνα επόμενης διαφ.). Ένα μικρότερο W_{min} οδηγεί σε υψηλότερη επιθετικότητα κάποιου σταθμού όσον αφορά τη χρήση του καναλιού.

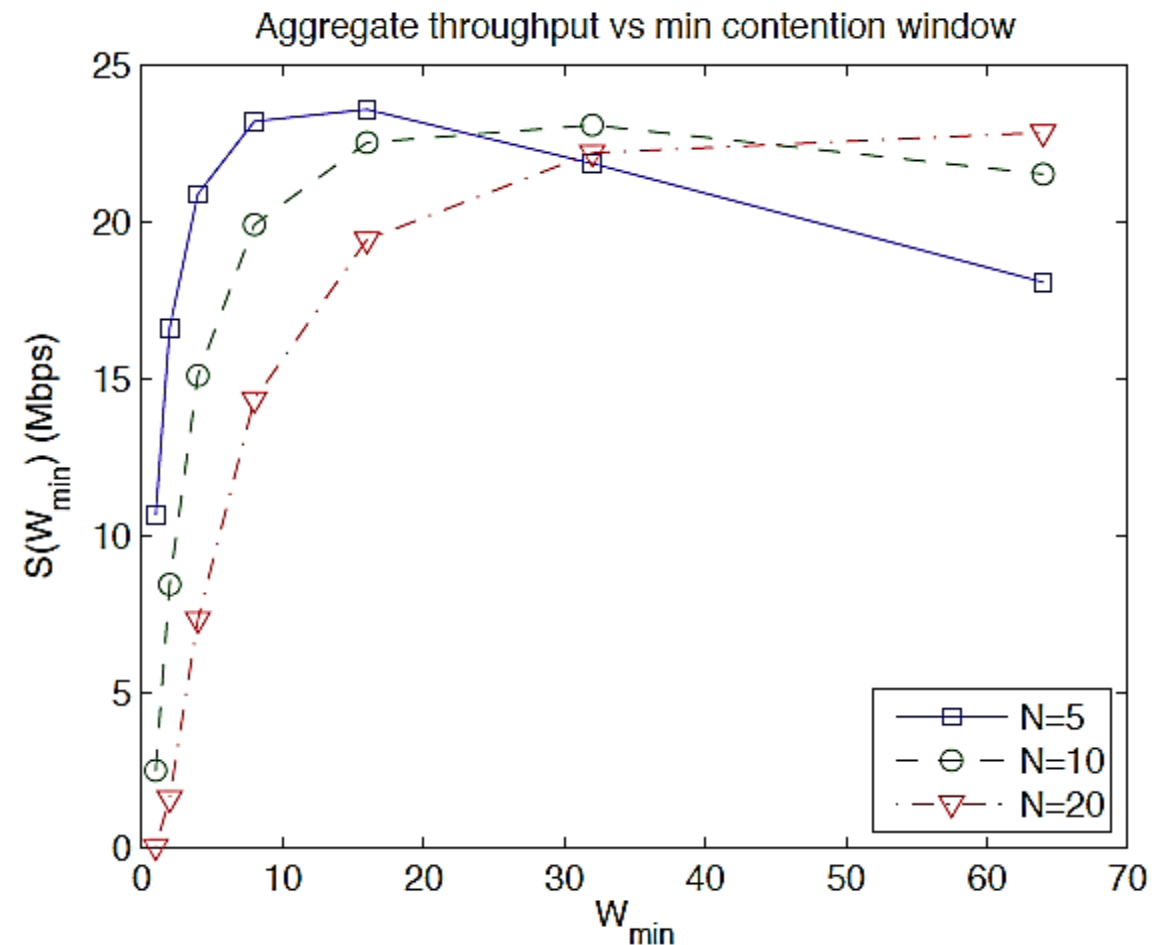
- Όταν δεν υπάρχει συμφόρηση στο κανάλι ($N=5$), βοηθά να είναι περισσότερο επιθετικό.
- Όταν υπάρχει συμφόρηση στο κανάλι ($N=20$), η επιθετικότητα οδηγεί σε περισσότερες συγκρούσεις, οπότε είναι καλύτερα να επιλεγεί ένα μεγαλύτερο W_{min} και μικρότερη επιθετικότητα.

Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(2) Μεταβαλλόμενο W_{\min} (συνέχεια).

Συνολική **ρυθμαπόδοση** έναντι ελάχιστου παράθυρου ανταγωνισμού. Η αύξηση του ελάχιστου μεγέθους του παραθύρου ανταγωνισμού W_{\min} αρχικά έχει μία θετική επίδραση στη μέση ρυθμαπόδοση, καθώς ο ανταγωνισμός είναι λιγότερο επιθετικός. Έπειτα από κάποια οριακή τιμή, η αύξηση του ελάχιστου παραθύρου επηρεάζει αρνητικά τη ρυθμαπόδοση (λόγω του επιβάρυνσης σε αναμονή) περισσότερο από ότι βοηθά. Όσο περισσότεροι χρήστες υπάρχουν, τόσο μεγαλύτερη καθίσταται αυτή η οριακή τιμή.



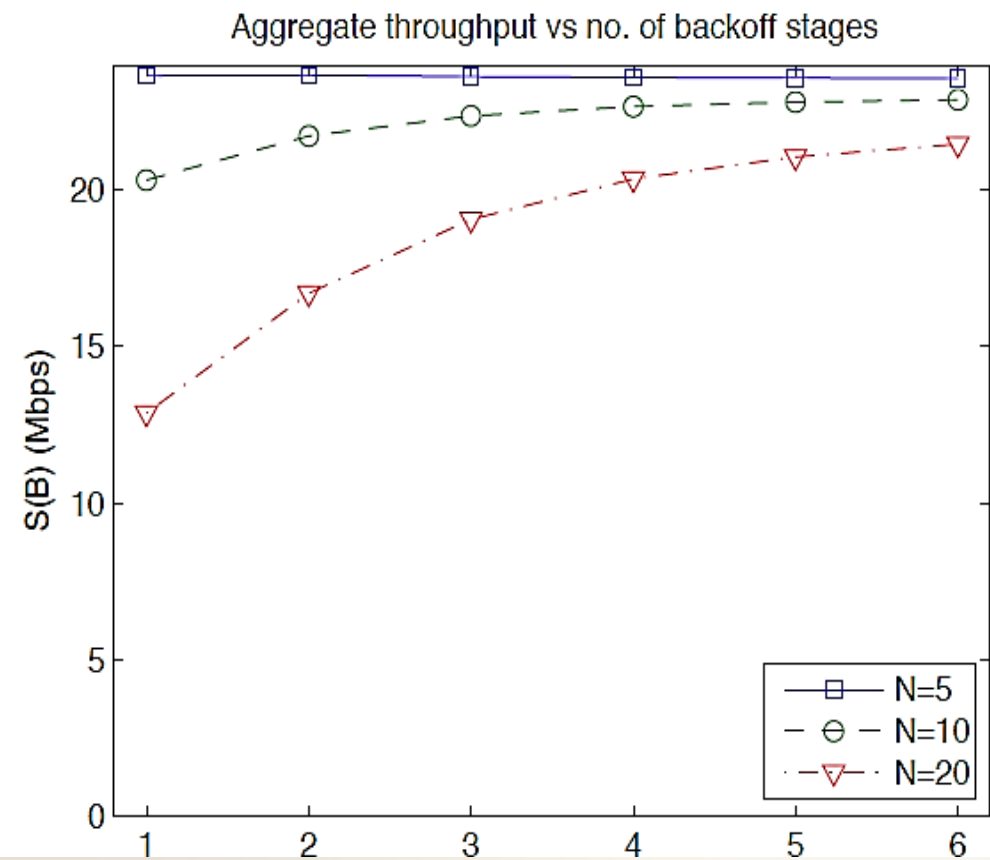
Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(3) Μεταβαλλόμενο B (παρακάτω εικόνα). Ένα μεγαλύτερο B τείνει να αυξάνει το μέσο μέγεθος του παραθύρου ανταγωνισμού (ήτοι καθίσταται λιγότερο επιθετικό). Συνεπώς, η παρατήρηση είναι παρόμοια με αυτή για το W_{min} :

- Όταν $N=5$, η αύξηση του B δεν βοηθά καθόλου.
- Όταν το $N=20$, η λιγότερη επιθετικότητα (αύξηση του B) βοηθά πολύ.

Συνολική **ρυθμαπόδοση** έναντι αριθμού σταδίων υποχώρησης. Καθώς αυξάνεται το B , επιτρέπονται περισσότερα στάδια υποχώρησης, και η μέση υποχώρηση αυξάνεται. Ο περισσότερο συντηρητικός ανταγωνισμός αυξάνει τη μέση ρυθμαπόδοση (αλλά επίσης αυξάνει και τον χρόνο αναμονής (latency)).



Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(4) Μεταβαλλόμενο L (εικόνα επόμενης διαφ.). Το μέγεθος του φορτίου σε σχέση με το μέγεθος της επιβάρυνσης επίσης έχει σημασία.

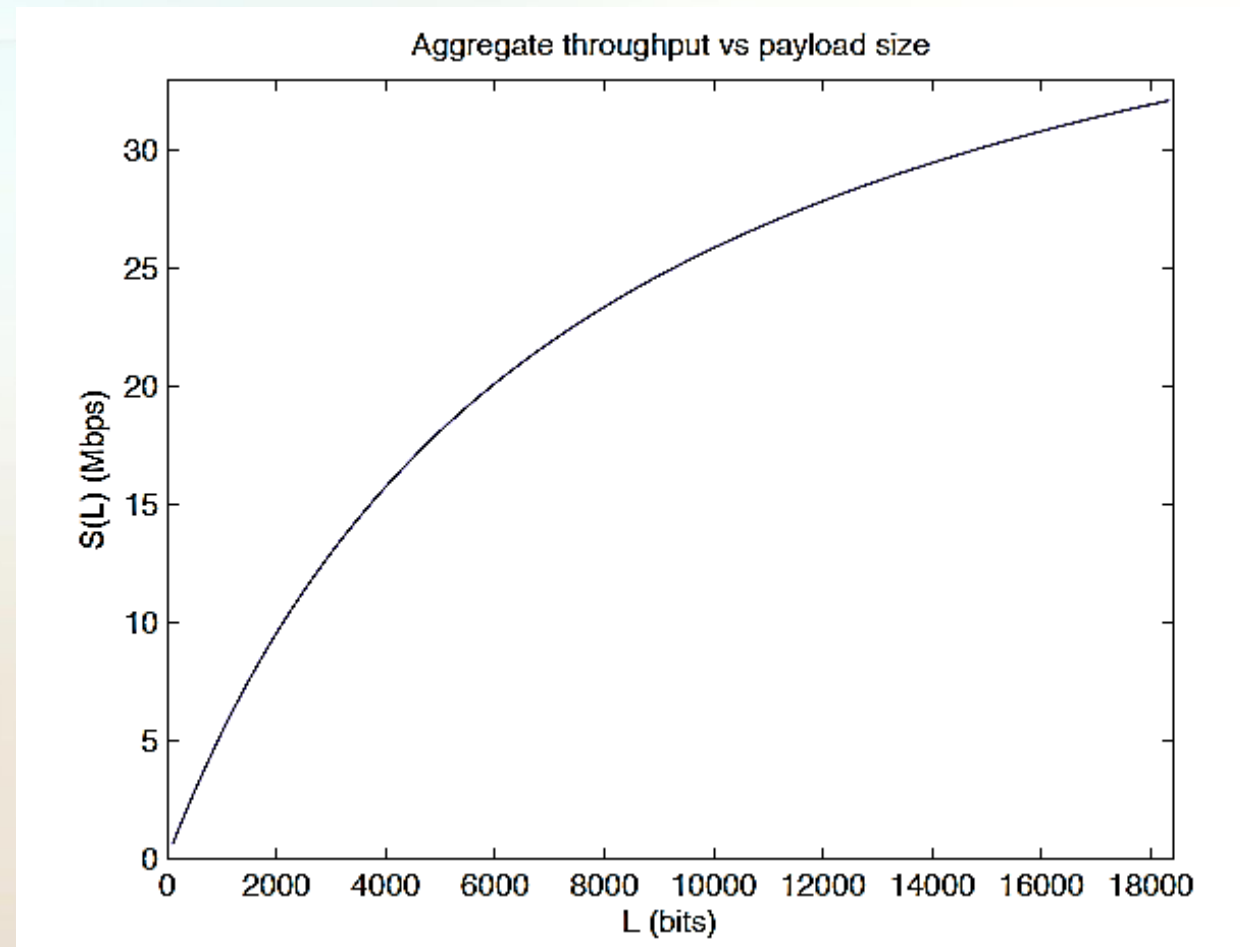
- Η αύξηση του μεγέθους του φορτίου βοηθά, γιατί προκύπτει λιγότερη επιβάρυνση.
- Αλλά αυτό το μοντέλο δεν καταγράφει την επίδραση ενός πλαισίου με μεγαλύτερο φορτίο που έχει μεγαλύτερη πιθανότητα σύγκρουσης.
- Στην πραγματικότητα, αναμένουμε να αυξάνεται η ρυθμαπόδοση μέχρι να φτάσει σε κάποια βέλτιστη τιμή, και έπειτα να μειώνεται.

Παράδειγμα 2: Ρυθμαπόδοση (συνέχεια)

Τώρα, ποια είναι η επίδραση του αριθμού των σταθμών, η μέση επιθετικότητα πρόσβασης, και το μέγεθος του φορτίου;

(4) Μεταβαλλόμενο L (συνέχεια).

Συνολική ρυθμαπόδοση έναντι μεγέθους φορτίου. Ένα μεγαλύτερο φορτίο L σημαίνει μικρότερο ποσοστό επιβάρυνσης. Η ρυθμαπόδοση φυσικά αυξάνει. Αν το μοντέλο εμπεριείχε το γεγονός ότι ένα μεγαλύτερο φορτίο επίσης αυξάνει την πιθανότητα σύγκρουσης, η καμπύλη θα παρουσίαζε κάμψη καθώς το L γίνεται πολύ μεγάλο.



Σύνοψη

Πλαίσιο 18: Διαχείριση παρεμβολών μέσω τυχαίας πρόσβασης

Το WiFi χρησιμοποιεί τη μη αδειοδοτημένη ζώνη και βασίζεται σε πρωτόκολλα τυχαίας πρόσβασης για την επίλυση του ανταγωνισμού των σημάτων και για το μετριασμό της αρνητικής επίδρασης του δικτύου. Το DCF του χρησιμοποιεί μία έκδοση του CSMA που χρησιμοποιεί τυχαιοποίηση, περιόδους αναμονής και ακρόασης, και περιορισμένη μετάδοση εμφανών μηνυμάτων για τη διαχείριση των παρεμβολών. Αλλά η αποτελεσματικότητά του μειώνεται γρήγορα καθώς αυξάνεται ο αριθμός των χρηστών και ο ανταγωνισμός καθίσταται ιδιαίτερα έντονος για επίλυση μέσω κατανεμημένου χρονο-προγραμματισμού.