



ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΚΟ ΕΚΠΑΙΔΕΥΤΙΚΟ ΊΔΡΥΜΑ ΠΕΛΟΠΟΝΝΗΣΟΥ
ΣΧΟΛΗ ΤΕΧΝΟΛΟΓΙΚΩΝ ΕΦΑΡΜΟΓΩΝ
ΤΜΗΜΑ ΜΗΧΑΝΙΚΩΝ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΚΗΣ Τ.Ε.

Παρουσίαση Των Πρωτοκόλλων Ελέγχου Σφαλμάτων Του Επιπέδου Σύνδεσης Δεδομένων

ΠΤΥΧΙΑΚΗ ΕΡΓΑΣΙΑ

ΤΗΣ

ΛΥΓΝΟΥ Σ. ΑΡΓΥΡΩ

A.M. 2012106

Επιβλέπων Καθηγητής: Μποζαντζής Βασίλειος

Ευχαριστίες

Θα ήθελα καταρχήν να ευχαριστήσω τον καθηγητή μου κ. Βασίλειο Μποζαντζή, για την επίβλεψη της πτυχιακής μου εργασίας και για την ευκαιρία που μου έδωσε να την εκπονήσω. Επίσης τον ευχαριστώ ιδιαίτερα για την καθοδήγηση του, την εμπιστοσύνη του και τον πολύτιμο χρόνο που αφιέρωσε ώστε να ολοκληρωθεί η εργασία αυτή. Τέλος θα ήθελα να ευχαριστήσω τους γονείς μου και τον αδερφό μου για τη δική τους καθοδήγηση και την ηθική συμπαράσταση που μου πρόσφεραν.

Σπάρτη, Ιανουάριος 2017

Αργυρώ Σ. Λυγνού

ΔΗΛΩΣΗ ΜΗ ΛΟΓΟΚΛΟΠΗΣ ΚΑΙ ΑΝΑΛΗΨΗΣ ΠΡΟΣΩΠΙΚΗΣ ΕΥΘΥΝΗΣ

«Με πλήρη επίγνωση των συνεπειών του νόμου περί πνευματικών δικαιωμάτων, δηλώνω ενυπογράφως ότι είμαι ο αποκλειστικός συγγραφέας της παρούσας Πτυχιακής Εργασίας, για την ολοκλήρωση της οποίας κάθε βοήθεια είναι πλήρως αναγνωρισμένη και αναφέρεται λεπτομερώς στην εργασία αυτή. Έχω αναφέρει πλήρως και με σαφείς αναφορές, όλες τις πηγές χρήσης δεδομένων, απόψεων, θέσεων και προτάσεων, ιδεών και λεκτικών αναφορών, είτε κατά κυριολεξία είτε βάση επιστημονικής παράφρασης.

Αναλαμβάνω την προσωπική και ατομική ευθύνη ότι σε περίπτωση αποτυχίας στην υλοποίηση των ανωτέρω δηλωθέντων στοιχείων, είμαι υπόλογος έναντι λογοκλοπής, γεγονός που σημαίνει αποτυχία στην Πτυχιακή μου Εργασία και κατά συνέπεια αποτυχία απόκτησης του Τίτλου Σπουδών, πέραν των λοιπών συνεπειών του νόμου περί πνευματικών δικαιωμάτων.

Δηλώνω, συνεπώς, ότι αυτή η Πτυχιακή Εργασία προετοιμάστηκε και ολοκληρώθηκε από εμένα προσωπικά και αποκλειστικά και ότι, αναλαμβάνω πλήρως όλες τις συνέπειες του νόμου στην περίπτωση κατά την οποία αποδειχθεί, διαχρονικά, ότι η εργασία αυτή ή τμήμα της δε μου ανήκει διότι είναι προϊόν λογοκλοπής άλλης πνευματικής ιδιοκτησίας.»

Όνομα και Επώνυμο Συγγραφέα (Με Κεφαλαία):

Υπογραφή (Ολογράφως, χωρίς μονογραφή):

Ημερομηνία (Ημέρα – Μήνας – Έτος):

Περιεχόμενα

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1 – ΕΙΣΑΓΩΓΗ	8
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2 – ΣΤΡΩΜΑ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ	10
2.1. ΕΠΙΠΕΔΑ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ	10
2.2. ΕΛΕΓΧΟΣ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ.....	15
2.3. ΑΠΟΔΟΣΗ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ	17
2.4. ΕΛΕΓΧΟΣ ΚΥΚΛΙΚΟΥ ΠΛΕΟΝΑΣΜΟΥ (CRC)	17
2.5. ΑΠΟΔΟΣΗ ΤΟΥ CRC.....	19
2.6 ΜΟΝΤΕΛΟ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ	21
2.7. ΕΛΕΓΧΟΣ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ	23
2.8. ΔΙΟΡΘΩΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ	29
2.9. ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ	30
2.10 ΚΟΜΒΟΙ ΑΣΥΡΜΑΤΩΝ ΔΙΚΤΥΩΝ	32
2.11. ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΑ ΠΡΟΣΒΑΣΗΣ	33
2.12. ΛΕΙΤΟΥΡΓΙΚΗ ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΤΟΥ ΣΤΡΩΜΑΤΟΣ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ.	34
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3 - LOW-DENSITY PARITY-CHECK CODES: ΚΩΔΙΚΕΣ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ ΧΑΜΗΛΗΣ ΠΥΚΝΟΤΗΤΑΣ.....	37
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4 - ΚΩΔΙΚΕΣ TURBO	49
4.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ	49
4.2. ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ ΣΧΕΣΗΣ ΣΦΑΛΜΑΤΟΣ-ΑΠΟΔΟΣΗΣ ΤΟΥ ΚΩΔΙΚΑ TURBO	51
4.3. Ο ΚΩΔΙΚΑΣ TURBO CDMA 2000.....	54
4.4. ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ TURBO.....	56
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5 – ΣΥΝΕΛΙΚΤΙΚΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ.....	58
5.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ (ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ VITERBI)	58
5.2. ΣΥΝΕΛΙΚΤΙΚΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ	59
5.3. ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΤΗΣ VITERBI.....	61
5.5. ΥΠΕΡΣΥΓΧΡΟΝΟΣ ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΤΗΣ VITERBI.....	62
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6 - ΑΛΥΣΙΔΩΤΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ	66
6.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ	66
6.2. ΚΩΔΙΚΕΣ ΤΟΥΡΜΠΟ.	67
6.3. Η ΣΕΙΡΙΑΚΗ ΑΛΥΣΙΔΩΤΗ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ ΕΙΝΑΙ ΕΝΑΛΛΑΚΤΙΚΗ ΤΗΣ ΠΑΡΑΛΛΗΛΗΣ ΑΛΥΣΙΔΩΤΗΣ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗΣ	76
6.4. ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΜΕΝΗ ΔΙΑΜΟΡΦΩΣΗ.....	78

6.5. ΔΙΑΜΟΡΦΩΤΗΣ MQAM (Η ΑΛΛΟΣ ΔΙΑΜΟΡΦΩΤΗΣ ΤΥΠΟΥ M).....	80
ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7 – ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΟ ΜΕΡΟΣ ΣΤΟ MATLAB SIMULINK.....	82
7.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ	82
7.2. ΚΑΝΑΛΙ AWGN (Additive White Gaussian Noise).....	82
7.3. ΚΩΔΙΚΑΣ.....	84
7.5. ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΠΕΙΡΑΜΑΤΟΣ.....	85
ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ	87
ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ	88

Πίνακας Εικόνων (Α μέρος)

Εικόνα 1 - Broadcast Communication	10
Εικόνα 2 - Multiple Bus Access.....	11
Εικόνα 3 - Single-bit error.....	16
Εικόνα 4 - Burst error of length 8.....	16
Εικόνα 5 - CRC operation.....	19
Εικόνα 6 - CRC in sender side	20
Εικόνα 7 - CRC in receiver side	20
Εικόνα 8 - Checksum operation.....	20
Εικόνα 9 - Data Link layer Design Issues.....	25
Εικόνα 10 - Error Control.....	27
Εικόνα 11 -Error Detection Mechanism	30
Εικόνα 12 - Διάγραμμα Κλάσεων Ενοποιημένης Γλώσσας Μοντελοποίησης (UML)	34
Εικόνα 13 - Example of parity-check matrix.....	41
Εικόνα 14 - Example of a low-density code matrix $N = 20, j = 3, k = 4$	42
Εικόνα 15 - Sketch of bound to minimum distance distribution function	43
Εικόνα 16 - Comparison of δ_{jk} , the ratio of typical minimum distance to block length for an (n,j,k) code, to δ , the same ratio for an ordinary parity-check code of the same rate	43
Εικόνα 17 - Loss of rate associated with low-density codes	44
Εικόνα 18 - Decoding apparatus.....	47
Εικόνα 19 - Soft Input/ soft output decoder (for a systematic code)	51
Εικόνα 20 - Bit – error probability as a function of E_b/N_0 and multiple interactions	52
Εικόνα 21 - A generic turbo encoder.....	53
Εικόνα 22 - The rate 1/3 RSC encoder used by the cdma2000 turbo code	55
Εικόνα 23 - An architecture for decoding the UMTS and cdma2000 turbo codes	57
Εικόνα 24 - Διάγραμμα δομικής μονάδας του αποκωδικοποιητή Viterbi.....	62
Εικόνα 25 - Error free fangled second step	64
Εικόνα 26 - Concatenated Coding	67
Εικόνα 27 - Parallel Concatenated (Turbo) Encoder	69
Εικόνα 28 - Turbo Decoder.....	69
Εικόνα 29 - Η προσομοιωμένη εκτέλεση των κωδίκων τούρμπο σε πολλαπλές επαναλήψεις του αποκωδικοποιητή	71
Εικόνα 30 - General Coding Scheme	79
Εικόνα 31 - Ψηφιακό Τηλεπικοινωνιακό Σύστημα	82
Εικόνα 32 - Σχήμα Καναλιού AWGN.....	83
Εικόνα 33 - Γραφική παράσταση συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας.....	83
Εικόνα 34 - Γραφική παράσταση BER-SNR.....	86

Πίνακας Εικόνων (Β μέρος)

Πίνακας 1 - Parity bits that are computed for bits.....	18
Πίνακας 2 - MAC algorithms studied.....	22
Πίνακας 3 - Πίνακας στοιχειοσειράς 3 δυαδικών ψηφίων.....	31
Πίνακας 4 - Αποτελέσματα Πειράματος	86

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 1 – ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Η επικοινωνία των ανθρώπων στηρίζεται στη χρήση των τηλεπικοινωνιών και ολόκληρων δικτύων που υπάρχουν πίσω από αυτές. Πολλές φορές, η ποιότητα της επικοινωνίας είναι περιορισμένη, με αποτέλεσμα η ικανοποίηση των χρηστών να μην είναι υψηλή και να εντοπίζονται προβλήματα, τα οποία δυσχεραίνουν την επικοινωνία. Η αιτία που προκαλεί τα προβλήματα που σχετίζονται με την προβληματική επικοινωνία, δεν είναι άλλη από την ύπαρξη σφαλμάτων στη μετάδοση δεδομένων. Τα σφάλματα στη μετάδοση δεδομένων ουσιαστικά είναι η αλλαγή της τιμής κάποιου bit ή ακόμη και η απουσία ή η προσθήκη κάποιου bit στο block μετάδοσης. Τα σφάλματα μπορεί να έχουν διαφορετικές μορφές. Χαρακτηριστικά μπορεί να είναι μεμονωμένα ή αλλιώς ανεξάρτητα, τα οποία ουσιαστικά δεν επιδρούν στην πληροφορία ή σφάλματα υπό μορφή δέσμης, τα οποία γίνονται αντιληπτά σε μία μετάδοση δεδομένων και είναι συγκεντρωμένα σε δέσμη. Το ποσοστό σφαλμάτων σε μία μετάδοση δεδομένων ποικίλει και αφορά στο λόγο των λανθασμένων bits προς το σύνολο των bits, που υπάρχουν σε αυτή.

Είναι γενικώς αποδεκτό ότι ο ρυθμός με τον οποίο εκδηλώνονται τα σφάλματα σε ένα δίκτυο καθορίζει και την ποιότητά του. Επίσης, ο ρυθμός αυτός δεν είναι ίδιος για όλα τα δίκτυα αλλά διαφοροποιείται ανάλογα με το μέσο μεταφοράς των δεδομένων. Ακόμη, πρέπει να αναφερθεί ότι ο ρυθμός αυτός, σχετίζεται και με την ταχύτητα μετάδοσης των δεδομένων. Αυτό σημαίνει ότι όσο αυξάνει ο ρυθμός μετάδοσης των δεδομένων τόσο αυξάνεται και ο ρυθμός με τον οποίο εμφανίζονται τα σφάλματα.

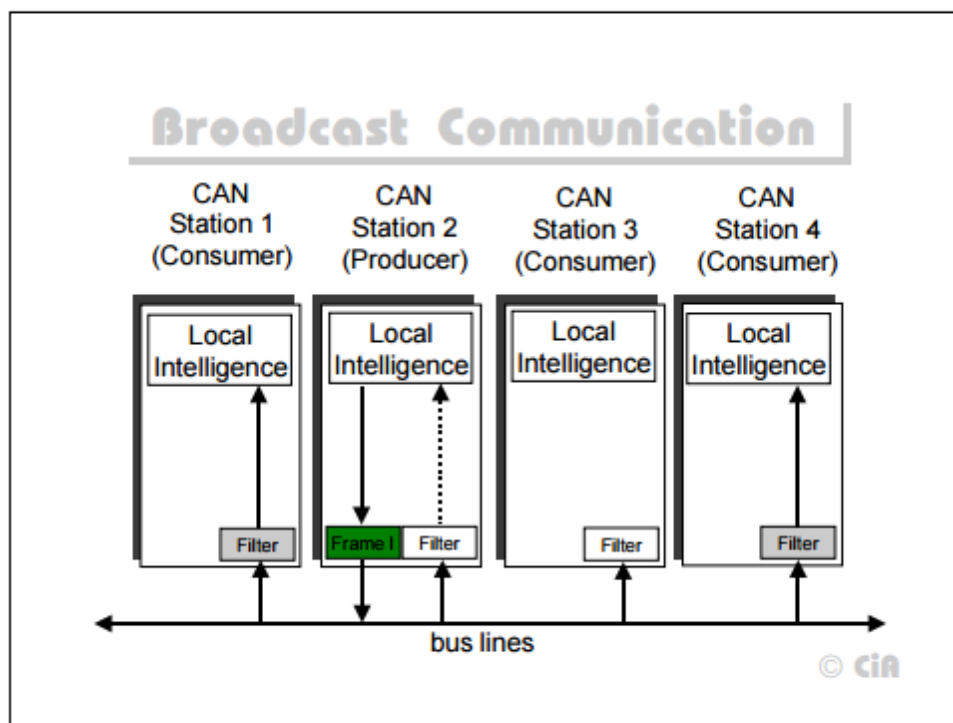
Πολύ σημαντική είναι και η διαδικασία της αναγνώρισης των σφαλμάτων, η οποία επιτυγχάνεται με τη χρήση επιπρόσθετων bits πέρα αυτών που περιλαμβάνει η καθαρή πληροφορία. Ειδικότερα, όσο μεγαλύτερος είναι ο αριθμός των πρόσθετων bits, τόσο ευκολότερη είναι η διαδικασία αναγνώρισης των σφαλμάτων. Στο σημείο αυτό κρίνεται σκόπιμο να αναφερθεί, ότι δεν προβαίνουμε στην αναγνώριση των σφαλμάτων με σκοπό των περιορισμό ή την εξαφάνισή τους αλλά με βασικό μέλημα, την μείωση των bits, που δεν γίνονται αντιληπτά. Υπάρχουν διάφορες τεχνικές που χρησιμοποιούνται για την αναγνώριση των σφαλμάτων, όπως είναι αυτή της ισοτιμίας, οι δισδιάστατες τεχνικές ελέγχου ισοτιμίας, οι κυκλικοί κώδικες και οι κώδικες σταθερού λόγου.

Σκοπός της παρούσας εργασίας είναι η παρουσίαση των πρωτοκόλλων ελέγχου σφαλμάτων του επιπέδου σύνδεσης δεδομένων. Η εργασία αποτελεί τη βιβλιογραφική ανασκόπηση των κωδίκων διόρθωσης σφαλμάτων και πιο συγκεκριμένα εστιάζει στην ανάλυσή τους σύμφωνα με τις δορυφορικές, τηλεφωνικές, ασύρματες και κινητές επικοινωνίες. Για την επίτευξη του στόχου της εργασίας, πραγματοποιείται δευτερογενής έρευνα, η οποία στηρίζεται στη χρήση της τρέχουσας ελληνόγλωσσης και ξενόγλωσσης βιβλιογραφίας και αρθρογραφίας.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 2 – ΣΤΡΩΜΑ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ

2.1. ΕΠΙΠΕΔΑ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ

Το στρώμα ζεύξης δεδομένων του Δικτύου Περιοχής Ελεγκτών (CAN) προτυποποιείται κατά ISO 11898. Οι υπηρεσίες στρώματος ζεύξης δεδομένων υλοποιούνται στα υποστρώματα του Ελέγχου Λογικής Ζεύξης (LLC) και του Ελέγχου Πρόσβασης Μέσου (MAC) ενός ελεγκτή CAN. Ο Έλεγχος Λογικής Ζεύξης (LLC) παρέχει φιλτράρισμα αποδοχής, ειδοποίηση υπερφόρτωσης, και διαχείριση ανάκτησης. Ο Έλεγχος Πρόσβασης Μέσου (MAC) ευθύνεται για την ενθυλάκωση (απενθυλάκωση) των δεδομένων, την κωδικοποίηση πλαισίου (πλήρωση/αποπλήρωση), τη διαχείριση πρόσβασης μέσου, την ανίχνευση και σηματοδότηση σφαλμάτων, την αναγνώριση, και τη σειριοποίηση (αποσειριοποίηση) (CIA, 2016).

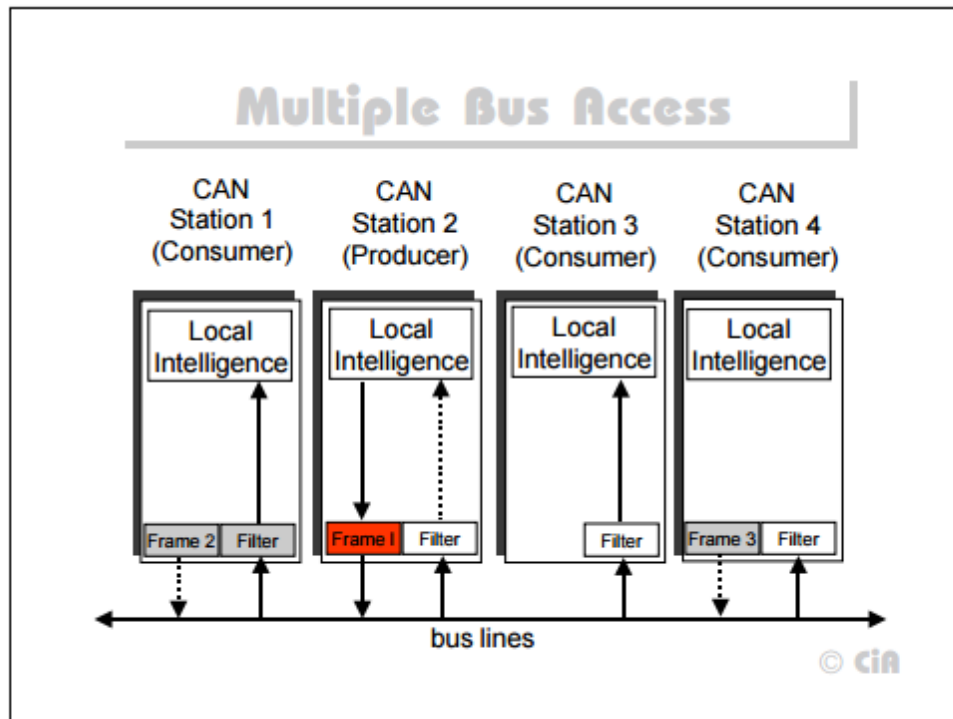


Εικόνα 1 - Broadcast Communication

Broadcast Communication =	Εκπομπή Επικοινωνίας
CAN Station 1 (Consumer) =	CAN Σταθμός 1 (Καταναλωτής)
CAN Station 2 (Producer) =	CAN Σταθμός 2 (Παραγωγός)
CAN Station 3 (Consumer) =	CAN Σταθμός 3 (Καταναλωτής)

CAN Station 4 (Consumer) =	CAN Σταθμός 4 (Καταναλωτής)
Local Intelligence =	Τοπική Ευφυΐα
Filter =	Φίλτρο
Frame 1 =	Πλαίσιο 1
Bus Lines =	Γραμμές Αρτηριών

Η έννοια του Δικτύου Περιοχής Ελεγκτών (CAN) Εκπομπής Επικοινωνίας έγκειται στο ότι κάθε σταθμός του δικτύου μπορεί να ακροαστεί τα πλαίσια του σταθμού μετάδοσης (εδώ: σταθμός 2). Μετά τη λήψη του πλαισίου, αποτελεί έργο του κάθε κόμβου να αποφασίσει εάν το μήνυμα θα πρέπει να γίνει αποδεκτό, ή όχι. Έτσι θα πρέπει να εφαρμόζεται Φιλτράρισμα Αποδοχής σε κάθε κόμβο CAN. Η Εκπομπή Επικοινωνίας CAN μπορεί να συγκριθεί με τη μετάδοση πληροφοριών από έναν ραδιοφωνικό σταθμό σχετικά με την κυκλοφοριακή συμμόρφωση, για τους οδηγούς οχημάτων. Κάθε οδηγός θα πρέπει να αποφασίσει εάν τα μηνύματα είναι σημαντικά για αυτόν, αναλόγως του αυτοκινητόδρομου που θέλει να χρησιμοποιήσει (CIA, 2016).



Εικόνα 2 - Multiple Bus Access

Multiple Bus Access=	Πολλαπλή Πρόσβαση Αρτηριών
----------------------	----------------------------

CAN Station 1 (Consumer) =	CAN Σταθμός 1 (Καταναλωτής)
CAN Station 2 (Producer) =	CAN Σταθμός 2 (Παραγωγός)
CAN Station 3 (Consumer) =	CAN Σταθμός 3 (Καταναλωτής)
CAN Station 4 (Consumer) =	CAN Σταθμός 4 (Καταναλωτής)
Local Intelligence =	Τοπική Ευφυΐα
Filter =	Φίλτρο
Frame 1 =	Πλαίσιο 1
Frame 2 =	Πλαίσιο 2
Frame 3 =	Πλαίσιο 3
Bus Lines =	Γραμμές Αρτηριών

Το πρωτόκολλο CAN επιτρέπει την ταυτόχρονη πρόσβαση σε αρτηρίες από διαφορετικούς κόμβους. Εάν περισσότεροι από ένας κόμβοι αποκτήσουν πρόσβαση στην αρτηρία, απαιτείται διευθέτηση. Η μέθοδος πρόσβασης αρτηρίας, η οποία χρησιμοποιείται στο CAN, είναι μη καταστροφική, δυφιακή διευθέτηση, και ονομάζεται Πολλαπλή Πρόσβαση με Ανίχνευση Φέρουσας και Ανίχνευση Σύγκρουσης, και Διευθέτηση Προτεραιότητας Μηνύματος (CSMA/CD + AMP). Η προτεραιότητα μηνύματος αποκωδικοποιείται στο αναγνωριστικό ταυτότητας CAN. Όταν η αρτηρία βρίσκεται σε κατάσταση ηρεμίας, διάφοροι κόμβοι μπορεί να αρχίσουν τη μετάδοση ενός πλαισίου. Κάθε κόμβος επαναλαμβάνει, δυαδικό ψηφίο με δυαδικό ψηφίο, τη λήψη από την αρτηρία κατά τη διάρκεια του πλήρους μηνύματος, και συγκρίνει την τιμή του εκπεμπόμενου, με αυτήν του λαμβανόμενου δυαδικού ψηφίου. Σύμφωνα με τον ορισμό, τα δυαδικά ψηφία με επικρατούσα τιμή αντικαθιστούν εκείνα με υπολειπόμενη τιμή (αυτό θα πρέπει να προβλέπεται από τον πομποδέκτη) (CIA, 2016).

Ως δεύτερο στρώμα του μοντέλου TCP/IP, η απόδοση του στρώματος ζεύξης δεδομένων κάθε μεθόδου παρέχει υπηρεσίες στο στρώμα δικτύου (στρώμα 3), χρησιμοποιώντας τις υπηρεσίες του φυσικού στρώματος (στρώμα 1) (Jasin κ. ά., 2012). Ένα από τα Είδη Ελέγχου Σφαλμάτων: Οι πληροφορίες δεδομένων στις υπηρεσίες μεταφοράς, οι οποίες παρέχονται από το στρώμα ζεύξης δεδομένων είναι της μορφής «από το ένα άλμα στο άλλο». Οι κωδικοί ανίχνευσης και διόρθωσης σφαλμάτων στο μοντέλο TCP/IP.

Σε κάθε σύνδεση φυσικού στρώματος, το τελικό στρώμα μετασχηματισμών του μοντέλου TCP/IP στηρίζεται στο δίκτυο, και θεωρείται ότι έχει δύο δεδομένα στη ροή των δυαδικών ψηφίων, τα οποία μεταβιβάζει στους διαύλους: το ένα χρησιμοποιείται για την κυκλοφορία, και το άλλο για σήμα προς τη συσκευή λήψης. Εντωμεταξύ, αυτά τα δυαδικά

ψηφία εκπέμπουν σήμα και πραγματοποιούν έλεγχο. Στον δίαυλο κυκλοφορίας, με τη ροή από το ένα άλμα στο άλλο, αποκαλύπτουν τις πληροφορίες σε δυαδικά ψηφία, τα οποία κωδικοποιούνται με ισχυρή παρεμβολή διαύλων ανίχνευσης σφαλμάτων (Wu κ. ά., 2012), όπως για παράδειγμα, ηλεκτρικοί κώδικες και κώδικες διόρθωσης, ώστε να σχηματιστεί η παρεμβολή ροής εκπομπής δεδομένων ή ο θερμικός θόρυβος, τα οποία υπόκεινται σε έλεγχο απρόβλεπτου σφάλματος, το οποίο λαμβάνει χώρα στο στρώμα ζεύξης δεδομένων της αλλαγής ρυθμίσεων TCP/IP (Peterson & Davie, 2007).

Αυτές οι παρεμβολές διαύλου μπορεί να μεταβάλλουν μοντέλο ανίχνευσης σφαλμάτων στα λαμβανόμενα πλαίσια, και τη μορφή επαναμετάδοσης του εκπεμπόμενου σήματος, οδηγώντας σε σφάλματα στις αιτήσεις πλαισίων, καθώς ο έλεγχος ροής καθορίζει το σήμα. Υπάρχουν δύο τύποι σφαλμάτων: το σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου, και η ριπή σφαλμάτων του όγκου δεδομένων που μπορεί να μεταδοθεί σε μία δεδομένη χρονική περίοδο (Kaise & Kitakami, 2002). Στο σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου, υπάρχει μόνο ένα σφάλμα δυαδικού ψηφίου στη δεδομένη χρονική περίοδο (Chellis, Perkins & Strebe, 1999). Δεν είναι δυνατόν να λειτουργήσουν όλες οι συσκευές δικτύου στην ίδια ροή, και έτσι το μηδέν αλλάζει σε ένα, ή η ταχύτητα του ενός μεταβάλλεται, οπότε απαιτείται έλεγχος της ροής ώστε να ελεγχθεί ο αριθμός των 0. Στη ριπή σφαλμάτων, διάφορα δυαδικά ψηφία μεταβάλλουν τα δεδομένα που αποστέλλονται από τις συσκευές, ώστε η συσκευή λήψης να είναι σε θέση να αποδεχθεί και να χειριστεί τα δεδομένα αυτά.

Το μεμονωμένο δυαδικό ψηφίο συρόμενου παράθυρου: Το σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου σημαίνει ότι μόνο η μέθοδος μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου και η μέθοδος παύσης και αναμονής χρησιμοποιούνται στη μεταβολή της ροής δεδομένων μέσω της μεταφοράς (Behrouz & Firouz, 2012) και ελέγχου (Karris, 2009) των δεδομένων. Μεταβάλλεται είτε από 0 σε 1, ή από 1 σε 0. Αυτή η μεταβολή μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου δεν μπορεί να αγνοηθεί, καθώς μπορεί να έχει ως συνέπεια τη αλλαγή ολόκληρης της σημασίας των εκπεμπόμενων δεδομένων.

Όταν η ροή ψηφιοσυλλαβών 00000010 αντιπροσωπεύει την αρχή του κειμένου, όμως μετά από τη μεταβολή ενός δυαδικού ψηφίου σε 00001010 εξαιτίας της παρεμβολής κατά τη μεταβίβαση των δυαδικών ψηφίων στον λήπτη, αυτό η αλλοιωμένη ροή δυαδικών ψηφίων θα ερμηνευτεί λανθασμένα ως τροφοδοσία γραμμής, η οποία διαφέρει μακράν από τα

αρχικώς εκπεμπόμενα δεδομένα από τον αποστολέα. Το σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου αποτελεί τον λιγότερο πιθανό τύπο σφάλματος στη σειριακή μετάδοση δεδομένων. Για παράδειγμα, φανταστείτε ότι η αποστολή των δεδομένων έγινε στο 1 Mbps. Αυτό σημαίνει ότι κάθε δυαδικό ψηφίο διαρκεί μόνο $1/1000000$ s.

Για να συμβεί το σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου, ο θόρυβος θα πρέπει να έχει διάρκεια 1 μ s, το οποίο είναι πολύ σπάνιο, διότι ο θόρυβος διαρκεί συνήθως περισσότερο από 1 μ s. Ριπή Σφαλμάτων: Η ριπή σφαλμάτων σημαίνει ότι δύο ή περισσότερα δυαδικά ψηφία μεταβάλλονται, όταν κατά την μετάδοση των δεδομένων από τον αποστολέα προς τον λήπτη, οι ομάδες δεδομένων έχουν μεταβληθεί από 0 σε 1, ή από 1 σε 0, εξαιτίας της παρεμβολής διαύλου (Beirouz & Firouz, 2012).

Οι ριπές σφαλμάτων είναι περισσότερο πιθανό να συμβούν από ό, τι τα σφάλματα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου. Η διάρκεια του σφάλματος ήταν μεγαλύτερη της διάρκειας 1 δυαδικού ψηφίου, γεγονός που σημαίνει, ότι τα δεδομένα που επηρεάζονται από τον θόρυβο, επηρεάζουν συνήθως ένα σύνολο δυαδικών ψηφίων. Ο αριθμός των αλλοιωμένων δυαδικών ψηφίων εξαρτάται συνήθως από τον ρυθμό των δεδομένων και τη διάρκεια του θορύβου.

Κατά τη μετάδοση μίας ροής δυαδικών ψηφίων μέσω μίας γραμμής ή ενός διαύλου μετάδοσης, ενσωματώνεται συνήθως ένα σύστημα στο κύκλωμα ελέγχου μετάδοσης, ώστε να δοθεί η δυνατότητα ανίχνευσης της παρουσίας σφάλματος δυαδικών ψηφίων ή μετάδοσης στη μονάδα λήψης. Γενικά, αυτό πραγματοποιείται από τον πομπό, ο οποίος υπολογίζει ένα σύνολο πρόσθετων δυαδικών ψηφίων, με βάση τα περιεχόμενα των ομάδων δυαδικών δεδομένων που πρόκειται να μεταδοθούν.

Αυτό είναι γνωστό ως ανίχνευση σφάλματος, και στηρίζεται σε μία ομάδα πρόσθετων δυαδικών ψηφίων, τα οποία μεταδίδονται μαζί με τα αρχικά δυαδικά ψηφία της ομάδας. Ο λήπτης χρησιμοποιεί τα πλήρη σύνολα των λαμβανόμενων δεδομένων για να προσδιορίσει εάν η ομάδα περιέχει τυχόν σφάλματα με τη μεγαλύτερη πιθανότητα (Halsall, 2006). Οι δύο παράγοντες που καθορίζουν τον τύπο του συστήματος ανίχνευσης σφαλμάτων που χρησιμοποιείται είναι η πιθανότητα ρυθμού σφάλματος δυαδικού ψηφίου (BER) της γραμμής και τύπου σφάλματος, δηλαδή το κατά πόσον τα σφάλματα συμβαίνουν ως τυχαία σφάλματα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου, ή ως ομάδες συνεχών σφαλμάτων

δυναδικών ψηφίων (ριπή σφαλμάτων). Διαφορετικοί τύποι συστημάτων ανίχνευσης σφαλμάτων ανιχνεύουν διαφορετικό τύπο σφαλμάτων. Επίσης, ο αριθμός των δυναδικών ψηφίων που χρησιμοποιούνται σε ορισμένα συστήματα καθορίζει τα μήκη των ριπών που ανιχνεύονται. Τα τρία πιο ευρέως χρησιμοποιούμενα συστήματα είναι ο έλεγχος ισοτιμίας, οι έλεγχοι κυκλικού πλεονασμού (CRC), και το άθροισμα ελέγχου.

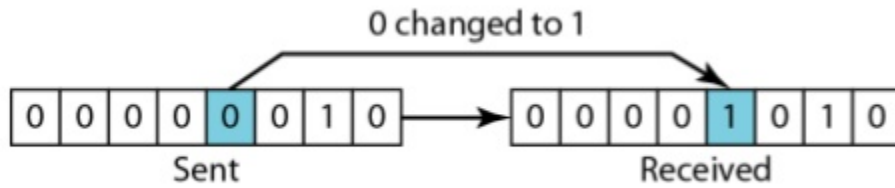
2.2. ΕΛΕΓΧΟΣ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Η συνηθέστερη μέθοδος ανίχνευσης σφαλμάτων δυναδικών ψηφίων με ασύγχρονη μετάδοση χαρακτήρων και χαρακτηροστραφή σύγχρονη μετάδοση, είναι η μέθοδος ισοτιμίας δυναδικών ψηφίων. Υπάρχουν δύο τύποι συστημάτων ελέγχου ισοτιμίας: οι άρτιοι, και οι περιττοί έλεγχοι ισοτιμίας (Bonaventure, 2011). Με τον άρτιο έλεγχο ισοτιμίας, επιλέγεται το πλεονάζον δυναδικό ψηφίο, έτσι ώστε ένας άρτιος αριθμός δυναδικών ψηφίων να οριστεί ως ένα στη μεταδιδόμενη στοιχειοσειρά $N+r$ δυναδικών ψηφίων, όπου r είναι το δυναδικό ψηφίο που αντιπροσώπευε τον άρτιο έλεγχο ισοτιμίας, και N είναι το δυναδικό ψηφίο που μεταδίδεται από τον πομπό του δικτύου. Ο λήπτης υπολογίζει εκ νέου την ισοτιμία καθενός από τα δυναδικά ψηφία που λαμβάνονται από τον πομπό, και απορρίπτει της στοιχειοσειρές μη έγκυρης ισοτιμίας.

Το σύστημα ισοτιμίας χρησιμοποιείται πάντα στην περίπτωση ανταλλαγής χαρακτήρων 7 δυναδικών ψηφίων. Εάν υπάρχουν χαρακτήρες 7 δυναδικών ψηφίων που μεταδίδονται από τον πομπό, και χρησιμοποιείται έλεγχος ισοτιμίας για ανίχνευση του σφάλματος, το όγδοο δυναδικό ψηφίο είναι συχνά το δυναδικό ψηφίο ισοτιμίας. Στον Πίνακα φαίνεται ένας πίνακας που περιέχει στοιχειοσειρές 3 δυναδικών ψηφίων. Ο πομπός θα προσθέσει το 0 ή το 1 στη στοιχειοσειρά δυναδικών ψηφίων, σύμφωνα με τον μηχανισμό ελέγχου ισοτιμίας (άρτιος ή περιττός). Κατά τη λήψη της στοιχειοσειράς δυναδικών ψηφίων από τον λήπτη, θα χρησιμοποιείται ο ίδιος μηχανισμός υπολογισμού των 1 στη στοιχειοσειρά δυναδικών ψηφίων, για να προσδιοριστεί κατά πόσον αντιστοιχεί στην υπολογιζόμενη ισοτιμία από τον πομπό, ή όχι.

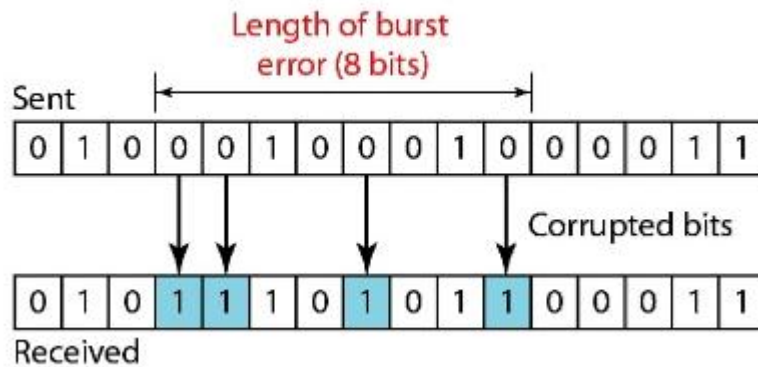
Για παράδειγμα, εάν η στοιχειοσειρά δυναδικών ψηφίων εξέπεμψε 000 για τον περιττό έλεγχο ισοτιμίας, ο πομπός θα προσθέσει το 1 στο τέλος της στοιχειοσειράς δυναδικών ψηφίων, έτσι ώστε να μεταδοθεί 0001 στον λήπτη. Έπειτα ο λήπτης θα υπολογίζει κάθε μεμονωμένο δυναδικό ψηφίο, χρησιμοποιώντας τον ίδιο μηχανισμό για τον έλεγχο

ισοτιμίας. Εάν ο αριθμός των 1 στη λαμβανόμενη στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων είναι περιττός, η στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων θα γίνεται αποδεκτή, αλλιώς θα απορρίπτεται.



Εικόνα 3 - Single-bit error

Single-bit error =	Σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου
0 changed to 1 =	το 0 αλλάζει σε 1
Sent =	Αποστάλθηκαν
Received =	Λήφθηκαν



Εικόνα 4 - Burst error of length 8

Burst error of length 8 =	Ριπή σφαλμάτων μήκους 8 (δυαδικών ψηφίων)
Length of burst error (8 bits) =	Μήκος ριπής σφαλμάτων (8 δυαδικά ψηφία)
Sent =	Αποστάλθηκαν
Corrupted bits =	Αλλοιωμένα δυαδικά ψηφία
Received =	Λήφθηκαν

2.3. ΑΠΟΔΟΣΗ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ

Ο μηχανισμός ελέγχου ισοτιμίας μπορεί να ανιχνεύσει όλα τα σφάλματα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου. Μπορεί επίσης να ανιχνεύσει ριπές σφαλμάτων, μόνο εάν ο συνολικός αριθμός σφαλμάτων σε κάθε μονάδα δεδομένων είναι περιττός/άρτιος (με βάση τον χρησιμοποιούμενο έλεγχο ισοτιμίας). Για παράδειγμα, ο μηχανισμός άρτιου ελέγχου ισοτιμίας δεν μπορεί να ανιχνεύσει σφάλματα, όπου ο συνολικός αριθμός των μεταβληθέντων ψηφίων είναι άρτιος. Εάν οποιαδήποτε δύο δυαδικά ψηφία αλλάξουν κατά τη μετάδοση, οι αλλαγές αλληλοεξουδετερώνονται, και η μονάδα δεδομένων θα περνά με επιτυχία τον έλεγχο ισοτιμίας, ακόμη και αν είναι κατεστραμμένη. Το ίδιο ισχύει για οποιονδήποτε επιπλέον άρτιο αριθμό σφαλμάτων.

2.4. ΕΛΕΓΧΟΣ ΚΥΚΛΙΚΟΥ ΠΛΕΟΝΑΣΜΟΥ (CRC)

Η δεύτερη μέθοδος ανίχνευσης σφαλμάτων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων είναι ο έλεγχος κυκλικού πλεονασμού. Σε αντίθεση με τον έλεγχο ισοτιμίας, ο οποίος στηρίζεται στην υποβολή του δυαδικού, ο Έλεγχος Κυκλικού Πλεονασμού (CRC) στηρίζεται στη δυαδική κατανομή. Στον CRC, αντί της πρόσθεσης δυαδικών ψηφίων, προκειμένου να επιτευχθεί η επιθυμητή ισοτιμία, επισυνάπτεται μία ακολουθία πλεοναζόντων δυαδικών ψηφίων, η οποία ονομάζεται CRC, ή «υπόλοιπο CRC», στο τέλος της μονάδας δεδομένων, έτσι ώστε η προκύπτουσα μονάδα δεδομένων να διαιρείται ακριβώς από μία δεύτερη. Στο σκέλος προορισμού, τα εισερχόμενα δυαδικά δεδομένα διαιρούνται από τον ίδιο αριθμό σε σύγκριση με το σκέλος προέλευσης. Αυτό σημαίνει ότι, εάν το υπόλοιπο της διαίρεσης είναι το ίδιο με την τιμή του προστιθέμενου CRC κατά τη μετάδοση των δεδομένων, τα δεδομένα θα γίνουν αποδεκτά, αλλιώς το υπόλοιπο που παράγεται στον προορισμό μετά το CRC, για το οποίο δεν υπάρχει αντιστοιχία, δείχνει ότι η μονάδα δεδομένων έχει καταστραφεί κατά τη μετάδοση των δεδομένων.

Τα πλεονάζοντα δυαδικά ψηφία που χρησιμοποιούνται από τον CRC προέρχονται από τη διαίρεση της μονάδας δεδομένων από ένα προκαθορισμένο διαιρέτη, και το υπόλοιπο είναι το CRC. Για να είναι έγκυρος, ο CRC θα πρέπει να ικανοποιεί δύο συνθήκες: Θα πρέπει να έχει ακριβώς ένα δυαδικό ψηφίο λιγότερο από ό, τι ο διαιρέτης, και με την επισύναψή του στο τέλος της στοιχειοσειράς δεδομένων, η προκύπτουσα ακολουθία δυαδικών ψηφίων θα πρέπει να διαιρείται ακριβώς από τον διαιρέτη. Στο Σχήμα, φαίνεται το περίγραμμα της βασικής λειτουργίας του CRC.

3 bits string	Odd parity	Even parity
000	1	0
001	0	1
010	0	1
100	0	1
111	0	1
110	1	0

Πίνακας 1 - Parity bits that are computed for bits

Parity bits that are computed for bits string =	Δυαδικά ψηφία ισοτιμίας, τα οποία υπολογίζονται για στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων
3 bits string =	Στοιχειοσειρά 3 δυαδικών ψηφίων
Odd parity =	Περιττή ισοτιμία
Even parity =	Άρτια ισοτιμία

Πρώτον, η στοιχειοσειρά n δυαδικών ψηφίων προστίθεται στη μονάδα δεδομένων. Δεύτερον, η νέα μονάδα δυαδικών δεδομένων διαιρείται από τον διαιρέτη p , ο οποίος αποτελεί συνδυασμό $n + 1$ δυαδικών ψηφίων, και η πράξη αυτή ονομάζεται δυαδική διαίρεση. Το υπόλοιπο που προκύπτει από αυτήν τη διαίρεση είναι το CRC (τα n δυαδικά ψηφία). Τρίτον, η τιμή του CRC που προκύπτει από το δεύτερο βήμα αντικαθίσταται από την τιμή της στοιχειοσειράς n .

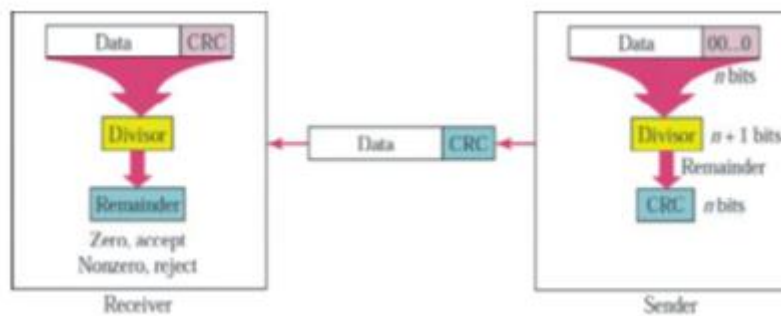
Παρατηρείται ότι το CRC μπορεί να αποτελείται μόνο από 0. Η μονάδα δυαδικών δεδομένων φτάνει στον λήπτη, συνοδευόμενη από το CRC. Ο λήπτης αντιμετωπίζει τα εισερχόμενα δυαδικά δεδομένα ως μία ομάδα δεδομένων, την οποία και διαιρεί με τον ίδιο διαιρέτη που χρησιμοποιείται για να ληφθεί η τιμή του CRC. Εάν τα δεδομένα έφτασαν άνευ σφάλματος, οι έλεγχοι CRC δίνουν όλες τις τιμές ως μηδέν, και η μονάδα δυαδικών δεδομένων περνά τον έλεγχο (Behrouz & Firouz, 2012).

Η εικόνα 6 παρακάτω δείχνει τον υπολογισμό του CRC στον αποστολέα, όπου φαίνεται η προσθήκη των δεδομένων, πλέον ενός μηδενικού, το οποίο προστίθεται στη στοιχειοσειρά δεδομένων, και διαιρείται από τον διαιρέτη. Το υπόλοιπο της διαίρεσης θα είναι η τιμή του CRC που θα αντικαταστήσει τα δεδομένα, συν τα επιπλέον μηδενικά στο σκέλος του λήπτη. Η εικόνα 7 παρουσιάζει τον υπολογισμό του CRC στο σκέλος του λήπτη, όπου, η

στοιχειοσειρά δεδομένων και η τιμή του CRC διαιρούνται από την ίδια τιμή του διαιρέτη με αυτή του σκέλους του αποστολέα. Στη συνέχεια, το υπόλοιπο αυτής της διαίρεσης καθορίζει την αποδοχή, ή μη, της λαμβανόμενης στοιχειοσειράς δεδομένων δυαδικών ψηφίων. Εάν το υπόλοιπο είναι μηδέν, τότε τα δεδομένα θα γίνονται αποδεκτά, αλλιώς θα απορρίπτονται.

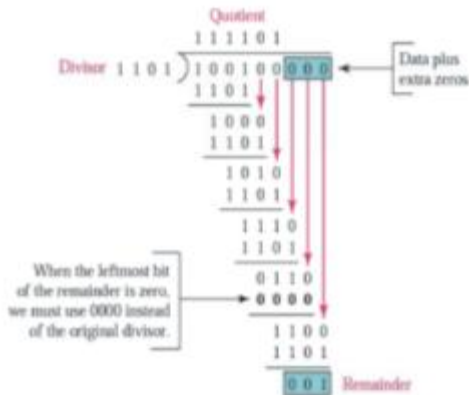
2.5. ΑΠΟΔΟΣΗ ΤΟΥ CRC

Ο CRC έχει πολύ καλή απόδοση στην ανίχνευση σφαλμάτων μεμονωμένου δυαδικού σφάλματος, περιττού αριθμού σφαλμάτων, και ριπών σφαλμάτων. Μπορεί να εφαρμοστεί εύκολα σε υλικό και λογισμικό, και η εφαρμογή του σε υλικό είναι ιδιαίτερα ταχεία. Αυτό έχει καταστήσει τον CRC κατάλληλο υποψήφιο για πολλά δίκτυα.

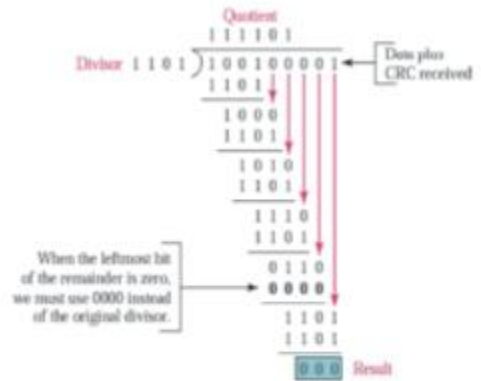


Εικόνα 5 - CRC operation

CRC operation =	Λειτουργία CRC
Data =	Δεδομένα
Divisor =	Διαιρέτης
Remainder =	Υπόλοιπο
Zero, accept =	Μηδενική τιμή, αποδοχή
Nonzero, reject =	Μη μηδενική τιμή, απόρριψη
Receiver =	Λήπτης
Bits =	Δυαδικά ψηφία
Sender =	Αποστολέας

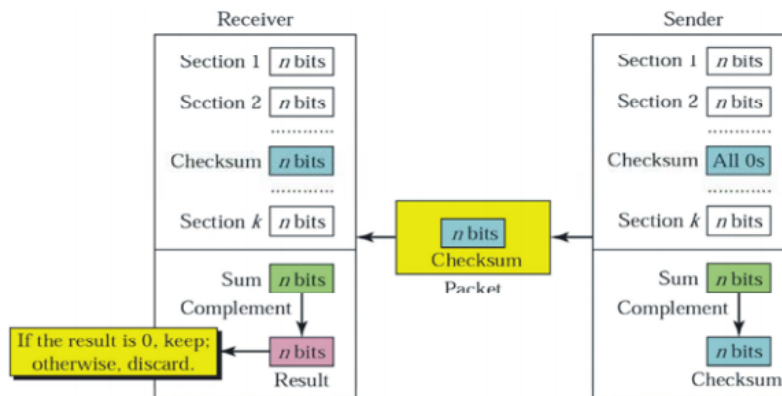


Εικόνα 6 - CRC in sender side



Εικόνα 7 - CRC in receiver side

CRC in sender side =	Το CRC στο σκέλος του αποστολέα
Quotient =	Πηλίκο
Divisor =	Διαρέτης
Data plus extra zeros =	Τα δεδομένα συν επιπλέον μηδενικά
When the leftmost bit of the remainder is zero, we must use 0000 instead of the original divisor =	Όταν το άκρο αριστερό δυαδικό ψηφίο του υπολοίπου είναι μηδέν, θα πρέπει να χρησιμοποιούμε 0000, αντί του αρχικού διαρέτη.
Remainder =	Υπόλοιπο
CRC in receiver side =	Το CRC στο σκέλος του λήπτη
Data plus CRC received =	Τα δεδομένα συν το λαμβανόμενο CRC
Result =	Αποτέλεσμα



Εικόνα 8 - Checksum operation

Checksum operation =	Λειτουργία αθροίσματος ελέγχου
----------------------	--------------------------------

Receiver =	Λήπτης
Section 1 =	Τμήμα 1
Section 2 =	Τμήμα 2
n bits =	n δυαδικά ψηφία
Checksum =	Άθροισμα ελέγχου
Section k =	Τμήμα k
Sum Complement =	Συμπλήρωμα Άθροίσματος
If the result is 0, keep: otherwise, discard =	Αν το αποτέλεσμα είναι 0, διατηρείται: αλλιώς, απορρίπτεται
Packet =	Πακέτο
Sender =	Αποστολέας

2.6 ΜΟΝΤΕΛΟ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ

Το σύστημα μελετήθηκε σε άπειρο πληθυσμό παρόμοιων χρηστών, με καθέναν να έχει ουρά μήκους ένα, και οι οποίοι μοιράζονταν έναν κοινό δίαυλο. Κάθε νέο πακέτο υποτίθεται ότι φτάνει σε έναν νέο κόμβο. Η πρόσβαση στον δίαυλο γίνεται θυριδωτά, έτσι ώστε όλες οι μεταδόσεις να αρχίζουν μόνο στα όρια θυρίδων, και το μήκος ενός πακέτου να είναι ίδιο ακριβώς με το μήκος μίας θυρίδα. Υποτίθεται επίσης, ότι στο τέλος κάθε θυρίδας είναι διαθέσιμη δυαδική ανατροφοδότηση, δηλαδή όσον αφορά την κατάσταση σύγκρουσης, ή μη, η οποία περιγράφει τη θυρίδα που μόλις ολοκληρώθηκε. Συνήθως, εκτελείται ανίχνευση φέρουσας από τον κόμβο που παρέχει τη δυαδική ανατροφοδότηση για μικρή χρονική διάρκεια στο μέσο της θυρίδας δεδομένων. Εκείνη τη χρονική στιγμή, προσδιορίζεται η κατάσταση σύγκρουσης, ή μη, έτσι ώστε να υπάρχει άφθονος χρόνος προκειμένου να δοθεί ανατροφοδότηση, αμέσως μετά τη θυρίδα δεδομένων.

Επιπρόσθετα, υποθέτουμε έναν δίαυλο ανατροφοδότησης άνευ σφαλμάτων. Η υπόθεση του θυριδωτού διαύλου είναι η πιο δύσκολη από όσες αναφέρονται παραπάνω, όσον αφορά την υλοποίησή τους, και αυτό ισχύει ιδιαίτερα σε περίπτωση πλήρους κατανομής. Ο συγχρονισμός, ωστόσο, είναι εφικτός, με σταθερά ρολόγια, ανατροφοδότηση λήπτη, και χρόνο επιτήρησης μεταξύ του τέλους της μίας μετάδοσης, και της αρχής της επόμενης [BG92]. Η υπόθεση των άπειρων χρηστών δεν είναι ρεαλιστική· όταν όμως χρησιμοποιείται στην ανάλυση, μας παρέχει την χειρότερη περίπτωση καθυστέρησης πακέτου. Τέλος, σε συστήματα όπου η απόσταση μεταξύ των πομπών είναι μεγάλη, η ανατροφοδότηση, αμέσως μετά από μία θυρίδα δεδομένων, δεν είναι εφικτή (Markowski, 1998).

Ωστόσο, η καθυστερημένη ανατροφοδότηση δεν δημιουργεί κανένα πρόβλημα για τον αλγόριθμο. Μπορεί να χρησιμοποιηθούν αρκετά διαπλεκόμενα συστήματα καθυστερημένης ανατροφοδότησης, προκειμένου να γίνει πληρέστερη χρήση του εύρους ζώνης. Εξετάζονται δύο τύποι αλγορίθμων τυχαίας πρόσβασης (RAA): κλειστής και ελεύθερης πρόσβασης. Σε έναν RAA κλειστής πρόσβασης, αφού συμβεί η αρχική σύγκρουση μεταξύ δύο ή περισσότερων πακέτων, μόνο οι κόμβοι, τα πακέτα των οποίων συμπεριλήφθηκαν σε αυτήν τη σύγκρουση, μπορεί να ανταγωνιστούν μεταξύ τους για τον δίαυλο. Όταν η σύγκρουση επιλυθεί, και όλα τα πακέτα είτε μεταδοθούν, είτε απορριφθούν, τότε μόνο άλλοι κόμβοι μπορούν πάλι να ανταγωνιστούν μεταξύ τους. Αντίστροφα, σε RAA ελεύθερης πρόσβασης, δεν υπάρχει τέτοιου είδους αποκλεισμός πρόσβασης. Ασχέτως των προηγούμενων συγκρούσεων, όλοι οι κόμβοι με πακέτα προς μετάδοση ανταγωνίζονται πάντα μεταξύ τους για τον δίαυλο.

Συνεπώς, οι RAA ελεύθερης πρόσβασης είχαν παραδοσιακά χαμηλότερη μέγιστη ικανότητα διεκπεραίωσης, από ό,τι οι RAA κλειστής πρόσβασης, εξαιτίας του ανταγωνισμού· η εφαρμογή τους είναι όμως ευκολότερη. Σε συστήματα πραγματικού χρόνου, όμως, η διαδικασία αναχώρησης είναι περισσότερο πολύπλοκη. Πλέον της αναχώρησης λόγω των μεταδόσεων, τα πακέτα μπορεί να απορριφθούν επίσης λόγω της λήξης της προθεσμίας. Οι RAA κλειστής πρόσβασης έχουν δύο συστατικά στοιχεία: τον κανόνα μετάδοσης πρώτης φορά (FTTR), και τον αλγόριθμο επίλυσης σύγκρουσης (CRA). Ο FTTR χρησιμοποιείται διαδοχικά, έως ότου συμβεί μία σύγκρουση, κατά την οποία στιγμή απενεργοποιείται ο FTTR, και ο CRA επιλύει τη διαμάχη (Markowski, 1998).

MAC	BLOCKED ACCESS	Fully Recursive
		Sliding Partition
		Two Cell
	FREE ACCESS	Fully Recursive
		Sliding Partition
		Two Cell

Πίνακας 2 - MAC algorithms studied

MAC algorithms studied =	Αλγόριθμοι MAC που μελετήθηκαν
BLOCKED ACCESS =	ΚΛΕΙΣΤΗΣ ΠΡΟΣΒΑΣΗΣ
FREE ACCESS =	ΕΛΕΥΘΕΡΗΣ ΠΡΟΣΒΑΣΗΣ
Fully Recursive =	Πλήρως Αναδρομικός
Sliding Partition =	Κινητού Διαφράγματος
Two Cell =	Δύο Κυψελών

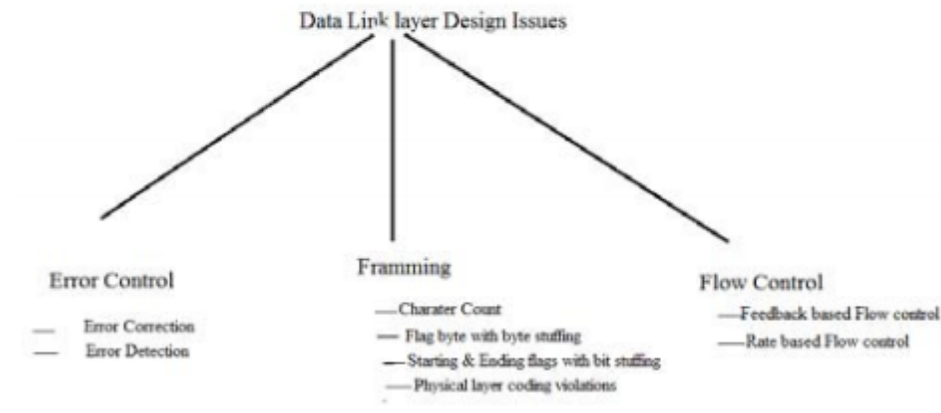
Ο FTTR που χρησιμοποιείται από όλους τους RAA αφορά τη μετάδοση ενός πακέτου αναμονής με πιθανότητα ένα. Όταν η ανατροφοδότηση από μία μετάδοση δείχνει ότι συνέβη σύγκρουση, αυτό εκκινεί τον CRA. Ο CRA ολοκληρώνεται όταν όλα τα πακέτα που εμπλέκονται στην αρχική σύγκρουση, έχουν μεταδοθεί, ή απορριφθεί λόγω της λήξης των προθεσμιών. Το χρονικό διάστημα μέχρι την επίλυση της αρχικής σύγκρουσης ονομάζεται διάστημα επίλυσης της σύγκρουσης (CRI), και κάθε επακόλουθη ανάλυση στηρίζεται σε έναν «κύκλο» αυτής της αναγεννητικής στοχαστικής διεργασίας. Οι διαιρούμενοι CRA χρησιμοποιούν μία τυχαία μεταβλητή για να διαχωρίσουν τους συγκρουόμενους χρήστες σε δύο τουλάχιστον νέα σύνολα, και μετά από αυτό, ένα από τα σύνολα καθίσταται ενεργό, και ο CRA εφαρμόζεται σε αυτό το σύνολο. Παραδοσιακά, η μεταβλητή διαχωρισμού είναι είτε το αποτέλεσμα μίας γεννήτριας τυχαίων αριθμών, ή του χρόνου άφιξης των πακέτων. Στους αλγόριθμους μας, ο διαχωρισμός γίνεται σε δύο ομάδες ίσου μεγέθους. Όμως, ο Wong (Won64) έδειξε ότι αυτό δεν είναι πάντοτε το βέλτιστο. Πήρε μία λειτουργική εξίσωση ελαχιστοποίησης, τύπου δυναμικού προγραμματισμού, δείχνοντας ότι ο διαχωρισμός στο μέσο ενός συνόλου μπορεί να αποτελεί μη βέλτιστη λύση εντοπισμού ενός αριθμού που αντλείται από μία ομοιόμορφη κατανομή. Παρ' ότι αυτό ισχύει, χάριν αναλύσεως και αναπτύξεως αλγόριθμων, των οποίων η εφαρμογή να είναι εύκολη, διαχωρίζουμε, πράγματι, τα διαστήματα εξίσου στους αλγόριθμους μας (Markowski, 1998).

2.7. ΕΛΕΓΧΟΣ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ

Το Στρώμα Ζεύξης Δεδομένων είναι το δεύτερο στρώμα του Στρωματικού Μοντέλου Ανοικτής Διασύνδεσης Συστημάτων (OSI-Open Systems Interconnection). Το Στρώμα Ζεύξης Δεδομένων είναι υπεύθυνο για τη μετατροπή της ροής δεδομένων σε σήματα, κατά ένα δυαδικό ψηφίο τη φορά, και την αποστολή της στο βασικό υλικό. Από την πλευρά του δέκτη, το Στρώμα Ζεύξης Δεδομένων συλλέγει δεδομένα από το υλικό, τα οποία έχουν τη μορφή ηλεκτρικών σημάτων, τα συναρμολογεί σε αναγνωρίσιμη διάταξη πλαισίου, και τα

μεταβιβάζει στο ανώτερο στρώμα. Το Στρώμα Ζεύξης Δεδομένων έχει δύο υποστρώματα (Singh & Saxena, 2014):

- 1) Ελέγχου Λογικής Ζεύξης: Ασχολείται με πρωτόκολλα, έλεγχο ροής και σφαλμάτων.
- 2) Ελέγχου Πρόσβασης Μέσων: Ασχολείται με τον πραγματικό έλεγχο των μέσων. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων εκτελεί πολλές εργασίες για λογαριασμό του ανώτερου στρώματος. Οι κύριες λειτουργικές του δυνατότητες είναι:
 - a) Πλαισίωση. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων λαμβάνει πακέτα από το Στρώμα Δικτύου και τα περικλείει σε Πλαίσια. Στη συνέχεια, αποστέλλει κάθε Πλαίσιο, κατά ένα δυαδικό ψηφίο τη φορά, στο υλικό. Από την πλευρά του δέκτη, το Στρώμα Ζεύξης Δεδομένων συλλέγει σήματα από το υλικό, και τα συναρμολογεί σε πλαίσια.
 - b) Διευθυνσιοδότηση. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων παρέχει διστρωματικό μηχανισμό διευθυνσιοδότησης υλικού. Η διευθυνσιοδότηση του υλικού θεωρείται ως μοναδική για τη ζεύξη. Κωδικοποιείται στο υλικό κατά τον χρόνο κατασκευής.
 - c) Συγχρονισμός
 - d) Έλεγχος Σφαλμάτων. Μερικές φορές, τα σήματα έχουν ενδεχομένως συναντήσει πρόβλημα κατά τη μετάβαση, και τα δυαδικά ψηφία ανατρέπονται. Τα σφάλματα αυτά ανιχνεύονται, και επιχειρείται η ανάκτηση δυαδικών ψηφίων πραγματικών δεδομένων. Παρέχεται επίσης και ένας μηχανισμός αναφοράς σφαλμάτων στον αποστολέα.
 - e) Οι Σταθμοί Ελέγχου Ροής στην ίδια ζεύξη μπορεί να έχουν διαφορετική ταχύτητα ή χωρητικότητα. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων διασφαλίζει έλεγχο ροής, ο οποίος επιτρέπει σε αμφότερα τα μηχανήματα να ανταλλάσσουν δεδομένα με την ίδια ταχύτητα.
 - f) Όταν οι Ξένοι Υπολογιστές Πολλαπλής Πρόσβασης κοινής ζεύξης επιχειρούν να μεταφέρουν δεδομένα, υπάρχει μεγάλη πιθανότητα διένεξης. Το στρώμα ζεύξης δεδομένων παρέχει έναν μηχανισμό, όπως τον μηχανισμό Πολλαπλής Προσπέλασης με Αισθητήρα Φέροντος και Ανίχνευση Διενέξεων (CSMA/CD-Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection), ώστε να παρέχει τη δυνατότητα πρόσβασης σε διαμοιραζόμενα μέσα μεταξύ πολλαπλών Συστημάτων (Singh & Saxena, 2014).



Εικόνα 9 - Data Link layer Design Issues

Data Link layer Design Issues =	Ζητήματα Σχεδιασμού του Στρώματος Ζεύξης Δεδομένων
Error Control =	Έλεγχος Σφαλμάτων
Error Detection =	Ανίχνευση Σφαλμάτων
Framing =	Πλαισίωση
Character Count =	Καταμέτρηση Χαρακτήρων
Flag byte with byte stuffing =	Ενδεικτική ψηφιολέξη με παρεμβολή δυαδικού ψηφίου
Starting & Ending flags with bit stuffing =	Ενδείξεις Έναρξης & Λήξης με παρεμβολή δυαδικού ψηφίου
Physical layer coding violations =	Παραβιάσεις των κανόνων κωδικοποίησης φυσικού στρώματος
Flow Control =	Έλεγχος Ροής
Feedback based Flow control =	Έλεγχος ροής με βάση την ανατροφοδότηση
Rate based Flow control =	Έλεγχος ροής με βάση τον ρυθμό ροής

Τα σχεδιαστικά ζητήματα του στρώματος ζεύξης δεδομένων είναι τα εξής:

1) Έλεγχος Σφαλμάτων

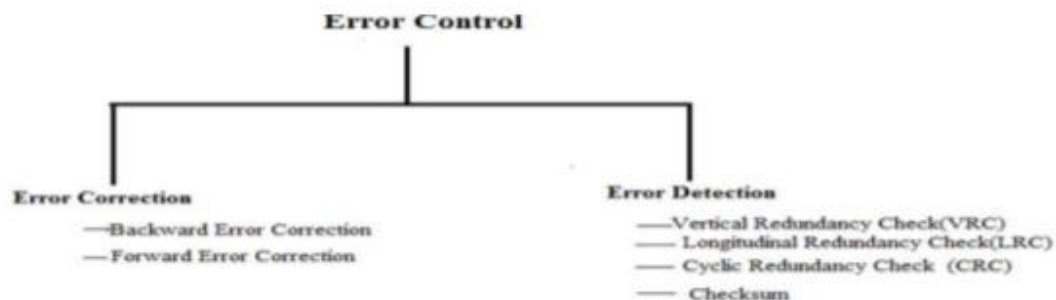
- Ο έλεγχος σφαλμάτων περιλαμβάνει τόσο την ανίχνευση, όσο και τη διόρθωση των σφαλμάτων.
- Επιτρέπει στον δέκτη να ενημερώσει τον αποστολέα εάν ένα πλαίσιο έχει χαθεί ή καταστραφεί κατά τη διάρκεια της μετάδοσης, και συντονίζει την εκ νέου μετάδοση των εν λόγω πλαισίων από τον αποστολέα.
- Ο έλεγχος σφαλμάτων στο στρώμα ζεύξης δεδομένων στηρίζεται στην αυτόματη επανάληψη αιτήματος (ARQ). Όποτε ανιχνεύεται ένα σφάλμα, πραγματοποιείται εκ νέου μετάδοση συγκεκριμένων πλαισίων (Berhrrouz & Firouz, 2012).

2) Πλαισίωση

- Αναλύει μία ροή δυαδικών ψηφίων σε μικρότερα, αφομοιώσιμα τμήματα, το οποία ονομάζονται πλαίσια.
- Επιτρέπει τον διαμοιρασμό των φυσικών μέσων.
- Πολλαπλοί αποστολείς και/ή δέκτες μπορεί να πραγματοποιήσουν πολλαπλή σύνδεση χρόνου της ζεύξης – Κάθε πλαίσιο μπορεί να διευθυνσιοδοτείται ξεχωριστά.
- Παρέχει διαχειρίσιμη μονάδα χειρισμού σφαλμάτων – Εύκολο να προσδιοριστεί εάν κάτι πήγε στραβά – Και ίσως, ακόμη και να διορθωθεί, εάν αυτό είναι επιθυμητό.

3) Έλεγχος Ροής

- Ο έλεγχος ροής συντονίζει τον όγκο δεδομένων, ο οποίος μπορεί να αποσταλεί πριν την επιβεβαίωση λήψης.
- Είναι μία από τις σημαντικότερες λειτουργίες του στρώματος ζεύξης δεδομένων.
- Ο έλεγχος δεδομένων αποτελεί ένα σύνολο διαδικασιών που ενημερώνει τον αποστολέα σχετικά με το πόσα δεδομένα μπορεί να μεταδώσει, πριν να χρειαστεί να περιμένει την επιβεβαίωση λήψης από τον δέκτη.
- Ο δέκτης θα πρέπει να ενημερώνει τον αποστολέα πριν την προσέγγιση των ορίων, και να ζητά από τον πομπό την αποστολή λιγότερων πλαισίων, ή την προσωρινή διακοπή.
- Καθώς η ταχύτητα επεξεργασίας είναι συχνά μικρότερη από τον ρυθμό μετάδοσης, ο δέκτης διαθέτει μία μονάδα μνήμης (ενδιάμεση μονάδα) για αποθήκευση των εισερχόμενων δεδομένων, μέχρι την επεξεργασία τους.



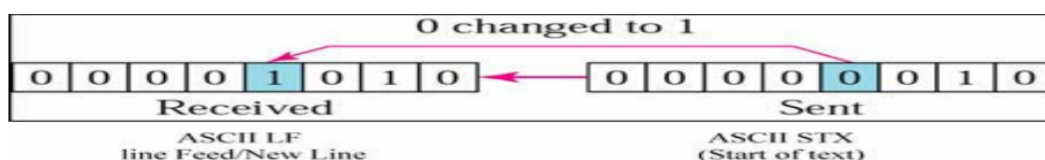
Εικόνα 10 - Error Control

Error Control =	Έλεγχος Σφαλμάτων
Error Correction =	Διόρθωση Σφαλμάτων
Backward Error Correction =	Διόρθωση Σφαλμάτων μέσω Επανεκπομπής Μηνυμάτων
Forward Error Correction =	Αυτόματη Διόρθωση Σφαλμάτων
Error Detection =	Ανίχνευση Σφαλμάτων
Vertical Redundancy Check (VRC) =	Εγκάρσιος Έλεγχος Πλεονασμού
Longitudinal Redundancy Check (LRC) =	Διαμήκης Έλεγχος Πλεονασμού
Cyclical Redundancy Check (CRC) =	Κυκλικός Έλεγχος Πλεονασμού
Checksum =	Άθροισμα Ελέγχου

Γενικά, υπάρχουν δύο τύποι Σφαλμάτων: Σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου: Ως σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου νοείται η μεταβολή ενός μόνο δυαδικού ψηφίου πληροφοριών μέσω της μεταφοράς δεδομένων (Berthrouz & Firouz, 2012).

Μεταβάλλεται είτε από 0 σε 1, είτε από 1 σε 0. Αυτό το μεμονωμένο δυαδικό ψηφίο δεν μπορεί να αγνοηθεί, καθώς η μεταβολή ενός δυαδικού ψηφίου μπορεί να αλλάξει ολόκληρη τη σημασία των εκπεμπόμενων δεδομένων.

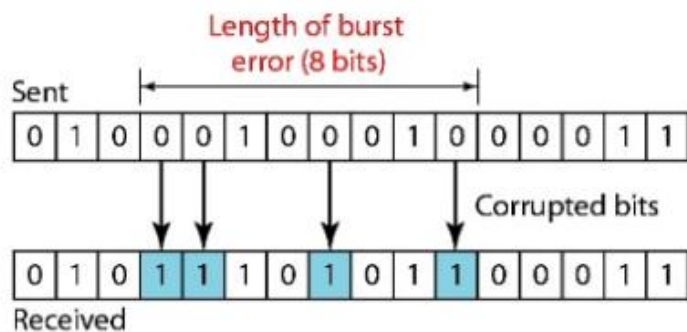
Το παρακάτω σχήμα παρουσιάζει ένα παράδειγμα αυτού του τύπου σφάλματος.



0 changed to 1 =	το 0 μεταβάλλεται σε 1
Received =	Λήφθηκαν
Sent =	Στάλθηκαν
line Feed/New Line =	Τροφοδοσία γραμμής/Νέα Γραμμή
Start of text =	Έναρξη κειμένου

Ριπές σφαλμάτων: Ως ριπές σφαλμάτων νοούνται οι περιπτώσεις, κατά τις οποίες δύο ή περισσότερα δυαδικά ψηφία μεταβάλλονται, όταν τα εκπεμπόμενα δεδομένα από τον αποστολέα προς τον δέκτη έχουν μεταβληθεί από 0 σε 1, ή από 1 σε 0, εξαιτίας της παρεμβολής διαύλου (Fletcher, 1982)

Στο παρακάτω σχήμα παρουσιάζονται οι ριπές σφαλμάτων μίας ψηφιολέξης (8 δυαδικά ψηφία). Οι ριπές σφαλμάτων είναι πιο πιθανόν να συμβούν από ό, τι το σφάλμα μεμονωμένου δυαδικού ψηφίου. Η διάρκεια του σφάλματος ήταν μεγαλύτερη από τη διάρκεια του δυαδικού ψηφίου 1, το οποίο σημαίνει ότι τα δεδομένα επηρεάζονται από τον θόρυβο, ο οποίος επηρεάζει συνήθως ένα σύνολο δυαδικών ψηφίων. Ο αριθμός των αλλοιωμένων δυαδικών ψηφίων εξαρτάται πάντα από την ταχύτητα των δεδομένων και τη διάρκεια του θορύβου.



Length of burst error (8 bits) =	Μήκος των ριπών σφαλμάτων (8 δυαδικά ψηφία)
Sent =	Στάλθηκαν
Bits corrupted by burst error =	Δυαδικά ψηφία που αλλοιώνονται από ριπές σφαλμάτων
Received =	Λήφθηκαν

2.8. ΔΙΟΡΘΩΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ

Στον ψηφιακό κόσμο, η διόρθωση σφαλμάτων μπορεί να γίνει με δύο τρόπους:

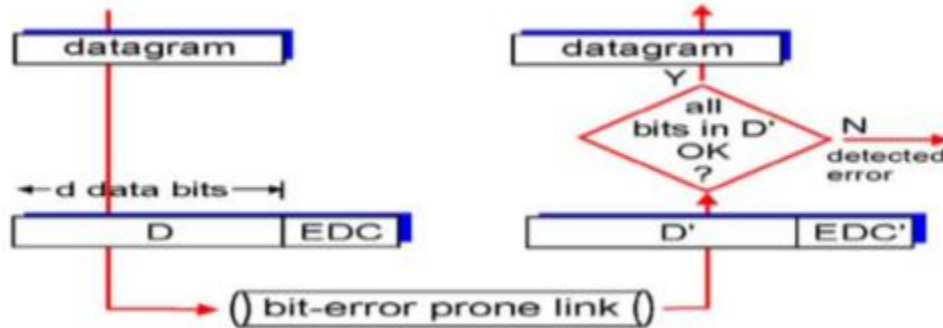
- 1) Διόρθωση Σφαλμάτων μέσω Επανεκπομπής Μηνυμάτων: Όταν ο δέκτης ανιχνεύει ένα σφάλμα στα λαμβανόμενα δεδομένα, επαναλαμβάνει το αίτημα στον αποστολέα, προκειμένου αυτός να επανεκπέμψει τη μονάδα δεδομένων.
- 2) Αυτόματη Διόρθωση Σφαλμάτων: Όταν ο δέκτης ανιχνεύσει κάποιο σφάλμα στα λαμβανόμενα δεδομένα, χρησιμοποιεί έναν κώδικα διόρθωσης σφαλμάτων, ο οποίος τον βοηθά να ανακτήσει αυτόματα, και να διορθώσει κάποια είδη σφαλμάτων.

Ο πρώτος τρόπος, δηλαδή η Διόρθωση Σφαλμάτων μέσω Επανεκπομπής Μηνυμάτων, είναι απλός, και μπορεί να χρησιμοποιηθεί αποτελεσματικά μόνο στις περιπτώσεις όπου, η επανεκπομπή δεν κοστίζει πολύ, για παράδειγμα, στις οπτικές ίνες. Όμως, στην περίπτωση ασύρματης μετάδοσης, το κόστος επανεκπομπής μπορεί να είναι υπερβολικό. Στην τελευταία περίπτωση, χρησιμοποιείται Αυτόματη Διόρθωση Σφαλμάτων. Για τη διόρθωση σφαλμάτων στο πλαίσιο δεδομένων, ο δέκτης θα πρέπει να γνωρίζει, ποιο δυαδικό ψηφίο (τη θέση του δυαδικού ψηφίου εντός του πλαισίου) έχει αλλοιωθεί (Singh & Saxena, 2014).

Για τον εντοπισμό της θέσης του δυαδικού ψηφίου όπου υπάρχει το σφάλμα, χρησιμοποιούνται πλεονάζοντα δυαδικά ψηφία ως δυαδικά ψηφία ισοτιμίας για την ανίχνευση σφαλμάτων. Εάν, για παράδειγμα, θεωρήσουμε λέξεις που κωδικοποιούνται με βάση τον κώδικα ASCII (American Standard Code for Information Interchange-Αμερικανικός Πρότυπος Κώδικας για Ανταλλαγή Πληροφοριών), οι οποίες αποτελούνται από δεδομένα 7 δυαδικών ψηφίων, τότε αυτά θα μπορούσε να είναι 8 είδη πληροφοριών που χρειαζόμαστε. Οι πληροφορίες ως το επτά μας ενημερώνουν σε ποιο δυαδικό ψηφίο βρίσκεται το σφάλμα, και το επιπλέον δυαδικό ψηφίο, ότι δεν υπάρχει κανένα σφάλμα (Singh & Saxena, 2014).

2.9. ΑΝΙΧΝΕΥΣΗ ΣΦΑΛΜΑΤΩΝ

Ως ανίχνευση σφαλμάτων νοείται η απόφαση, σχετικά με το κατά πόσον τα λαμβανόμενα δεδομένα είναι ορθά, ή όχι, χωρίς την ύπαρξη αντιγράφου του αρχικού μηνύματος. Η ανίχνευση σφαλμάτων χρησιμοποιεί την έννοια του πλεονασμού, ο οποίος σημαίνει την προσθήκη επιπλέον δυαδικών ψηφίων προς ανίχνευση σφαλμάτων στον προορισμό.



Εικόνα 11 -Error Detection Mechanism

Error Detection Mechanism =	Μηχανισμός Ανίχνευσης Σφαλμάτων
Datagram=	Δεδομενόγραμμα
d data bits=	d δυαδικά ψηφία δεδομένων
bit-error prone link=	ζεύξη επιρρεπής σε δυφιακό σφάλμα
all bits in D' OK? =	είναι όλα τα δυαδικά ψηφία στο D' εντάξει;
detected error=	σφάλμα που έχει ανιχνευθεί

Όπου D = Δεδομένα, EDC = Κώδικας Ανίχνευσης Σφαλμάτων (πλεονασμός). Υπάρχουν τέσσερις τύποι ελέγχων πλεονασμού:

- VRC (Εγκάρσιος Έλεγχος Πλεονασμού).
- LRC (Διαμήκης Έλεγχος Πλεονασμού).
- CRC (Κυκλικός Έλεγχος Πλεονασμού).

• Άθροισμα Ελέγχου. i. Εγκάρσιος Έλεγχος Πλεονασμού (VRC). Είναι επίσης γνωστός ως έλεγχος ισοτιμίας. Υπάρχουν δύο τύποι μοντέλων ελέγχου ισοτιμίας: οι άρτιοι, και οι περιττοί.

Σε ένα μοντέλο άρτιου ελέγχου ισοτιμίας, ο αποστολέας συμπεριλαμβάνει απλά ένα επιπλέον δυαδικό ψηφίο, και επιλέγει την τιμή του κατά τέτοιον τρόπο, ώστε ο συνολικός αριθμός των ψηφίων 1 στα $d+1$ δυαδικά ψηφία (οι αρχικές πληροφορίες, συν το δυαδικό ψηφίο) να είναι άρτιος. Για το μοντέλο περιττού ελέγχου ισοτιμίας, η τιμή του δυαδικού ψηφίου ισοτιμίας επιλέγεται κατά τέτοιον τρόπο, ώστε να υπάρχει περιττός αριθμός ψηφίων 1 (Singh & Saxena, 2014).

Ο Πίνακας 3 απεικονίζει έναν πίνακα που περιέχει στοιχειοσειρά 3 δυαδικών ψηφίων. Ο πομπός θα προσθέσει 0 ή 1 στη στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων, σύμφωνα με τον μηχανισμό ελέγχου ισοτιμίας (άρτιος ή περιττός). Όταν ο πομπός λαμβάνει τη στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων, ο δέκτης θα χρησιμοποιεί τον ίδιο μηχανισμό για να καταμετρήσει τα ψηφία 1 στη στοιχειοσειρά δυαδικών ψηφίων, προκειμένου να προσδιορίσει κατά πόσον αντιστοιχεί στην ισοτιμία που έχει υπολογιστεί από τον πομπό, ή όχι (Singh & Saxena, 2014).

3 bits string	Odd parity	Even parity
000	1	0
001	0	1
010	0	1
100	0	1
110	1	0
111	1	0

Πίνακας 3 - Πίνακας στοιχειοσειράς 3 δυαδικών ψηφίων

3 bits string =	στοιχειοσειρά 3 δυαδικών ψηφίων
Odd parity =	Περιττή ισοτιμία
Even parity =	Άρτια ισοτιμία

Αυτό το μοντέλο μπορεί να ανιχνεύσει μόνο μεμονωμένα δυαδικά ψηφία. Έτσι, εάν δύο ή περισσότερα δυαδικά ψηφία μεταβληθούν, τότε αυτό δεν μπορεί να ανιχνευθεί (Singh & Saxena, 2014).

2.10 ΚΟΜΒΟΙ ΑΣΥΡΜΑΤΩΝ ΔΙΚΤΥΩΝ

Ένας κόμβος σε ασύρματο σύστημα αισθητήρων λειτουργεί όπως ακριβώς ένας άνθρωπος: διαθέτει νοημοσύνη, είναι ασύρματος, και διαθέτει κάποια γνώση σχετικά το τοπικό περιβάλλον του. Οι άνθρωποι σχηματίζουν ομάδες για να κάνουν πράγματα, τα οποία δεν έχουν τη δυνατότητα να κάνουν από μόνοι τους. Ομοίως, οι κόμβοι ενός ασύρματου δικτύου αισθητήρων οργανώνονται σε ένα δίκτυο, το οποίο και χρησιμοποιούν για την πραγματοποίηση συνεργατικής επεξεργασίας. Άλλα ασύρματα δίκτυα περιλαμβάνουν το κυψελοειδές δίκτυο, το ασύρματο τοπικό δίκτυο (LAN-Local Area Network) (802.11α και β), και το οικιακό δίκτυο (Bluetooth). Παρά την εισαγωγή ενός δικτύου μεταγωγής πακέτων για την υποστήριξη ασύρματης πρόσβασης στο Διαδίκτυο, η φωνή είναι, και θα εξακολουθήσει να είναι η κυρίαρχη εφαρμογή του κυψελοειδούς δικτύου (Zhong και συν., 2001).

Το κυψελοειδές δίκτυο στοχεύει σε χρήστες υψηλής κινητικότητας. Η ταχύτητα δεδομένων για κινητικότητα αυτού του επιπέδου είναι πολύ περιορισμένη, εξαιτίας της μετατόπισης λόγω φαινομένου Doppler. Από την άλλη, το ασύρματο LAN, πιέζει για πολύ υψηλή ταχύτητα δεδομένων, όμως, η κινητικότητα που μπορεί να υποστηρίξει είναι χαμηλή. Στοχεύει σε επιχειρήσεις. Το Bluetooth και το Home RF στοχεύουν σε οικιακούς χρήστες. Η απαιτούμενη ταχύτητα δεδομένων εκεί είναι πολύ χαμηλότερη, και η εμβέλεια ραδιοεπικοινωνίας πολύ βραχύτερη. Η κινητικότητα είναι επίσης χαμηλή. Το ασύρματο δίκτυο αισθητήρων είναι πολύ διαφορετικό από τα παραπάνω δίκτυα. Διαθέτει μεγάλο αριθμό κόμβων. Η απόσταση μεταξύ γειτονικών κόμβων είναι βραχύτερη από ό, τι σε οποιοδήποτε από τα παραπάνω δίκτυα. Λόγω του μεγάλου αριθμού των κόμβων, το κόστος του κάθε κόμβου θα πρέπει να είναι μικρότερο. Η κατανάλωση ενέργειας θα πρέπει να είναι πολύ χαμηλότερη, γιατί η αντικατάσταση της μπαταρίας κάθε κόμβου μία φορά το μήνα θα κατέληγε σε εφιάλτη, όσον αφορά τη συντήρηση. Επίσης, υπάρχει εγγενής πλεονασμός στα δεδομένα των αισθητήρων. Το ασύρματο δίκτυο αισθητήρων στοχεύει τόσο στο γραφείο, όσο και στην οικία. Μία βασική εφαρμογή είναι η χρήση δικτύου αισθητήρων για τον προσεκτικό έλεγχο του φωτισμού και του κλιματισμού του εσωτερικού ενός κτιρίου, προκειμένου να ελαχιστοποιηθεί η κατανάλωση ενέργειας, χωρίς να θυσιάσει η άνεση. Η εφαρμογή αυτή γίνεται όλο και πιο σημαντική υπό το πρίσμα της παρούσας ενεργειακής κρίσης. Από την άλλη πλευρά, καθώς οι νέοι αλγόριθμοι

επικοινωνιών απαιτούν όλο και μεγαλύτερη υπολογιστική ισχύ, ένας, μεμονωμένος μικροεπεξεργαστής δεν μπορεί να παρέχει την απόδοση στα πλαίσια ενός λογικού προϋπολογισμού ενέργειας. Η υψηλή κατανάλωση ενέργειας, όχι μόνο μειώνει τη διάρκεια ζωής της μπαταρίας, αλλά απαιτεί, επίσης, πολυσύνθετες τεχνολογίες ψύξης, προκειμένου να αντιμετωπιστεί η διάχυση θερμότητας. Αυτό δίνει την ευκαιρία για εφαρμογή κατανεμημένης υπολογιστικής, όπου οι πληροφορίες κατανέμονται, και απαιτείται συνεργασία για την ολοκλήρωση μίας εργασίας. Εκεί ακριβώς ταιριάζει το ασύρματο δίκτυο αισθητήρων (Zhong και συν., 2001).

Είναι σαφές από τα παραπάνω, ότι οι ανάγκες ενός ασύρματου δικτύου αισθητήρων είναι πολύ χαμηλές, όσον αφορά την κατανάλωση ενέργειας. Θα πρέπει επίσης να χαρακτηρίζεται από σταθερότητα, και η ρύθμιση του δικτύου θα πρέπει να είναι εύκολη. Έτσι, το στρώμα ζεύξης δεδομένων ενός τέτοιου δικτύου θα πρέπει να σχεδιάζεται ανάλογα. Καταρχάς, το στρώμα ζεύξης δεδομένων θα πρέπει επίσης να βελτιστοποιείται ως προς την ενέργεια. Θα πρέπει να έχει την ικανότητα αντίδρασης, και η ενέργεια χρησιμοποιείται μόνο εάν συμβαίνει κάποιο γεγονός. Όταν δεν συμβαίνει κανένα γεγονός, ολόκληρο το σύστημα, συμπεριλαμβανομένου του στρώματος ζεύξης δεδομένων, θα πρέπει να αδρανοποιείται (Zhong και συν., 2001).

Το στρώμα ζεύξης δεδομένων θα πρέπει να χρησιμοποιεί κατανεμημένες μεθόδους. Ένα κατανεμημένο δίκτυο είναι περισσότερο επιδεκτικό κλιμάκωσης, και σταθερό, διότι δεν διαθέτει καμία υποδομή. Δεν θα πρέπει να απαιτείται παγκόσμιος συγχρονισμός του στρώματος ζεύξης δεδομένων. Τέλος, ο σχεδιασμός του στρώματος ζεύξης δεδομένων θα πρέπει να είναι απλός και σταθερός (Zhong και συν., 2001).

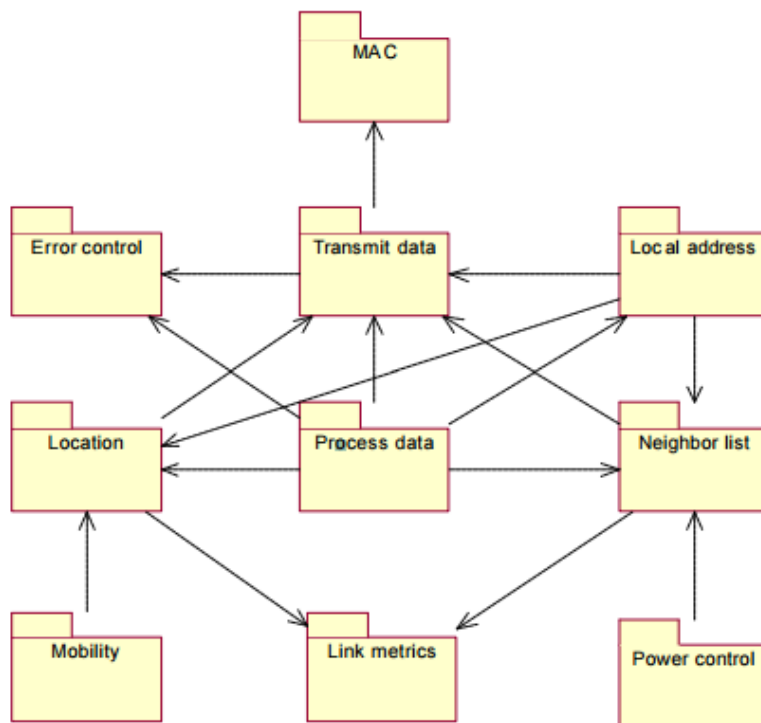
2.11. ΠΡΩΤΟΚΟΛΛΑ ΠΡΟΣΒΑΣΗΣ

Ο Έλεγχος Πρόσβασης Μέσων (MAC) αποτελεί σημαντική λειτουργική δυνατότητα, η οποία υποστηρίζεται στο στρώμα ζεύξης δεδομένων. Τα πρωτόκολλα MAC (Lopez-Rodriguez & Perez-Jimenez, 1999) της βιβλιογραφίας μπορεί να ταξινομηθούν σε διαφορετικές κατηγορίες, με βάση διαφορετικές αρχές. Κάποια είναι κεντρικοποιημένα, με τον σταθμό βάσης, ή το ηγετικό στοιχείο της ομάδας, να πραγματοποιούν τον έλεγχο πρόσβασης, και κάποια είναι κατανεμημένα. Κάποια χρησιμοποιούν έναν μεμονωμένο διάλογο, και κάποια πολλαπλούς διαύλους. Κάποια χρησιμοποιούν διάφορες παραλλαγές

τυχαίας πρόσβασης, και κάποια κράτηση και χρονοδρομολόγηση. Βελτιστοποιούνται επίσης για διαφορετικά στοιχεία: ενέργεια, καθυστέρηση, διεκπεραιωτική ικανότητα, αμεροληψία, Ποιότητα Υπηρεσίας (QoS), ή υποστήριξη διάφορων υπηρεσιών. Έχει προταθεί ένα μοντέλο ελέγχου πρόσβασης εξαιρετικά χαμηλής ενέργειας στο (Zhong, και συν., 2001). Σε αυτό το μοντέλο χρησιμοποιούνται διάφορες τεχνικές εξοικονόμησης ενέργειας, και ανταλλάσσει το εύρος ζώνης με την υψηλότερη ενεργειακή απόδοση. Εκμεταλλεύεται επίσης τον πλεονασμό των δικτύων αισθητήρων για να την περαιτέρω βελτίωση της ενεργειακής απόδοσης. Ο αλγόριθμος είναι πλήρως κατανεμημένος, και δεν απαιτεί κανέναν συγχρονισμό. Το υπόλοιπο στρώμα ζεύξης δεδομένων, όμως, θα πρέπει να σχεδιάζεται από κοινού με τον MAC, προκειμένου να επιφέρει δραματική μείωση της ενεργειακής κατανάλωσης (Zhong και συν., 2001).

2.12. ΛΕΙΤΟΥΡΓΙΚΗ ΠΕΡΙΓΡΑΦΗ ΤΟΥ ΣΤΡΩΜΑΤΟΣ ΖΕΥΞΗΣ ΔΕΔΟΜΕΝΩΝ.

Το στρώμα ζεύξης δεδομένων ραδιοεπικοινωνίας *rico* υποστηρίζει μία σειρά λειτουργικών δυνατοτήτων. Αυτές οι δυνατότητες, καθώς και η μεταξύ τους σχέση, παρουσιάζονται στο παρακάτω διάγραμμα κλάσεων Ενοποιημένης Γλώσσας Μοντελοποίησης (UML) (Zhong και συν., 2001):



Εικόνα 12 - Διάγραμμα Κλάσεων Ενοποιημένης Γλώσσας Μοντελοποίησης (UML)

Error control =	Έλεγχος σφαλμάτων
Transmit data =	Μετάδοση δεδομένων
Local address =	Τοπική διεύθυνση
Location =	Θέση
Process data =	Επεξεργασία δεδομένων
Neighbor list =	Λίστα γειτονικών στοιχείων
Mobility =	Κινητικότητα
Link metrics =	Μετρήσεις ζεύξης
Power control =	Έλεγχος ενέργειας

Κάθε ομάδα/υποσύστημα του διαγράμματος αντιπροσωπεύει μία λειτουργική δυνατότητα, την οποία υποστηρίζει, και τα βέλη υποδεικνύουν την κατεύθυνση της εξάρτησης μεταξύ των υποσυστημάτων. Για παράδειγμα, το υποσύστημα μετάδοσης δεδομένων εξαρτάται από το υποσύστημα MAC, προκειμένου να γνωρίζει πότε να μεταδίδει δεδομένα, και ποιόν δίαυλο να χρησιμοποιεί. Αρχίζοντας από πάνω, από αριστερά προς τα δεξιά, δίνεται παρακάτω μία σύντομη περιγραφή κάθε υποσυστήματος. Περισσότερο εις βάθος ανάλυση αυτών των στοιχείων παρέχεται σε ξεχωριστή ενότητα, για να βοηθήσει τους αναγνώστες να συλλάβουν πρώτα τη γενική ιδέα. Όπως προαναφέρθηκε, το υποσύστημα MAC πραγματοποιεί έλεγχο πρόσβασης. Προσδιορίζει τον χρόνο, κατά τον οποίο ο κόμβος δύναται να εκπέμψει, και τον δίαυλο που θα πρέπει να χρησιμοποιήσει για την εκπομπή. Το υποσύστημα ελέγχου σφαλμάτων κωδικοποιεί ή αποκωδικοποιεί δεδομένα, με βάση μία συγκεκριμένη ανίχνευση σφάλματος ή έναν κώδικα διόρθωσης. Το υποσύστημα μετάδοσης δεδομένων εκπέμπει δεδομένα προς το φυσικό στρώμα (Zhong και συν., 2001). Το υποσύστημα τοπικής διεύθυνσης είναι υπεύθυνο για την απόδοση μίας τοπικά μοναδικής διεύθυνσης στον κόμβο.

Το υποσύστημα θέση υπολογίζει ή βελτιώνει τη θέση ενός κόμβου, με βάση τη δική του θέση (ή εικαζόμενη θέση), τις (εικαζόμενες) θέσεις των γειτονικών στοιχείων, και τις αποστάσεις μεταξύ των γειτονικών στοιχείων και του ιδίου (Savarese και συν., 2001). Το υποσύστημα επεξεργασίας δεδομένων επεξεργάζεται τα δεδομένα από το φυσικό στρώμα. Το υποσύστημα λίστας γειτονικών στοιχείων δημιουργεί και διατηρεί τη λίστα γειτονικών στοιχείων. Η λίστα γειτονικών στοιχείων διαθέτει τις εξής πληροφορίες σχετικά με κάθε

γειτονικό στοιχείο: θέση, τοπική διεύθυνση, και μέτρηση ζεύξης. Το σύστημα κινητικότητας υποστηρίζει κινητούς κόμβους. Το υποσύστημα μέτρησης ζεύξης παρέχει μία μέτρηση για κάθε ζεύξη. Το στρώμα δικτύου χρησιμοποιεί τη μέτρηση για να υπολογίσει την πιθανότητα επιλογής μίας διαδρομής. Το υποσύστημα αποθηκεύει επίσης την κατάσταση διαύλου (είναι απαραίτητη για το υποσύστημα MAC) και τις μετρήσεις Ισχύος Λαμβανόμενου Σήματος (RSSI) (είναι απαραίτητες για το υποσύστημα θέσης). Το υποσύστημα ελέγχου ενέργειας προσδιορίζει το επίπεδο ενέργειας της μετάδοσης (Savarese και συν., 2001).

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 3 - LOW-DENSITY PARITY-CHECK CODES: ΚΩΔΙΚΕΣ ΕΛΕΓΧΟΥ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ ΧΑΜΗΛΗΣ ΠΥΚΝΟΤΗΤΑΣ

Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας (LDPC) είναι κώδικες διόρθωσης σφαλμάτων χωρίς κανάλι επιστροφής, τους οποίους εισηγήθηκε για πρώτη φορά στη διδακτορική διατριβή του, ο Gallager στο MIT το 1962. Την περίοδο εκείνη, οι δυνατότητές τους δεν ήταν γνωστές, λόγω των υπολογιστικών απαιτήσεων προσομοίωσης, σε μία εποχή, κατά την οποία οι σωλήνες κενού είχαν αρχίσει να αντικαθίστανται από τις πρώτες κρυσταλλοδιόδους. Παρέμειναν σε μεγάλο βαθμό σε αφάνεια για πάνω από 35 χρόνια. Εντωμεταξύ, στον τομέα της διόρθωσης σφαλμάτων χωρίς κανάλι επιστροφής κυριαρχούσαν οι αυστηρά δομημένοι αλγεβρικοί κώδικες φραγής και οι συνελκτικοί κώδικες (Johnson, χ.χ.).

Παρά την τεράστια επιτυχία αυτών των κωδίκων στην πράξη, η απόδοση τους κατέστη σε μεγάλο βαθμό ανεπαρκής όσον αφορά τα θεωρητικώς εφικτά όρια που τέθηκαν από τον Shannon στη θεμελιώδη εργασία του το 1948. Μέχρι τα τέλη της δεκαετίας του 1980, παρά τις δεκάδες προσπαθειών, οι ερευνητές είχαν παραιτηθεί μπροστά σε αυτό το φαινομενικά ανυπέρβλητο κενό μεταξύ θεωρίας και πράξης. Η σχετική αδράνεια στον τομέα της κωδικοποίησης άλλαξε άρδην από την εισαγωγή των «κωδικών turbo», τους οποίους εισηγήθηκαν οι Berrou, Glavieux, και Thitimajshima το 1993, και στους οποίους αντικαταστάθηκαν όλα τα συστατικά των επιτυχών κωδικών διόρθωσης σφαλμάτων: οι κώδικες turbo περιλαμβάνουν πολύ λίγη άλγεβρα, εστιάζουν στη μέση απόδοση (σε αντίθεση με τη «χειρίστη περίπτωση»), και στηρίζονται σε μη εξακριβωμένες (ή πιθανοτικές) πληροφορίες, οι οποίες εξάγονται από το κανάλι (Johnson, χ.χ.).

Σε πολύ σύντομο χρονικό διάστημα, το κενό σε σχέση με το όριο του Shannon σχεδόν εξαλείφθηκε, χρησιμοποιώντας αποκωδικοποιητές ελεγχόμενης πολυπλοκότητας. Καθώς οι ερευνητές προσπαθούσαν κατά τη διάρκεια της δεκαετίας του 1990 να κατανοήσουν, απλά γιατί οι κώδικες turbo λειτουργούσαν τόσο καλά, δύο ερευνητές, οι McKay και Neal, παρουσίασαν μία νέα κατηγορία κωδικών φραγής, οι οποίοι είχαν σχεδιαστεί ώστε να διαθέτουν πολλά από τα χαρακτηριστικά των νέων κωδικών turbo. Σύντομα έγινε αντιληπτό, ότι οι εν λόγω κώδικες φραγής αποτελούσαν στην πραγματικότητα μία εκ νέου

ανακάλυψη των κωδικών LDPC, οι οποίοι είχαν αναπτυχθεί από τον Gallager πριν από χρόνια. Πράγματι, αποδείχθηκε αργότερα ότι, ο αλγόριθμος που χρησιμοποιήθηκε για την αποκωδικοποίηση των κωδικών turbo αποτελούσε ειδική περίπτωση του αλγόριθμου κωδικοποίησης για τους κώδικες LDPC, οι οποίοι είχαν παρουσιαστεί από τον Gallager πριν από τόσα πολλά χρόνια (Johnson, χ.χ.).

Νέες γενικεύσεις των κωδικών LDPC του Gallager από άλλους ερευνητές, παρήγαγαν νέους μη κανονικούς κώδικες LDPC, η απόδοση των οποίων ξεπερνούσε άνετα αυτή των καλύτερων κωδικών turbo, παρέχοντας επίσης ορισμένα πρακτικά πλεονεκτήματα, και μία αναμφίβολα απλούστερη δομή για τα θεωρητικά αποτελέσματα. Σήμερα, υπάρχουν τεχνικές σχεδιασμού κωδικών LDPC, οι οποίες δίνουν τη δυνατότητα κατασκευής κωδικών που προσεγγίζουν τη χωρητικότητα του Shannon, εντός ενός εύρους εκατοστών του decibel. Τόσο ραγδαία υπήρξε η πρόοδος σε αυτόν τον τομέα, που η σύγχρονη θεωρία της κωδικοποίησης είναι από πολλές πλευρές «αγνώριστη», ως προς την κατάσταση στην οποία βρισκόταν μόλις πριν από μία δεκαετία. Πλέον του έντονου θεωρητικού ενδιαφέροντος για τους κώδικες LDPC, οι κώδικες αυτοί έχουν υιοθετηθεί στην εκπομπή ψηφιακών βίντεο μέσω δορυφόρων και στα πρότυπα επικοινωνίας οπτικών ινών μεγάλων αποστάσεων, είναι πολύ πιθανό να υιοθετηθούν στο πρότυπο ασύρματου τοπικού δικτύου IEEE, και είναι υπό εξέταση για τη μακροπρόθεσμη εξέλιξη της κινητής τηλεφωνίας τρίτης γενιάς (Johnson, χ.χ.).

Όπως υποδηλώνει το όνομά τους, οι κώδικες LDPC είναι κώδικες φραγής με μήτρες ελέγχου ισοτιμίας, οι οποίες περιέχουν έναν πολύ μικρό αριθμό μόνο, μη μηδενικών δεδομένων. Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας (LDPC) προέρχονται κατά βάση από την οικογένεια των κωδικών φραγής. Η ονομασία «Χαμηλή Πυκνότητα» προέρχεται από το χαρακτηριστικό της μήτρας ελέγχου ισοτιμίας τους, η οποία περιέχει μικρό αριθμό 1, σε σύγκριση με την ποσότητα των 0 σε αυτήν. Αυτή η αραιότητα της μήτρας ελέγχου ισοτιμίας εγγυάται δύο χαρακτηριστικά γνωρίσματα: Πρώτον, την πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης, η οποία αυξάνει γραμμικά μόνο, με το μήκος του κώδικα, και δεύτερον, την ελάχιστη απόσταση, η οποία αυξάνει επίσης γραμμικά με το μήκος του κώδικα. Οι κώδικες αυτοί συνιστούν την πρακτική εφαρμογή του θεωρήματος κωδικοποίησης θορύβου του Shannon (Narang et al., 2016).

Η αραιότητα του H είναι αυτή που εγγυάται τόσο την πολυπλοκότητα της αποκωδικοποίησης, η οποία αυξάνει μόνο γραμμικά με το μήκος του κώδικα, όσο και την ελάχιστη απόσταση, η οποία επίσης αυξάνει γραμμικά με το μήκος του κώδικα. Πέραν της προϋπόθεσης της αραιότητας του H , ο ίδιος ο κώδικας LDPC δεν διαφέρει από κανέναν άλλο κώδικα φραγής. Πράγματι, οι υπάρχοντες κώδικες φραγής μπορεί να χρησιμοποιηθούν επιτυχώς με αλγόριθμους επαναληπτικής αποκωδικοποίησης, εάν είναι δυνατή η αναπαράστασή τους από μία αραιή μήτρα ελέγχου ισοτιμίας. Γενικά, όμως, η εύρεση μίας αραιής μήτρας ελέγχου ισοτιμίας για έναν υπάρχοντα κώδικα δεν είναι εφικτή. Αντίθετα, οι κώδικες LDPC σχεδιάζονται μέσω της κατασκευής μίας αραιής μήτρας ελέγχου ισοτιμίας, πρώτα, και στη συνέχεια, ορίζοντας μία γεννήτρια μήτρα εκ των υστέρων. Η μεγαλύτερη διαφορά μεταξύ των κωδικών LDPC και των κλασικών κωδικών φραγής είναι ο τρόπος αποκωδικοποίησής τους. Οι κλασικοί κώδικες φραγής αποκωδικοποιούνται γενικά με αλγόριθμους που μοιάζουν με αυτούς της Αποκωδικοποίησης Μέγιστης Πιθανότητας (Maximum Likelihood-ML), και έτσι, είναι συνήθως μικρού μήκους και σχεδιάζονται αλγεβρικά, έτσι ώστε να καταστήσουν τη σχετική εργασία λιγότερη πολύπλοκη. Ωστόσο, οι κώδικες LDPC αποκωδικοποιούνται επαναληπτικά χρησιμοποιώντας μία γραφική αναπαράσταση της μήτρας ελέγχου ισοτιμίας τους, και έτσι σχεδιάζονται έχοντας ως επίκεντρο τις ιδιότητες του H . Μία μήτρα ελέγχου ισοτιμίας κώδικα LDPC ονομάζεται κανονική-(w_c, w_r), εάν κάθε δυαδικό ψηφίο του κώδικα περιέχεται σε σταθερό αριθμό, w_c , ελέγχων ισοτιμίας, και κάθε εξίσωση ελέγχου ισοτιμίας περιέχει σταθερό αριθμό, w_r , δυαδικών ψηφίων του κώδικα (Johnson, χ.χ.).

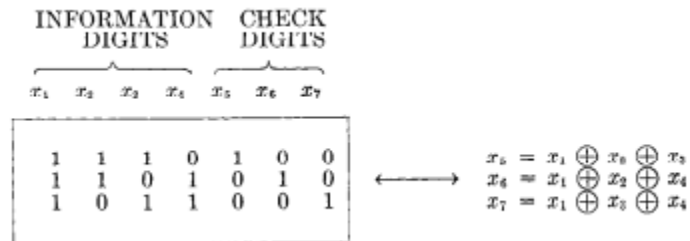
Οι κώδικες LDPC είναι παρόμοιοι με άλλους γραμμικούς κώδικες φραγής. Στην πραγματικότητα, κάθε υπάρχον κωδικός μπορεί να εφαρμοστεί επιτυχώς στον αλγόριθμο επαναληπτικής αποκωδικοποίησης των LDPC, εάν είναι δυνατή η αναπαράστασή του με μία αραιή μήτρα ελέγχου ισοτιμίας. Ωστόσο, η εφαρμογή αυτή δεν είναι τόσο συνήθης. Οι κώδικες αυτοί διαφοροποιούνται από τους άλλους κώδικες, ως προς τα εξής στοιχεία: α) Οι κώδικες αυτοί κατηγοριοποιούνται με βάση τη μήτρα ελέγχου ισοτιμίας. Εν πρώτοις, κατασκευάζεται η μήτρα ελέγχου ισοτιμίας, και στη συνέχεια ορίζεται η γεννήτρια μήτρα. β) Άλλο σημαντικό στοιχείο διάκρισης είναι η αραιότητα της μήτρας ελέγχου ισοτιμίας. γ) Πέραν της αραιότητας, η άλλη διαφορά μεταξύ των κωδικών LDPC των κλασικών

κωδικών φραγής είναι η μεθοδολογία αποκωδικοποίησης. Οι κλασικοί κώδικες φραγής αποκωδικοποιούνται γενικά με αλγόριθμους αποκωδικοποίησης Μέγιστης Πιθανότητας (ML), και έτσι, έχουν γενικά μικρό μήκος, και σχεδιάζονται αλγεβρικά, έτσι ώστε να μειωθεί η πολυπλοκότητα (Narang et al., 2016).

Οι κώδικες LDPC αποκωδικοποιούνται επαναληπτικά, χρησιμοποιώντας μία γραφική αναπαράσταση της μήτρας ελέγχου ισοτιμίας τους, και έτσι, σχεδιάζονται με επίκεντρο τις ιδιότητες του H . Το κύριο πλεονέκτημα των κωδικών LDPC είναι ότι παρέχουν απόδοση που πλησιάζει πολύ τη χωρητικότητα πολλών διαφορετικών καναλιών και πολύπλοκων γραμμικών χρονικών αλγόριθμων αποκωδικοποίησης. Οι κώδικες LDPC παρέχουν καλύτερη απόδοση, αλλά και μικρότερη πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης. Πράγματι, ένας μη κανονικός κώδικας LDPC μήκους φραγής 10 είναι αυτός που κρατά τα σκήπτρα της διάκρισης, ως κώδικας με την καλύτερη απόδοση στον κόσμο στην κατηγορία 0,5, η απόδοση του οποίου ξεπερνά κάθε άλλον γνωστό κώδικα, και υπολείπεται μόνο κατά 0,04 dB του ορίου Shannon. Όμως, λόγω της υπολογιστικής προσπάθειας κατά την εφαρμογή του κωδικοποιητή και αποκωδικοποιητή αυτού του είδους κωδικών, την ύπαρξη υπολογιστών μικρότερης ισχύος, και της παρουσίας των κωδικών Reed-Solomon, είχαν αγνοηθεί σε μεγάλο βαθμό, μέχρι πριν από περίπου δέκα χρόνια. Όμως, λόγω της έρευνας κατά τη διάρκεια των δύο τελευταίων δεκαετιών, η αξία των κωδικών LDPC είναι ευρέως αποδεκτή (Narang et al., 2016).

Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας είναι κώδικες, οι οποίοι ορίζονται από μία μήτρα που περιέχει κυρίως 0, και έναν μικρό μόνο αριθμό από 1. Συγκεκριμένα, ο κώδικας (n, j, k) χαμηλής πυκνότητας είναι ένας κώδικας με μήκος ομάδας n , με μήτρα παρόμοια με αυτήν της εικόνας 14, όπου κάθε στήλη περιέχει έναν μικρό σταθερό αριθμό, j , από ψηφία 1, και κάθε γραμμή περιέχει έναν μικρό σταθερό αριθμό $/c$, επίσης από 1. Παρατηρείται ότι, αυτός ο τύπος μήτρας δεν διαθέτει τα ψηφία ελέγχου, τα οποία εμφανίζονται στη διαγώνια μορφή όπως στο επόμενο σχήμα. Ωστόσο, για τον σκοπό της κωδικοποίησης, οι εξισώσεις που παριστάνονται από αυτές τις μήτρες είναι δυνατόν να επιλύονται πάντα, ώστε να δίνουν τα ψηφία ελέγχου ως σαφή αθροίσματα ψηφίων πληροφοριών. Οι κώδικες αυτοί δεν είναι βέλτιστοι, όσον αφορά τη κάπως τεχνητή αίσθηση ελαχιστοποίησης της πιθανότητας σφάλματος αποκωδικοποίησης για δεδομένο

μήκος ομάδας, και μπορεί να δείχθει ότι, η μέγιστη τιμή, στην οποία μπορεί να χρησιμοποιηθούν οι εν λόγω κώδικες, περιορίζεται σε επίπεδο κάτω της χωρητικότητας διαύλου. Ωστόσο, υπάρχει ένα πολύ απλό μοντέλο αποκωδικοποίησης για κώδικες χαμηλής πυκνότητας, και αυτό αντισταθμίζει την έλλειψη βελτιστότητάς τους.



Εικόνα 13 - Example of parity-check matrix

Example of parity-check matrix =	Παράδειγμα μήτρας ελέγχου ισοτιμίας
INFORMATION DIGITS =	ΨΗΦΙΑ ΠΛΗΡΟΦΟΡΙΩΝ
CHECK DIGITS =	ΨΗΦΙΑ ΕΛΕΓΧΟΥ

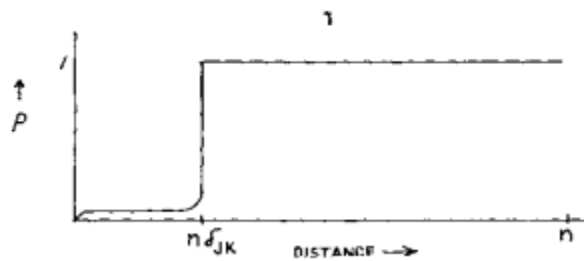
Η ανάλυση του κώδικα χαμηλής πυκνότητας μίας ομάδας μεγάλου μήκους είναι δύσκολη, εξαιτίας του τεράστιου αριθμού κωδικολέξεων που περιέχονται. Είναι πιο απλό να αναλυθεί ένα ολόκληρο σύνολο τέτοιων κωδίκων, διότι η στατιστική ενός συνόλου επιτρέπει τον υπολογισμό του μέσου όρου ποσοτήτων, οι οποίες δεν είναι εύκολο να ελεγχθούν στους μεμονωμένους κώδικες. Από τη συμπεριφορά του συνόλου, μπορεί να εξαχθούν στατιστικές προτάσεις σχετικά με τις ιδιότητες των κωδίκων-μελών του συνόλου. Επιπλέον, υπάρχει μεγάλη πιθανότητα να βρεθεί ένας κώδικας με αυτές τις ιδιότητες, μέσω της τυχαίας επιλογής από το σύνολο. Προκειμένου να οριστεί ένα σύνολο κωδίκων (n, j, k) χαμηλής πυκνότητας, εξετάζεται πάλι το επόμενο σχήμα. Παρατηρείται ότι, η μήτρα διαιρείται σε j υπομήτρες, κάθε μία από τις οποίες περιέχει ένα μεμονωμένο ψηφίο 1 σε κάθε στήλη. Η πρώτη από αυτές τις υπομήτρες περιέχει όλα τα 1 σε φθίνουσα σειρά, δηλαδή, η i -οστή γραμμή περιέχει ψηφία 1 στις στήλες $(i - 1)/c + 1$ έως $i7c$ (Gallager, 1962).

1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0
0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0
0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0
0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1
1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0
0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0
0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0
0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1

Εικόνα 14 - Example of a low-density code matrix $N = 20, j = 3, k = 4$

Example of a low-density code matrix =	Παράδειγμα μήτρας κώδικα χαμηλής πυκνότητας
--	---

Οι υπόλοιπες υπομήτρες είναι απλά μεταθέσεις στηλών της πρώτης. Ορίζουμε ένα σύνολο κωδίκων $(72, j, 1:)$ ως το σύνολο που προκύπτει από την τυχαία μετάθεση των στηλών κάθε μίας από τις υπομήτρες $j - 1$ του κάτω μέρους μίας μήτρας, όπως στην εικόνα 14, ορίζοντας ίση πιθανότητα για κάθε μετάθεση. 3 Υπάρχουν δύο ενδιαφέροντα αποτελέσματα, τα οποία μπορεί να αποδειχθούν χρησιμοποιώντας αυτό το σύνολο: το πρώτο αφορά την ελάχιστη απόσταση του κωδίκων-μελών του συνόλου, και το δεύτερο την πιθανότητα σφάλματος αποκωδικοποίησης. Η ελάχιστη απόσταση ενός κώδικα είναι ο αριθμός των θέσεων, κατά τις οποίες διαφέρουν οι δύο πλησιέστερες κωδικολέξεις. Σε όλο το σύνολο, η ελάχιστη απόσταση ενός κώδικα-μέλους είναι μία τυχαία μεταβλητή, και μπορεί να δειχθεί (Gallager, 1960) ότι, τα όρια της συνάρτησης κατανομής της εν λόγω τυχαίας μεταβλητής μπορεί να υπερεκταθούν μέσω μίας συνάρτησης, όπως απεικονίζεται στην εικόνα 15. Καθώς το μήκος της ομάδας αυξάνεται, για σταθερό $j \geq 3$ και $1 < j$, η εν λόγω συνάρτηση προσεγγίζει τη βηματική συνάρτηση, κατά ένα σταθερό κλάσμα δ_{ik} του μήκους της ομάδας (Gallager, 1962).



Εικόνα 15 - Sketch of bound to minimum distance distribution function

Sketch of bound to minimum distance distribution function =	Σχεδιασμός ορίου σε συνάρτηση κατανομής ελάχιστης απόστασης
DISTANCE =	ΑΠΟΣΤΑΣΗ

Έτσι, για μεγάλο n , σχεδόν όλοι οι κώδικες του συνόλου έχουν ελάχιστη απόσταση τουλάχιστον $n\delta_j$. Στην εικόνα 16, ο σχετικός λόγος της τυπικής ελάχιστης απόστασης προς το μήκος της ομάδας συγκρίνεται με εκείνη ενός κώδικα ελέγχου ισοτιμίας, ο οποίος επιλέγεται τυχαία, δηλαδή, με μία μήτρα που συμπληρώνεται με ισοπίθανα ανεξάρτητα δυαδικά ψηφία. Θα πρέπει να σημειωθεί ότι, για κάθε ορισμένη, μη τυχαία, γνωστή διαδικασία κατασκευής κωδίκων, ο λόγος της ελάχιστης απόστασης προς το μήκος της ομάδας φαίνεται να προσεγγίζει το 0, καθώς αυξάνεται το μήκος της ομάδας (Gallager, 1962).

j	k	Rate	δ_{JK}	δ
5	6	0.167	0.255	0.263
4	5	0.2	0.210	0.241
3	4	0.25	0.122	0.214
4	6	0.333	0.129	0.173
3	5	0.4	0.044	0.145
3	6	0.5	0.023	0.11

Εικόνα 16 - Comparison of δ_{jk} , the ratio of typical minimum distance to block length for an (n,j,k) code, to δ , the same ratio for an ordinary parity-check code of the same rate

Comparison of δ_{jk} , the ratio of typical minimum distance to block length for an (n,j,k) code, to δ , the same ratio for an ordinary parity-check code of the same rate =	Σύγκριση του δ_{jk} , δηλαδή του λόγου της τυπικής ελάχιστης απόστασης προς το μήκος της ομάδας, για κώδικα (n, j, k) , με το δ , δηλαδή τον ίδιο ως άνω λόγο, για συνήθη κώδικα ελέγχου ισοτιμίας, της ίδιας τιμής.
--	--

Rate =	Τιμή
--------	------

Δεν υπάρχει καμία εγγύηση ότι όλες οι γραμμές των εν λόγω μητρών θα είναι γραμμικά ανεξάρτητες, και, πράγματι, όλες οι μήτρες που εξετάζονται εδώ, περιέχουν τουλάχιστον $j-1$ εξαρτημένες γραμμές. Αυτό σημαίνει απλά ότι, οι κώδικες διαθέτουν μία ελαφρώς μεγαλύτερη ποσότητα πληροφοριών, από ό, τι δείχνει η μήτρα. Η πιθανότητα σφάλματος κατά τη χρήση αποκωδικοποίησης μέγιστης πιθανότητας για κώδικες χαμηλής πυκνότητας εξαρτάται από τον συγκεκριμένο διάυλο, στον οποίο χρησιμοποιείται ο κώδικας. Τα αποτελέσματα είναι ιδιαίτερα απλά στην περίπτωση του BSC (δυναδικού συμμετρικού διαύλου) ο οποίος είναι ένας διάυλος δυναδικής εισόδου, δυναδικής εξόδου, χωρίς μνήμη, με σταθερή πιθανότητα μετάβασης από την εκάτερη είσοδο στην αντίθετη έξοδο. Εδώ, μπορεί να δειχθεί ότι, εντός ενός λογικού εύρους πιθανοτήτων μετάβασης διαύλου, ο κώδικας χαμηλής πυκνότητας έχει πιθανότητα σφάλματος αποκωδικοποίησης, η οποία μειώνεται εκθετικά με το μήκος της ομάδας, και ότι ο εκθέτης είναι ο ίδιος με εκείνον του βέλτιστου κώδικα ελαφρώς μεγαλύτερης τιμής, όπως παρουσιάζεται στην εικόνα 17. (Gallager, 1962).

j	k	Rate	RATE FOR EQUIVALENT OPTIMUM CODE
3	6	0.5	0.555
3	5	0.4	0.43
4	6	0.333	0.343
3	4	0.25	0.266

Εικόνα 17 - Loss of rate associated with low-density codes

Loss of rate associated with low-density codes =	Απώλεια τιμής, η οποία σχετίζεται με κώδικες χαμηλής πυκνότητας
Rate =	Τιμή
RATE FOR EQUIVALENT OPTIMUM CODE =	ΤΙΜΗ ΙΣΟΔΥΝΑΜΟΥ ΒΕΛΤΙΣΤΟΥ ΚΩΔΙΚΑ

Χρησιμοποιώντας το σχετικό σύνολο και σημειογραφία, μπορεί να αποδειχθεί το παρακάτω θεώρημα:

Θεώρημα I: Έστω P_d , η πιθανότητα το μεταδιδόμενο ψηφίο στη θέση d να είναι επί του λαμβανόμενου ψηφίου στη θέση αυτή, και έστω P_{il} , η ίδια πιθανότητα για το l -οστό ψηφίο του i -οστού συνόλου ελέγχου ισοτιμίας της πρώτης βαθμίδας του δένδρου ελέγχου ισοτιμίας. Έστω ότι τα ψηφία είναι μεταξύ τους στατιστικά ανεξάρτητα, και έστω S η περίπτωση, κατά την οποία τα μεταδιδόμενα ψηφία πληρούν τους περιορισμούς του ελέγχου ισοτιμίας j επί του ψηφίου d . Τότε:

$$\frac{\Pr[x_d=0 \mid \{y\}, S]}{\Pr[x_d=1 \mid \{y\}, S]} = \frac{1-P_d}{P_d} \prod_{i=1}^j \left[\frac{1 + \prod_{l=1}^{k-1} (1-2P_{il})}{1 - \prod_{l=1}^{k-1} (1-2P_{il})} \right] \quad (1)$$

Προκειμένου να αποδειχθεί αυτό το θεώρημα, απαιτείται το παρακάτω λήμμα:

Λήμμα 1: Έστω ότι θεωρείται μία ακολουθία ανεξάρτητων δυαδικών ψηφίων, στα οποία το l -οστό ψηφίο είναι 1, με πιθανότητα P_l . Τότε, η πιθανότητα ένας άρτιος αριθμός ψηφίων να είναι 1, είναι (Gallager, 1962):

$$\frac{1 + \prod_{l=1}^m (1 - 2P_l)}{2}$$

Έστω ότι θεωρείται η συνάρτηση: $\prod_{l=1}^m (1 - P_l + P_l t)$

Παρατηρείται ότι, εάν αυτό επεκταθεί ως πολυώνυμο του t , ο συντελεστής t^i είναι η πιθανότητα των i 's. Η συνάρτηση $\prod_{l=1}^m (1 - P_l + P_l t)$ είναι πανομοιότυπη, εκτός του ότι, οι περιττές δυνάμεις του t είναι αρνητικές. Προσθέτοντας αυτές τις δύο συναρτήσεις, όλες οι άρτιες δυνάμεις του t διπλασιάζονται, και οι περιττοί όροι απαλείφονται. Τέλος, με βάση την παραδοχή ότι $t = 1$, και διαιρώντας με το 2, το αποτέλεσμα είναι η πιθανότητα ενός άρτιου αριθμού μονάδων. Έτσι όμως, αποδεικνύεται το εξής λήμμα:

$$\frac{\prod_{l=1}^m (1 - P_l + P_l) + \prod_{l=1}^m (1 - P_l - P_l)}{2} = \frac{1 + \prod_{l=1}^m (1 - 2P_l)}{2}$$

Απόδειξη του Θεωρήματος: Μέσω ορισμού των εξαρτημένων πιθανοτήτων

$$\frac{\Pr[x_d=0 | \{y\}, S]}{\Pr[x_d=1 | \{y\}, S]} = \left(\frac{1-P_d}{P_d}\right) \left(\frac{\Pr(S | x_d=0, \{y\})}{\Pr(S | x_d=1, \{y\})}\right) \quad (2)$$

Δεδομένου ότι $x_d = 0$, ο έλεγχος ισοτιμίας επί του d πληρείται, εάν οι υπόλοιπες $(k - 1)$ θέσεις του συνόλου ελέγχου ισοτιμίας περιέχουν άρτιο αριθμό ψηφίων 1. Καθώς όλα τα ψηφία του συνόλου είναι στατιστικά ανεξάρτητα, η πιθανότητα να πληρούνται όλοι οι έλεγχοι ισοτιμίας j είναι το γινόμενο των πιθανοτήτων πλήρωσης των μεμονωμένων ελέγχων. Χρησιμοποιώντας το Λήμμα 1, προκύπτει:

$$\Pr(S | x_d = 0, \{y\}) = \prod_{i=1}^i \left[\frac{1 + \prod_{l=1}^{k-1} (1 - 2P_{il})}{2} \right] \quad (3)$$

Ομοίως,

$$\Pr(S | x_d = 1, \{y\}) = \prod_{i=1}^i \left[\frac{1 - \prod_{l=1}^{k-1} (1 - 2P_{il})}{2} \right] \quad (4)$$

Αντικαθιστώντας δηλαδή την (3) και την (4) στη (2), λαμβάνουμε την πρόταση του θεωρήματος: όπερ έδει δείξαι.

Κρίνοντας από την πολυπλοκότητα αυτού του αποτελέσματος, θα φαινόταν δύσκολος ο υπολογισμός της πιθανότητας, το μεταδιδόμενο ψηφίο στη θέση d να είναι 1, αναλόγως των λαμβανόμενων ψηφίων σε δύο ή περισσότερες βαθμίδες του δέντρου ελέγχου ισοτιμίας. Ευτυχώς όμως, η περίπτωση πολλαπλών βαθμίδων μπορεί να επιλυθεί μέσω της περίπτωσης απλής βαθμίδας, μέσω μίας απλής επαναληπτικής τεχνικής (Gallager, 1962).

Για τον πραγματικό υπολογισμό των πιθανοτήτων στο Θεώρημα 1, φαίνεται να είναι πιο βολικό να χρησιμοποιήσουμε την Άνω Ημισυνεχής (1), όσον αφορά τους λόγους λογαριθμικών πιθανοτήτων.

$$\ln \frac{1-P_d}{P_d} = a_d \beta_d, \quad \ln \frac{1-P_{il}}{P_{il}} = a_{il} \beta_{il}, \quad (5)$$

$$\ln \left[\frac{P_r[x_d = 0 | \{y\}, S]}{P_r[x_d = 1 | \{y\}, S]} \right] = a'_d \beta'_d,$$

Έστω ότι, όπου a είναι το πρόσημο, και p το μέγεθος του λόγου των λογαριθμικών πιθανοτήτων.

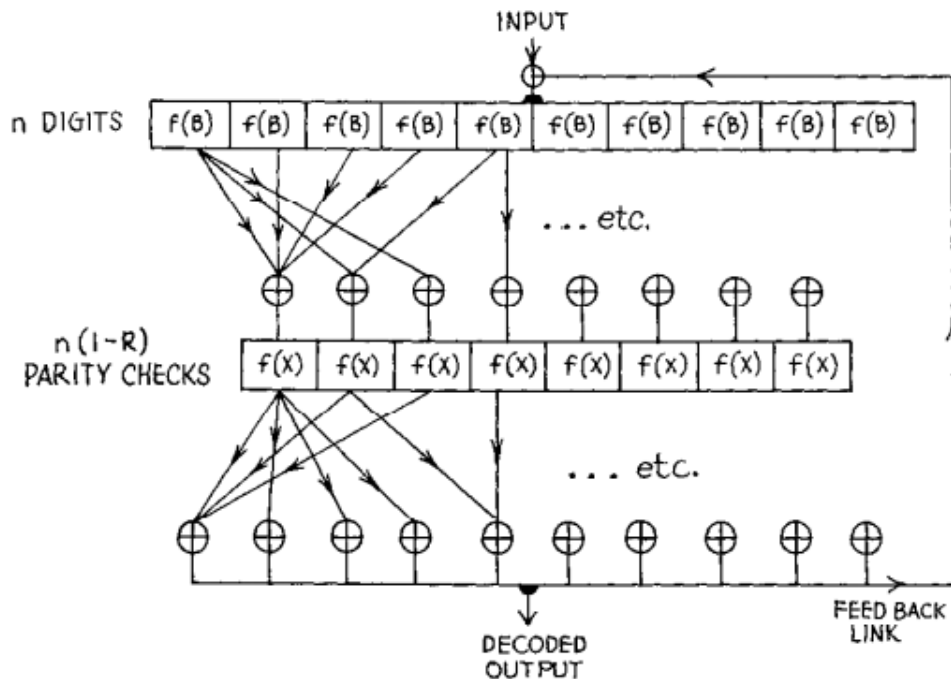
Μετά από κάποια τροποποίηση, η (1) γίνεται

$$a'_d \beta'_d = a_d \beta_d + \sum_{i=1}^i \{ (\prod_{l=1}^{k-1} a_{il}) f[\sum_{l=1}^{k-1} f(\beta_{il})] \} \quad (6)$$

Όπου

$$f(\beta) = \ln \frac{e^\beta + 1}{e^\beta - 1}$$

Ο υπολογισμός των λόγων των λογαριθμικών πιθανοτήτων στην (6), για κάθε ψηφίο, μπορεί να πραγματοποιηθεί είτε σειριακά στον χρόνο, είτε μέσω παράλληλων υπολογισμών. Μπορεί να γίνει προγραμματισμός του σειριακού υπολογισμού για υπολογιστή γενικής χρήσης, και αυτός είναι ο τρόπος, με τον οποίο λήφθηκαν τα πειραματικά δεδομένα που παρατίθενται στο τέλος της παρούσας εργασίας. Ο παράλληλος υπολογισμός είναι περισσότερο υποσχόμενος για ταχεία αποκωδικοποίηση, και η εικόνα 18 απεικονίζει ένα απλοποιημένο διάγραμμα ομάδας, δείχνοντας πώς μπορεί να γίνει αυτό (Gallager, 1962).



Εικόνα 18 - Decoding apparatus

Decoding apparatus =	Διάταξη αποκωδικοποίησης
INPUT =	ΕΙΣΟΔΟΣ
n DIGITS =	n ΨΗΦΙΑ
etc. =	κλπ.
PARITY CHECKS =	ΕΛΕΓΧΟΙ ΙΣΟΤΙΜΙΑΣ
DECODED OUTPUT =	ΕΞΟΔΟΣ ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΤΗ
FEED BACK LINK =	ΣΥΝΔΕΣΜΟΣ ΑΝΑΤΡΟΦΟΔΟΤΗΣΗΣ

Εάν η είσοδος του αποκωδικοποιητή έχει τη μορφή λόγου λογαριθμικών πιθανοτήτων, η πρώτη σειρά πλαισίων της εικόνας 18 υπολογίζει την $f(p)$ για κάθε ψηφίο, η οποία αντιστοιχεί στη ακραία δεξιά λειτουργία της (6). Το προϊόν των αθροιστών της επόμενης σειράς είναι $\sim ZI: f(\Pi_2)$, και αντιστοιχεί στις δύο ακραίες λειτουργίες της (6). Ομοίως, διαδοχικές σειρές της εικόνας 18 αντιστοιχούν σε λειτουργίες της (6), εργαζόμενοι προς τα αριστερά. Είναι σαφές ότι, η εικόνα 18 παραλείπει ορισμένες λεπτομέρειες, όπως οι λειτουργίες των προσήμων των λόγων των λογαριθμικών πιθανοτήτων, καθώς και ότι ο συσχετισμός του j με τους λόγους των λογαριθμικών πιθανοτήτων κάθε ψηφίο είναι διαφορετικός, όμως αυτά δεν δημιουργούν καμία ουσιαστική δυσκολία (Gallager, 1962).

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 4 - ΚΩΔΙΚΕΣ TURBO

4.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Ο πρώτος που εισηγήθηκε μοντέλα αλυσιδωτής κωδικοποίησης ήταν ο Forney (1966) ως μέθοδος επίτευξης μεγάλων οφελών κωδικοποίησης, μέσω του συνδυασμού δύο ή περισσότερων σχετικά απλών κωδικών δομικών μονάδων ή συστατικών (οι οποίοι μερικές φορές ονομάζονται συστατικοί κώδικες). Οι κώδικες που προέκυψαν διέθεταν την ίδια ικανότητα διόρθωσης σφαλμάτων με κωδικούς πολύ μεγαλύτερου μήκους, και ήταν προικισμένοι με μία δομή, η οποία επέτρεπε, σχετικά εύκολα, την αποκωδικοποίηση μέτριου βαθμού πολυπλοκότητας. Η σειριακή αλληλουχία χρησιμοποιείται πιο συχνά για συστήματα περιορισμένης ισχύος, όπως οι πομποί των διαστημοπλοίων εξερεύνησης του εξωδιαστήματος. Το δημοφιλέστερο από αυτά τα μοντέλα είναι ο εξωτερικός κώδικας Reed-Solomon (εφαρμόζεται πρώτος, αφαιρείται τελευταίος), ακολουθούμενος από τον συνελκτικό εσωτερικό κώδικα (εφαρμόζεται τελευταίος, αφαιρείται πρώτος) (Yen et al., 1993).

Ένας κώδικας turbo μπορεί να θεωρηθεί ως βελτίωση της δομής αλυσιδωτής κωδικοποίησης, με έναν επιπλέον επαναληπτικό αλγόριθμο για την αποκωδικοποίηση της σχετικής αλληλουχίας κώδικα. Οι κώδικες turbo παρουσιάστηκαν για πρώτη φορά από τους Berrou, Glavieux, και Thitimajshima το 1993, όπου περιγράφεται ένα μοντέλο, το οποίο επιτυγχάνει πιθανότητα δυαδικού ψηφίου-σφάλματος της τάξης του 10^{-5} , χρησιμοποιώντας κώδικα ταχύτητας $1/2$ πάνω σε ένα κανάλι Λευκού Προσθετικού Γκαουσιανού Θορύβου (AWGN), και διαμόρφωση Δυαδικής Μεταλλαγής Μετατόπισης Φάσης (BPSK) σε E_b/N_0 της τάξης των 0,7 dB (Berrou & Glavieux, 1996). Οι κώδικες κατασκευάζονται χρησιμοποιώντας δύο ή περισσότερους συστατικούς κώδικες σε διαφορετικές διεμπλεκόμενες παραλλαγές της ίδιας αλληλουχίας πληροφοριών.

Ενώ, για τους συμβατικούς κώδικες, το τελικό στάδιο του αποκωδικοποιητή αποδίδει αποκωδικοποιημένα δυαδικά ψηφία σύνθετης απόφασης (ή, γενικότερα, αποκωδικοποιημένα σύμβολα), για να λειτουργήσει σωστά ένα αλυσιδωτό μοντέλο, όπως ένας κώδικας turbo, ο αλγόριθμος αποκωδικοποίησης δεν θα πρέπει να περιορίζεται στη μεταβίβαση των σύνθετων αποφάσεων ανάμεσα στους αποκωδικοποιητές. Προκειμένου

να αξιοποιηθούν καλύτερα οι πληροφορίες που γίνονται γνωστές από κάθε αποκωδικοποιητή, ο αλγόριθμος αποκωδικοποίησης θα πρέπει να πραγματοποιεί ανταλλαγή απλών αποφάσεων, παρά σύνθετων αποφάσεων. Για ένα σύστημα δύο συστατικών κωδικών, η ιδέα πίσω από την αποκωδικοποίηση turbo είναι η μεταβίβαση των απλών αποφάσεων, από την έξοδο του ενός αποκωδικοποιητή, στην είσοδο του άλλου, και η επανάληψη αυτής της διαδικασίας αρκετές φορές, έτσι ώστε να παραχθούν πιο αξιόπιστες αποφάσεις (Sklar, 2001).

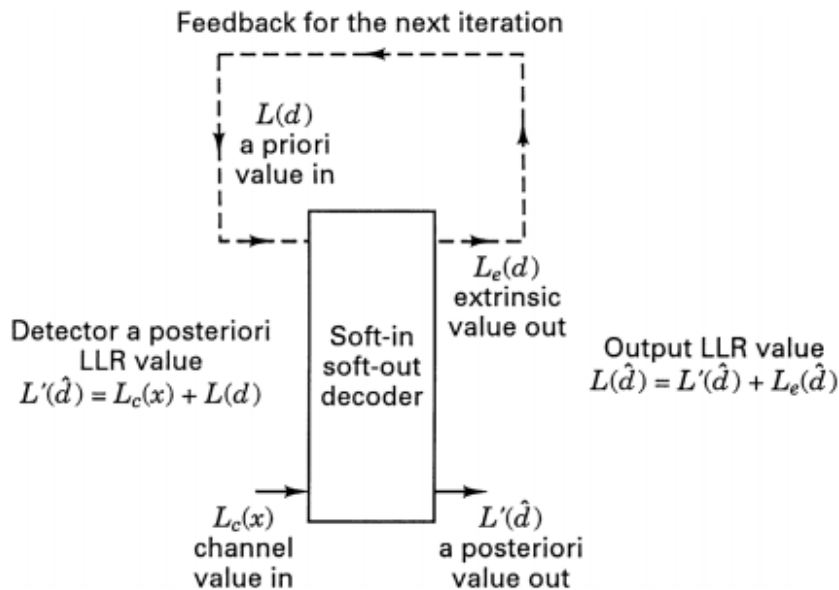
Σε έναν συνήθη δέκτη επικοινωνιών, ένας αποδιαμορφωτής σχεδιάζεται συχνά προκειμένου να παράγει απλές αποφάσεις, οι οποίες στη συνέχεια μεταβιβάζονται σε έναν αποκωδικοποιητή. Η βελτίωση όσον αφορά τη σχέση σφάλματος-απόδοσης των συστημάτων που χρησιμοποιούν αυτού του είδους τις απλές αποφάσεις, σε σύγκριση με τις σύνθετες αποφάσεις, συνήθως ορίζεται κατά προσέγγιση στα 2 dB σε AWGN. Ένας τέτοιος αποκωδικοποιητής θα μπορούσε να ονομαστεί «αποκωδικοποιητής απλής εισόδου/σύνθετης εξόδου», διότι η τελική εξερχόμενη διαδικασία αποκωδικοποίησης από τον αποκωδικοποιητή θα πρέπει να καταλήγει σε δυαδικά ψηφία (σύνθετες αποφάσεις).

Με τους κώδικες turbo, όπου χρησιμοποιούνται δύο ή περισσότεροι συστατικοί κώδικες, και η αποκωδικοποίηση περιλαμβάνει την τροφοδότηση των στοιχείων εξόδου, από έναν αποκωδικοποιητή, στις εισόδους των άλλων αποκωδικοποιητών με επαναλαμβανόμενο τρόπο, δεν θα ήταν κατάλληλος ένας αποκωδικοποιητής σύνθετης εξόδου (Sklar, 2001). Αυτό συμβαίνει διότι η τροφοδότηση ενός αποκωδικοποιητή με σύνθετες αποφάσεις υποβαθμίζει την απόδοση του συστήματος (σε σύγκριση με τις απλές αποφάσεις). Κατά συνέπεια, αυτό που χρειάζεται για την αποκωδικοποίηση των κωδικών turbo είναι ένας αποκωδικοποιητής απλής εισόδου/σύνθετης εξόδου. Για την πρώτη επανάληψη αποκωδικοποίησης αυτού του αποκωδικοποιητή απλής εισόδου/σύνθετης εξόδου, όπως απεικονίζεται στο Σχήμα 1, γίνεται η γενική υπόθεση, ότι τα δυαδικά δεδομένα έχουν την ίδια πιθανότητα, αποδίδοντας μία αρχική εκ των προτέρων τιμή του Λόγου Λογαριθμικής Πιθανοφάνειας (Log-Likelihood Ratio-LLR) της συνάρτησης $L(d) = 0$ για τον τρίτο όρο της Εξίσωσης.

Η τιμή LLR του καναλιού, $L_c(x)$, υπολογίζεται σχηματίζοντας τον λογάριθμο του λόγου των τιμών ℓ_1 και ℓ_2 για μία συγκεκριμένη παρατήρηση του x , ο οποίος εμφανίζεται ως

δεύτερος όρος της Εξίσωσης . Η έξοδος $\hat{L}(d)$ του αποκωδικοποιητή στο Σχήμα 1 αποτελείται από τον φωρατή, $\hat{L}(d')$, και την έξοδο του εξωτερικού LLR, $\hat{L}_e(d)$, αντιπροσωπεύοντας τη γνώση που αποκτήθηκε από τη διαδικασία αποκωδικοποίησης.

Όπως απεικονίζεται στην εικόνα 19, για την επαναληπτική αποκωδικοποίηση, η εξωτερική πιθανότητα επανατροφοδοτείται στην είσοδο του αποκωδικοποιητή, ώστε να λειτουργήσει ως βελτίωση της εκ των προτέρων πιθανότητας των δεδομένων για την επόμενη επανάληψη.



Εικόνα 19 - Soft Input/ soft output decoder (for a systematic code)

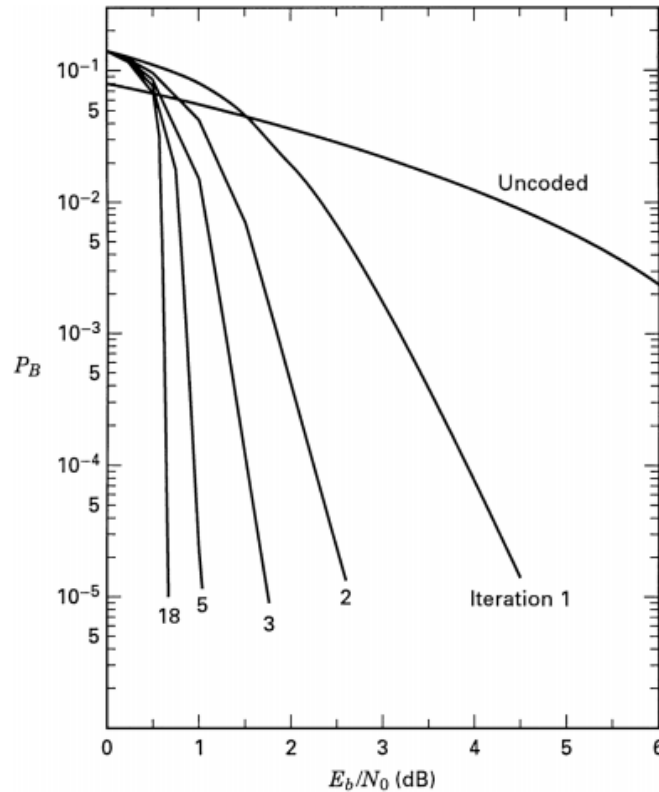
Πηγή: Sklar, 2001, p.6.

4.2. ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ ΣΧΕΣΗΣ ΣΦΑΛΜΑΤΟΣ-ΑΠΟΔΟΣΗΣ ΤΟΥ ΚΩΔΙΚΑ TURBO

Τα αποτελέσματα απόδοσης με χρήση προσομοιώσεων Monte Carlo αφορούν κωδικοποιητή ταχύτητας $1/2$, $K = 5$, ο οποίος εφαρμόζεται με γεννήτριες $G1 = \{1\ 1\ 1\ 1\ 1\}$, και $G2 = \{1\ 0\ 0\ 0\ 1\}$, χρησιμοποιώντας παράλληλη αλληλουχία και διεμπλοκέα πίνακα 256×256 . Στην έρευνα του Sklar (2001) χρησιμοποιήθηκε ο τροποποιημένος αλγόριθμος Bahl με μήκος μονάδας δεδομένων 65.536 δυαδικών ψηφίων. Μετά από 18 επαναλήψεις αποκωδικοποιητή, η πιθανότητα δυαδικού ψηφίου-σφάλματος PB ήταν μικρότερη από 10^{-5} στα $E_b/N_0 = 0,7$ dB. Η βελτίωση της σχέσης σφάλματος-απόδοσης ως συνάρτηση του

αριθμού επαναλήψεων του αποκωδικοποιητή φαίνεται στην εικόνα 20. Χαρακτηριστικό είναι επίσης πως καθώς προσεγγίζεται το όριο Shannon των $-1,6$ dB, το απαιτούμενο εύρος ζώνης του συστήματος προσεγγίζει το άπειρο, και η χωρητικότητα (ταχύτητα του κώδικα) προσεγγίζει το μηδέν. Συνεπώς, το όριο Shannon αντιπροσωπεύει έναν ενδιαφέροντα θεωρητικό περιορισμό, χωρίς να αποτελεί, όμως, εφικτό στόχο (Sklar, 2001).

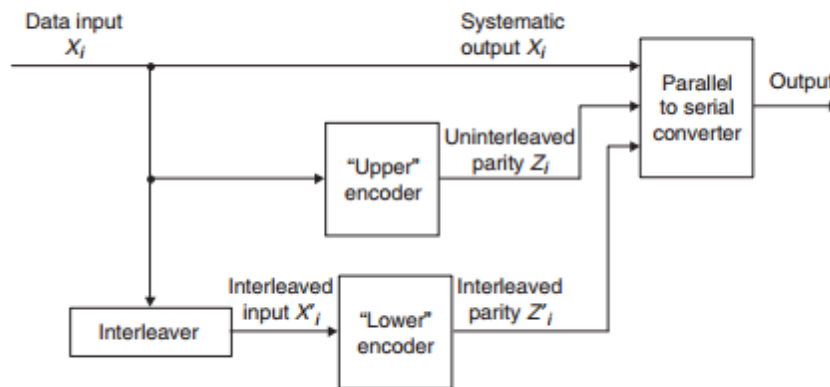
Για τη δυαδική διαμόρφωση, αρκετοί συγγραφείς χρησιμοποιούν $P_B = 10^{-5}$ και $E_b/N_0 = 0,2$ dB ως πρακτική τιμή αναφοράς του ορίου Shannon για κώδικα ταχύτητας $1/2$. Έτσι, με παράλληλη αλληλουχία των Επαναληπτικών Συστηματικών Συνελκτικών (Recursive Systematic Convolutional-RSC) κωδικών και ανατροφοδότηση της αποκωδικοποίησης, η απόδοση σφάλματος ενός κώδικα turbo σε $P_B = 10^{-5}$ είναι εντός εύρους $0,5$ dB του (πρακτικού) ορίου Shannon. Έχει προταθεί μία κατηγορία κωδικών, οι οποίοι χρησιμοποιούν αλληλουχία των διεμπλεκόμενων δομικών μονάδων σε σειρά, αντί για παράλληλη. Έχει υποστηριχθεί ότι η αλληλουχία κωδικών σε σειρά μπορεί να έχει ανώτερη απόδοση ως προς εκείνους που χρησιμοποιούν παράλληλη αλληλουχία (Benedetto et al., 1997).



Εικόνα 20 - Bit – error probability as a function of E_b/N_0 and multiple interactions

Πηγή: Sklar, 2001, p.28.

Ένα από τα πιο ενδιαφέροντα χαρακτηριστικά του κώδικα turbo είναι ότι δεν είναι μόνο ένας απλός κώδικας. Αποτελεί, στην πραγματικότητα, τον συνδυασμό δύο κωδικών που συνεργάζονται για την επίτευξη συνέργειας, η οποία δεν θα ήταν εφικτή απλά μέσω της μεμονωμένης χρήσης ενός κώδικα. Ειδικότερα, ένας κώδικας turbo μπορεί να είναι οποιοσδήποτε τύπος κώδικα Διόρθωσης Σφαλμάτων χωρίς Κανάλι Επιστροφής (Forward Error Correction-FEC), ο οποίος χρησιμοποιείται στις συμβατικές επικοινωνίες δεδομένων. Παρ' ότι οι δύο συστατικοί κωδικοποιητές μπορεί να είναι διαφορετικοί, στην πράξη, είναι συνήθως όμοιοι. Μία γενικευμένη δομή για την παραγωγή κωδικών turbo φαίνεται στην εικόνα 21 (Valenti & Sun, 2003).



Εικόνα 21 - A generic turbo encoder

Πηγή: Valenti και Sun, 2003, p. 378.

Όπως φαίνεται, ο κώδικας turbo αποτελείται από δύο όμοιους συστατικούς κωδικοποιητές, οι οποίοι συμβολίζονται ως ENC#1 και ENC#2. Η ροή δεδομένων εισόδου και οι ισότιμες εξοδοί των δύο παράλληλων κωδικοποιητών στη συνέχεια σειριοποιούνται σε μία μεμονωμένη λέξη κώδικα turbo. Ο διεμπλοκέας αποτελεί ένα τμήμα κρίσιμης σημασίας του κώδικα turbo. Αποτελεί μία απλή συσκευή, η οποία αναδιατάσσει τη σειρά των δυαδικών ψηφίων δεδομένων, με προδιαγεγραμμένο, άλλα ακανόνιστο τρόπο. Παρ' ότι το ίδιο σύνολο δυαδικών ψηφίων δεδομένων είναι παρόν στην έξοδο του διεμπλοκέα, η σειρά των εν λόγω δυαδικών ψηφίων έχει μεταβληθεί, κατά πολύ παρόμοιο τρόπο, όπως σε μία ανακατεμένη τράπουλα (αν και η κάθε λέξη εισόδου ανακατεύεται με τον ίδιο ακριβώς τρόπο). Χωρίς τον διεμπλοκέα, οι δύο συστατικοί κωδικοποιητές θα λάμβαναν τα

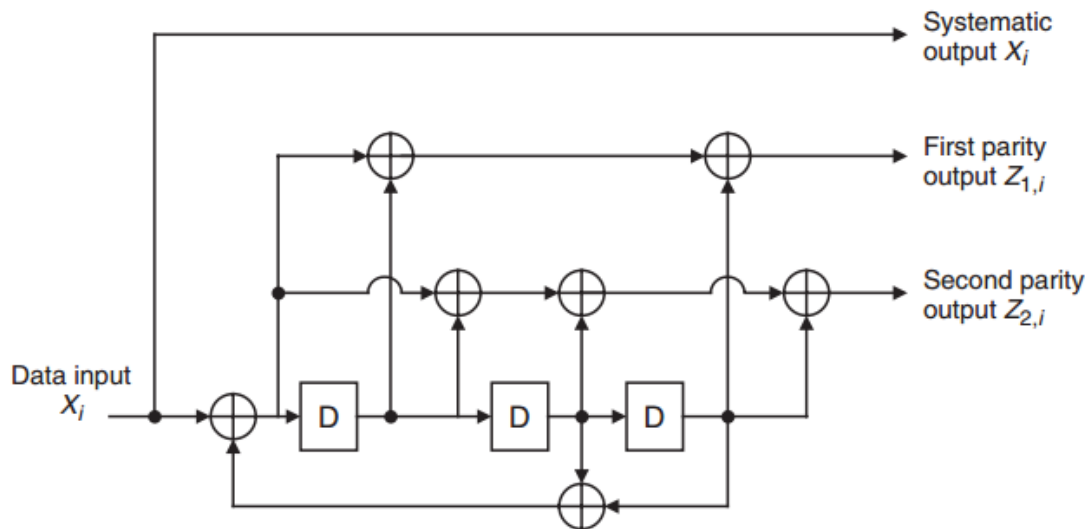
δεδομένα με την ίδια ακριβώς σειρά, και έτσι – υποθέτοντας την ύπαρξη πανομοιότυπων συστατικών κωδικοποιητών – οι έξοδοί τους θα ήταν οι ίδιες. Αυτό δεν θα έκανε τον κώδικα πολύ ενδιαφέροντα (ή ισχυρό).

Ωστόσο, χρησιμοποιώντας έναν διεμπλοκέα, τα δεδομένα $\{X_i\}$ αναδιατάσσονται, έτσι ώστε ο δεύτερος κωδικοποιητής να τα λάβει σε διαφορετική σειρά, η οποία συμβολίζεται $\{X'_i\}$. Έτσι, η έξοδος του δεύτερου κωδικοποιητή θα είναι σχεδόν σίγουρα διαφορετική από την έξοδο του πρώτου κωδικοποιητή – εκτός της σπάνιας περίπτωσης, κατά την οποία τα δεδομένα μοιάζουν ακριβώς ίδια αφού διέλθουν από τον διεμπλοκέα. Αξίζει να σημειωθεί ότι, ο διεμπλοκέας που χρησιμοποιείται από έναν κώδικα turbo είναι αρκετά διαφορετικός από τους ορθογώνιους διεμπλοκείς, οι οποίοι χρησιμοποιούνται συνήθως σε ασύρματα συστήματα προκειμένου να συμβάλλουν στην παύση των ισχυρών διαλείψεων. Ενώ ένας ορθογώνιος διεμπλοκέας διαύλου επιχειρεί να αποσυντονίσει τα δεδομένα σύμφωνα με συμμετρικό μοντέλο, ο διεμπλοκέας κώδικα turbo επιχειρεί να τυχαιοποιήσει τη σειρά διάταξης των δεδομένων με μη συμμετρικό τρόπο (Valenti & Sun, 2003).

4.3. Ο ΚΩΔΙΚΑΣ TURBO CDMA 2000.

Το άλλο βασικό κυψελωτό πρότυπο τρίτης γενιάς είναι το cdma 2000, το οποίο προτυποποιείται από το Πρόγραμμα Συνεργασίας Τρίτης Γενιάς 2 (3GPP2). Όπως και στην Παγκόσμια Υπηρεσία Κινητών Τηλεπικοινωνιών (UMTS), το cdma2000 χρησιμοποιεί είτε συνελκτικούς είτε turbo κώδικες για τη FEC. Ενώ οι κώδικες turbo που χρησιμοποιούνται από αυτά τα δύο συστήματα είναι πολύ παρόμοιοι, οι διαφορές έγκειται στον αλγόριθμο διεμπλοκέα, το εύρος του επιτρεπόμενου μεγέθους εισόδου, και την ταχύτητα των συστατικών κωδικοποιητών RSC. Σε αντίθεση με τη UMTS, η οποία επιτρέπει ένα εύρος μεγεθών εισόδου δεδομένων (δηλαδή, $40 \leq k \leq 5114$), το μέγεθος της λέξης εισόδου δεδομένων (καθώς επίσης και του διεμπλοκέα) για τον κώδικα turbo cdma2000 θα πρέπει να έχει μία από τις τιμές που ορίζονται παρακάτω: 378, 570, 762, 1146, 1530, 2398, 3066, 4602, 6138, 9210, 12282, ή 20730 δυαδικά ψηφία. Επίσης η διαδικασία διεμπλοκής που χρησιμοποιείται από τον cdma2000 είναι διαφορετική από εκείνη που χρησιμοποιείται από τη UMTS. Καθώς εμπλέκονται μάλλον τα στοιχεία του διεμπλοκέα, ο ενδιαφερόμενος αναγνώστης θα πρέπει να κατευθυνθεί στις προδιαγραφές

(3GPP2, 2002). Ο συστατικός κωδικοποιητής RSC που χρησιμοποιείται από τον κώδικα turbo cdma2000 φαίνεται στην εικόνα 23 (Valenti & Sun, 2003).



Εικόνα 22 - The rate 1/3 RSC encoder used by the cdma2000 turbo code

Πηγή: Valenti και Sun, 2003, p. 384.

Όπως φαίνεται, ο εν λόγω κωδικοποιητής διαθέτει τρία δυαδικά ψηφία εξόδου (ένα συστηματικό, και δύο ισότιμα) για κάθε δυαδικό ψηφίο εισόδου. Έτσι, η ταχύτητα κώδικα αυτού του κωδικοποιητή RSC είναι $r = 1/3$ (θεωρώντας τα δυαδικά ψηφία ουράς ως αμελητέα). Παρατηρείται ότι, η πρώτη ισότιμη έξοδος Z_{1i} του κωδικοποιητή cdma2000 παράγεται με τον ίδιο ακριβώς τρόπο με την ισότιμη έξοδο Z_{2i} του κωδικοποιητή cdma2000. Ο εν λόγω κωδικοποιητής χρησιμοποιείται στη δομή παράλληλης αλυσιδωτής κωδικοποίησης, παρ' ότι πλέον ο κάθε ένας από τους δύο συστατικούς κωδικοποιητές παράγει δύο ισότιμες εξόδους. Έτσι, η συνολική ταχύτητα κώδικα για τον κώδικα turbo cdma2000 είναι $isr = 1/5$ (Valenti & Sun, 2003).

Για πολλές εφαρμογές, δεν είναι επιθυμητή μία τόσο χαμηλή ταχύτητα, οπότε ο cdma2000 περιλαμβάνει επίσης έναν μηχανισμό μετασχηματισμού του κώδικα με $r = 1/5$, σε κώδικα υψηλότερης ταχύτητας. Ο μηχανισμός αυτός, ο οποίος ονομάζεται διάτρηση, περιλαμβάνει την απαλοιφή ορισμένων από τα ισότιμα δυαδικά ψηφία πριν από την

εκπομπή. Μέσω της διάτρησης, μπορεί να επιτευχθούν ταχύτητες της τάξης των $r = 1/2$, $1/3$, και $1/4$. Για παράδειγμα, για την επίτευξη ταχύτητας $r = 1/3$, ο αποκωδικοποιητής απαλείφει την δεύτερη ισότιμη έξοδο κάθε κωδικοποιητή. Καθώς μόνο οι πρώτες ισότιμοι έξοδοι εκπέμπονται, ο κωδικοποιητής turbo cdma2000 με $r = 1/3$ διαθέτει την ίδια δομή με τον κωδικοποιητή turbo της UMTS (αν και με διαφορετικό διεμπλοκέα και εύρος επιτρεπόμενων μεγεθών λέξης εισόδου). Ο μηχανισμός διάτρησης που χρησιμοποιείται για την επίτευξη ταχυτήτων $r = 1/2$ και $1/4$ είναι λίγο πιο πολύπλοκος, όμως οι λεπτομέρειες μπορεί να βρεθούν στις προδιαγραφές. Τέλος, ο cdma2000, όπως και η UMTS, χρησιμοποιεί δυαδικά ψηφία ουράς για την επαναφορά των κωδικοποιητών στην κατάσταση μηδενικών (Valenti & Sun, 2003).

4.4. ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ TURBO

Μετά την κωδικοποίηση, ολόκληρη η λέξη n δυαδικών ψηφίων κώδικα turbo συναρμολογείται σε ένα πλαίσιο, διαμορφώνεται, μεταδίδεται μέσω του διαύλου, και αποκωδικοποιείται. Έστω ότι το U_i αντιπροσωπεύει ένα δυαδικό ψηφίο κώδικα διαμόρφωσης (το οποίο θα μπορούσε να είναι είτε συστηματικό είτε ισότιμο δυαδικό ψηφίο), και το Y_i αντιπροσωπεύει το αντίστοιχο λαμβανόμενο σήμα (δηλαδή, την έξοδο ενός συσχετιστή ή ενός προσαρμοσμένου δέκτη φίλτρου). Θα πρέπει να σημειωθεί ότι, ενώ το U_i μπορεί να είναι μόνο 0 ή 1, το Y_i μπορεί να πάρει οποιαδήποτε τιμή. Με άλλα λόγια, ενώ το U_i αποτελεί σύνθετη τιμή, το Y_i αποτελεί απλή τιμή (Valenti & Sun, 2003).

Ο αποκωδικοποιητής turbo προϋποθέτει η έξοδος του να έχει την εξής μορφή:

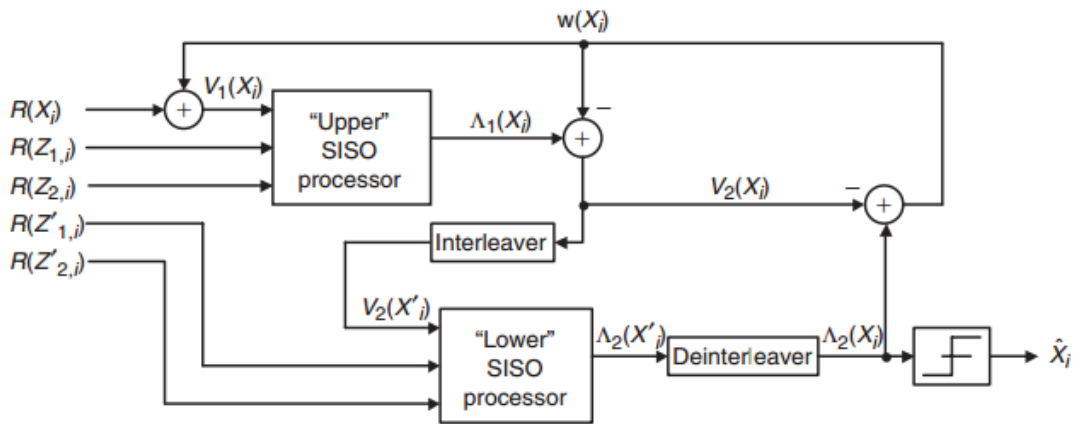
$$R(U_i) = \ln P(Y_i | U_i = 1) P(Y_i | U_i = 0) \quad (12-1)$$

όπου $P(Y_i | U_i = j)$ είναι η εξαρτημένη πιθανότητα λήψης σήματος Y_i , δεδομένης της μετάδοσης του δυαδικού ψηφίου $U_i = j$ του κώδικα.

Πιθανοτικές εκφράσεις, όπως αυτή που παρουσιάζεται στην Εξίσωση, ονομάζονται Λόγοι Λογαριθμικής Πιθανοφάνειας (LLR) και χρησιμοποιούνται καθ' όλη τη διαδικασία αποκωδικοποίησης. Ο υπολογισμός της Εξίσωσης δεν προϋποθέτει μόνο τη δειγματοληψία σήματος Y_i , αλλά επίσης, και κάποια γνώση των στατιστικών δεδομένων του διαύλου. Για παράδειγμα, εάν χρησιμοποιηθεί διαμόρφωση Δυαδικής Μεταλλαγής

Μετατόπισης Φάσης (BPSK) σε έναν διάυλο AWGN με διακύμανση θορύβου σ^2 , τότε η αντίστοιχη είσοδος του αποκωδικοποιητή σε μορφή LLR θα είναι $R(U_i) = 2Y_i/\sigma^2$.

Ο αποκωδικοποιητής turbo χρησιμοποιεί τη ληφθείσα λέξη κώδικα μαζί με τη γνώση της δομής του κώδικα για να υπολογίσει το (X_i) . Ωστόσο, εξαιτίας του ότι ο διεμπλοκείας αυξάνει σε μεγάλο βαθμό την πολυπλοκότητα της δομής του κώδικα, δεν είναι εφικτός ο υπολογισμός του (X_i) απλά με τη χρήση ενός μεμονωμένου πιθανοτικού επεξεργαστή. Αντ' αυτού, ο αποκωδικοποιητής turbo χωρίζει την εργασία της επίτευξης καθολικής εκτίμησης (X_i) του LLR σε δύο βήμα εκτίμησης. Στο πρώτο βήμα, ο αποκωδικοποιητής επιχειρεί να υπολογίσει την Εξίσωση, χρησιμοποιώντας μόνο τη δομή του ανώτερου κωδικοποιητή, ενώ κατά το δεύτερο βήμα, ο αποκωδικοποιητής την υπολογίζει χρησιμοποιώντας μόνο τη δομή του κατώτερου κωδικοποιητή. Η εκτίμηση του LLR που υπολογίζεται χρησιμοποιώντας τη δομή του ανώτερου κωδικοποιητή συμβολίζεται $1(X_i)$, και εκείνη που υπολογίζεται χρησιμοποιώντας τη δομή του κατώτερου κωδικοποιητή συμβολίζεται $2(X_i)$. Κάθε μία από αυτές τις δύο εκτιμήσεις του LLR υπολογίζεται χρησιμοποιώντας έναν επεξεργαστή απλής εισόδου-σύνθετης εξόδου (SISO) (Valenti & Sun, 2003).



Εικόνα 23 - An architecture for decoding the UMTS and cdma2000 turbo codes

Πηγή: Valenti and Sun, 2003, p. 386.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 5 – ΣΥΝΕΛΙΚΤΙΚΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ

5.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ (ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ VITERBI)

Η αποκωδικοποίηση Viterbi αναπτύχθηκε από τον Andrew J. Viterbi, έναν Ιταλοαμερικανό ηλεκτρολόγο μηχανικό, επιχειρηματία, και συνιδρυτή της Qualcomm Inc. Η θεμελιώδης εργασία του με τίτλο «Περιορισμοί Σφαλμάτων για Συνελικτικούς Κώδικες και ένας Ασυμπτωτικά Βέλτιστος Αλγόριθμος Αποκωδικοποίησης», δημοσιεύτηκε στο περιοδικό «IEEE Transactions on Information Theory, τον Απρίλιο του 1967 (Andrew & Viterbi, 1967). Έκτοτε, άλλοι ερευνητές έχουν επεκτείνει το έργο του βρίσκοντας κατάλληλους συνελικτικούς κώδικες, διερευνώντας τα όρια απόδοσης της τεχνικής, καθώς και ποικίλες παραμέτρους σχεδιασμού των αποκωδικοποιητών, προκειμένου να βελτιστοποιήσουν την εφαρμογή της τεχνικής στο υλικό και το λογισμικό.

Ο «Σχεδιασμός και η Εφαρμογή του Αποκωδικοποιητή Viterbi με Συστοιχίες Επιτόπια Προγραμματιζόμενων Πυλών (Field Programmable Gate Arrays-FPGA)» από τους M. Κίνοja κ.συν., (1999), ανέλυσε την καταλληλότητα των αρχιτεκτονικών συσκευών για την εφαρμογή σύνθετων αλγόριθμων. Επέλεξαν τον αλγόριθμο Viterbi ως βαθύτερη μελέτη περίπτωσης. Εξετάζονται και αναλύονται διαφορετικές αρχιτεκτονικές στρατηγικές για εφαρμογές, με ειδική έμφαση στις πρακτικές εφαρμογές FPGA. Χρησιμοποιούνται ως κριτήρια η απόδοση ταχύτητας, η δυνατότητα δρομολόγησης, και η ελαχιστοποίηση της ενδοεπικοινωνίας μεταξύ μικροκυκλωμάτων. Σχεδιάστηκε αποκωδικοποιητής Viterbi, με μήκος περιορισμού επτά, και προσομοιώθηκε με Γλώσσα Περιγραφής Υλικού Ολοκληρωμένου Κυκλώματος Πολύ Υψηλής Ταχύτητας (Very High Speed Integrated Circuit Hardware Description Language-VHSIC-HDL or VHDL) σε περιβάλλοντα εργαλείων Synopsys και Mentor, και εφαρμόστηκαν περαιτέρω σε τέσσερις συσκευές Xilinx 4028EX, χρησιμοποιώντας αρχιτεκτονική που στηρίζεται στη χρονική αναδρομή. Επίσης, παρουσιάζονται και αναλύονται στοιχεία επιμερισμού του αλγόριθμου αποκωδικοποίησης.

Ο «Ταχύς Αποκωδικοποιητής Μέγιστης Πιθανότητας για Συνελικτικούς Κώδικες» από τους Jon Feldman κ.συν., (2002), περιγράφει τον Βραδύ Αποκωδικοποιητή Viterbi, ο οποίος είναι ένας αποκωδικοποιητής μέγιστης πιθανότητας για συνελικτικούς κώδικες

δομικών μονάδων και ροών, πολύ ταχύτερος από ό, τι ο αρχικός αποκωδικοποιητής Viterbi. Προτείνεται ο καινοτομικός σχεδιασμός και η εφαρμογή ενός διαδικτυακού επαναδιαρθρώσιμου αποκωδικοποιητή Viterbi, με βάση μία αρχιτεκτονική ACS με αποδοτική χρήση του χώρου (Benaissa & Zhu, 2003), στην οποία, είναι εφικτή η δυναμική επαναδιάρθρωση του μήκους περιορισμού και του βάθους της χρονικής αναδρομής. Η Αρχιτεκτονική μπορεί να παρέχει διάφορα αντισταθμιστικά οφέλη ως προς τη διεκπεραίωση και την ενέργεια. Εξετάζοντας το μέτρο απόδοσης διεκπεραίωσης/ενέργειας, τα πειραματικά αποτελέσματα (Ou, & Prasanna, 2004) δείχνουν ότι ο σχεδιασμός επιτυγχάνει βελτιώσεις έως και 26,1%, σε σύγκριση με τους προγενέστερους σχεδιασμούς. Χρησιμοποιείται καινοτομική συστολική αρχιτεκτονική με βάση τη διάταξη (Guo και συν., 2005), με πολυπλεξία χρόνου και αριθμητικό ορθολογισμό για εφαρμογή του προτεινόμενου αλγόριθμου.

Ο προτεινόμενος αλγόριθμος μπορεί να μειώσει μέχρι και κατά 70% τον μέσο αριθμό των υπολογισμών ACS, σε σχέση με εκείνον στον οποίο χρησιμοποιείται ο μη προσαρμοσμένος αλγόριθμος Viterbi, χωρίς υποβάθμιση της απόδοσης σφάλματος. Επίσης, η συνολική κατανάλωση ισχύος στην εφαρμογή του προτεινόμενου αλγόριθμου μπορεί να ελαττωθεί μέχρι και κατά 43% σε σύγκριση με εκείνη που χρησιμοποιείται στην εφαρμογή του μη προσαρμοσμένου αλγόριθμου Viterbi, με αμελητέα αύξηση στο υλικό. Η εφαρμογή FPGA του αποκωδικοποιητή Viterbi από τους Hema S κ. συν., (2007) περιγράφει τις Συστοιχίες Επιτόπια Προγραμματιζόμενων Πυλών του Αποκωδικοποιητή Viterbi με μήκος περιορισμού 1,1 και ταχύτητα κώδικα 1/3. Δείχνει ότι, όσο μεγαλύτερο είναι το μήκος περιορισμού, τόσο καλύτερη θα είναι η κωδικοποίηση.

5.2. ΣΥΝΕΛΙΚΤΙΚΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ

Ένας κωδικοποιητής κώδικα δυαδικής μονάδας δεδομένων παίρνει μία μονάδα δεδομένων δυαδικών ψηφίων πληροφοριών και τη μετατρέπει σε μία μονάδα δεδομένων εκπεμπόμενων δυαδικών ψηφίων (μία κωδικολέξη). Ένας δυαδικός συνελικτικός κωδικοποιητής παίρνει μία ροή δυαδικών ψηφίων πληροφοριών, και τη μετατρέπει σε μία ροή εκπεμπόμενων δυαδικών ψηφίων, χρησιμοποιώντας μία τράπεζα καταχωρητών ολίσθησης. Παρέχεται πλεονασμός για ανάκτηση σφαλμάτων διαύλων μέσω της εκπομπής περισσότερων δυαδικών ψηφίων ανά χρονική μονάδα από τον αριθμό των δυαδικών ψηφίων πληροφοριών ανά μονάδα χρόνου (Anatharam, 2005).

Η αποκωδικοποίηση μέγιστης πιθανότητας μπορεί να πραγματοποιηθεί χρησιμοποιώντας τον αλγόριθμο Viterbi, ενώ χρησιμοποιούνται συνήθως και άλλοι αλγόριθμοι, όπως ο SOVA (Αλγόριθμος Viterbi Απλής Εξόδου), και ο BCJR. Στην πράξη, η ροή των πληροφοριών είναι άπειρης διάρκειας, και συνήθως κάποιος μπορεί να προσθέσει μερικά δυαδικά ψηφία λήξης στη ροή εισόδου, για να επαναφέρει την τράπεζα καταχωρητών ολίσθησης στην κατάσταση μηδενικών, έτσι ώστε ο συνελκτικός κώδικας να χρησιμοποιείται αποτελεσματικά ως κώδικας δομικών μονάδων πολύ μεγάλου μήκους. Συχνά, οι συνελκτικοί χρησιμοποιούνται ως εσωτερικοί κώδικες, με τους κώδικες φραγής διόρθωσης ριπών σφαλμάτων ως εξωτερικούς κώδικες, προκειμένου να σχηματιστούν αλυσιδωτούς κώδικες. Τα σφάλματα στους αλγόριθμους αποκωδικοποίησης, οι οποίοι είναι παρόμοιοι με τον Viterbi, όσον αφορά τους συνελκτικούς κώδικες, συμβαίνουν συνήθως σε ριπές, διότι προκύπτουν ως αποτέλεσμα του ότι ακολουθείται η λανθασμένη διαδρομή σε ένα δικτυωτό πλέγμα. Η ικανότητα του εξωτερικού κώδικα, όσον αφορά τη διόρθωση ριπών σφαλμάτων, χρησιμοποιείται για την ανάκαμψη από αυτά τα μοντέλα ριπών σφαλμάτων κατά την αποκωδικοποίηση του εσωτερικού κώδικα (Anatharam, 2005).

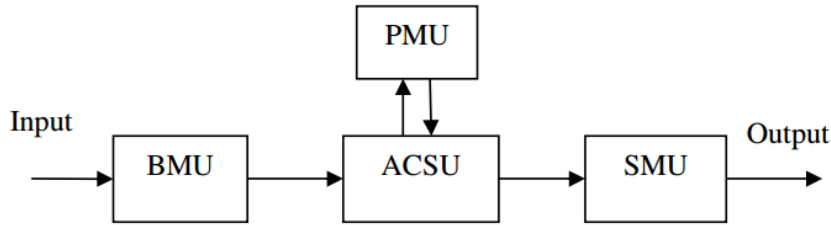
Η τεχνική συνελκτικής κωδικοποίησης αποσκοπεί στον περιορισμό της πιθανότητας εσφαλμένης εκπομπής μέσω θορυβωδών διαύλων επικοινωνίας. Ο δημοφιλέστερος αλγόριθμος αποκωδικοποίησης συνελκτικών κωδικών είναι ίσως ο αλγόριθμος Viterbi. Παρ' ότι υιοθετήθηκε ευρέως στην πράξη, ο αλγόριθμος Viterbi χαρακτηρίζεται από υψηλή πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης συνελκτικών κωδικών μεγάλου μήκους περιορισμού. Ενώ η εφικτή πιθανότητα αδυναμίας αποκωδικοποίησης συνελκτικών κωδικών γενικά μειώνεται εκθετικά με το μήκος περιορισμού του κώδικα, η υψηλή πολυπλοκότητα του αποκωδικοποιητή Viterbi για κώδικες με μεγάλο μήκος περιορισμού για συγκεκριμένα όρια εύρους περιορίζει την απόδοση του συστήματος, η οποία μπορεί να επιτευχθεί. Σήμερα, ο αλγόριθμος Viterbi εφαρμόζεται συνήθως σε κώδικες με μήκος περιορισμού όχι μεγαλύτερο του εννέα (Yunghsiang & Po-Ning, χ.χ.).

Σε αντίθεση με τον περιορισμό του αλγόριθμου Viterbi, η διαδοχική αποκωδικοποίηση είναι γνωστή για την υπολογιστική πολυπλοκότητά της, η οποία είναι ανεξάρτητη του μήκους περιορισμού του κώδικα (Lin & Costello, 1983). Παρ' ότι παρουσιάζει απλά

αναντιστοιχία στην απόδοσή της, η διαδοχική αποκωδικοποίηση μπορεί να επιτύχει την επιθυμητή πιθανότητα σφάλματος δυαδικού ψηφίου, όταν λαμβάνεται ένα αρκούτως μεγάλο μήκος περιορισμού για τον συνελκτικό κώδικα. Σε αντίθεση με τον αλγόριθμο Viterbi, ο οποίος εντοπίζει την καλύτερη κωδικολέξη μέσω της εξάντλησης όλων των πιθανοτήτων, η διαδοχική αποκωδικοποίηση επικεντρώνεται μόνο σε έναν συγκριμένο αριθμό πιθανών κωδικολέξεων. Καθώς η διαδοχική επιλογή αυτών των πιθανών κωδικολέξεων επηρεάζεται από τον θόρυβο των διαύλων, η πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης ενός διαδοχικού αποκωδικοποιητή καθίσταται ανεξάρτητη προς το επίπεδο του θορύβου (Lin & Costello, 1983). Αυτά τα συγκεκριμένα χαρακτηριστικά καθιστούν τη διαδοχική αποκωδικοποίηση χρήσιμη σε ειδικές εφαρμογές. Η διαδοχική αποκωδικοποίηση παρουσιάστηκε για πρώτη φορά από τον Wozencraft για την αποκωδικοποίηση συνελκτικών κωδικών (Wozencraft, 1961). Έκτοτε, ο Fano ανέπτυξε τον αλγόριθμο διαδοχικής αποκωδικοποίησης, με μία βελτίωση-ορόσημο όσον αφορά την αποδοτικότητα της αποκωδικοποίησης (Fano, 1963). Στη συνέχεια, το έργο του Fano ενέπνευσε περαιτέρω έρευνα πάνω στη διαδοχική αποκωδικοποίηση. Αργότερα, ο Zigangirov, και ανεξάρτητα, ο Jelinek, εισηγήθηκαν τον αλγόριθμο στοίβας (Zigangirov, 1966; Jelinek, 1969).

5.3. ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΤΗΣ VITERBI

Οι βασικές μονάδες του αποκωδικοποιητή Viterbi είναι οι μετρήσεις κλάδων, με τις ενδείξεις Πρόσθεσης, Σύγκρισης, Επιλογής, και τη Μονάδα Διαχείρισης Επικράτησης. Στην παρακάτω εικόνα φαίνεται η γενική δομή ενός αποκωδικοποιητή Viterbi. Αποτελείται από τρεις δομικές μονάδες: τη μετρική μονάδα κλάδου (BMU), η οποία υπολογίζει τις μετρήσεις, τη μονάδα πρόσθεσης-σύγκρισης-επιλογής (ACSU), η οποία επιλέγει τις διαδρομές επικράτησης για κάθε κατάσταση δικτυωτού πλέγματος (trellis), και εντοπίζει επίσης την ελάχιστη μέτρηση διαδρομής των διαδρομών επικράτησης, και τη μονάδα διαχείρισης επικράτησης (SMU), η οποία είναι υπεύθυνη για την επιλογή της εξόδου με βάση την ελάχιστη μέτρηση διαδρομής (Arunlal και Hariprasad, 2012).



Εικόνα 24 - Διάγραμμα δομικής μονάδας του αποκωδικοποιητή Viterbi

Πηγή: Arunlal και Hariprasad, 2012, σελ. 96.

Ο αλγόριθμος Viterbi ονομάζεται βέλτιστος αλγόριθμος, καθώς ελαχιστοποιεί την πιθανότητα σφάλματος. Ο αλγόριθμος Viterbi μπορεί να εξηγηθεί εν ολίγοις με τα εξής τρία βήματα.

1. Στάθμιση του δικτυωτού πλέγματος, δηλαδή, υπολογισμός των μετρήσεων του κλάδου.
2. Επαναληπτικός υπολογισμός των βραχύτερος διαδρομών ως προς τον χρόνο n , σε σχέση με τις βραχύτερες διαδρομές ως προς τον χρόνο $n-1$. Στο βήμα αυτό, χρησιμοποιούνται αποφάσεις για την επαναλαμβανόμενη ενημέρωση της επικρατέστερης διαδρομής του σήματος. Η διαδικασία αυτή είναι γνωστή ως επανάληψη πρόσθεσης-σύγκρισης-επιλογής (ACS).
3. Επαναληπτικός εντοπισμός της βραχύτερης διαδρομής, η οποία οδηγεί σε κάθε κατάσταση δικτυωτού πλέγματος, χρησιμοποιώντας τις αποφάσεις από το Βήμα 2. Η βραχύτερη διαδρομή ονομάζεται «επικρατέστερη διαδρομή» για εκείνη την κατάσταση, και η διαδικασία αναφέρεται ως αποκωδικοποίηση της επικρατέστερης διαδρομής. Τέλος, αν γίνει χρονική αναδρομή όλων των επικρατέστερων διαδρομών, συγκλίνουν σε μία μοναδική διαδρομή, η οποία αποτελεί την πιθανότερη διαδρομή σήματος (Arunlal και Hariprasad, 2012).

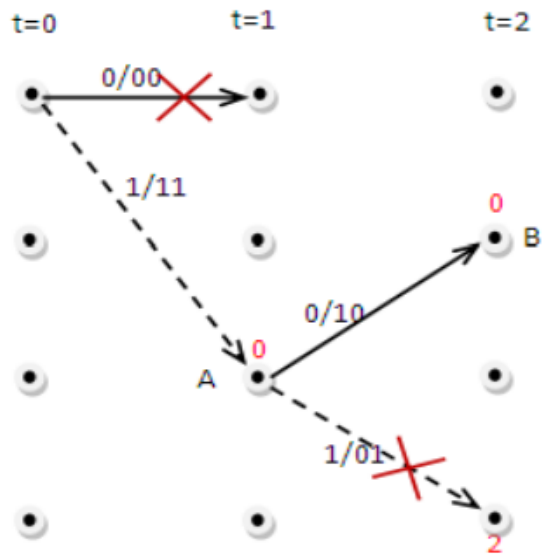
5.5. ΥΠΕΡΣΥΓΧΡΟΝΟΣ ΑΠΟΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΤΗΣ VITERBI.

Οι συμβατικοί αποκωδικοποιητές Viterbi παρουσιάζουν πλεονασμούς που εμπλέκονται στον υπολογισμό της διαδρομής, στον υπολογισμό της πρόσθετης διαδρομής και των μετρήσεων του κλάδου, καθώς και στην επιπλέον καθυστέρηση της επεξεργασίας και τις

υψηλότερες απαιτήσεις μνήμης. Αυτές οι παράμετροι εξαρτώνται στενά από το μήκος περιορισμού του αποκωδικοποιητή, δηλαδή το K , και όσο μεγαλύτερο είναι το μήκος περιορισμού, τόσο ισχυρότερος είναι το κώδικας, όμως ταυτόχρονα αυξάνεται και κάθε παράμετρος, όπως ο αριθμός των υπολογισμών, η καθυστέρηση της επεξεργασίας, οι απαιτήσεις μνήμης, τα οποία θα αυξηθούν εκθετικά, και το ίδιο θα συμβεί με τη χρήση της συσκευής και τον απαιτούμενο χώρο (Arunlal και Hariprasad, 2012).

Στον υπερσύγχρονο αποκωδικοποιητή Viterbi, οι πλεονασμοί ελαττώνονται, και επομένως χρειάζεται λιγότερος χρόνος επεξεργασίας, και ταυτόχρονα λιγότερη μνήμη, χωρίς όμως τη δυνατότητα καμίας διόρθωσης σφάλματος. Η αρχή λειτουργίας της τεχνικής Υπερσύγχρονης αποκωδικοποίησης μπορεί να εξηγηθεί με το εξής παράδειγμα: Για την τεχνική Υπερσύγχρονης Αποκωδικοποίησης, θεωρώντας τα εκπεμπόμενα δεδομένα ως 11 10 00 01 01 11, όμως λόγω των υποβαθμίσεων του διαύλου τα λαμβανόμενα δεδομένα είναι 10 10 00 01 01 11, δηλαδή τα λαμβανόμενα δεδομένα δεν είναι τα ίδια με τα εκπεμπόμενα, και το σφάλμα βρίσκεται στο δεύτερο δυαδικό ψηφίο (Arunlal και Hariprasad, 2012).

Δεύτερο βήμα υπερσύγχρονου αποκωδικοποιητή χωρίς σφάλμα. Η αποκωδικοποίηση δικτυωτού πλέγματος για τα δύο πρώτα δυαδικά ψηφία φαίνεται στο παρακάτω Σχήμα. Αρχικά, τα δύο πρώτα δυαδικά ψηφία δίνονται στη μετρική μονάδα κλάδου, η οποία αναπαράγει τον κωδικοποιητή και πραγματοποιεί σύγκριση με την πιθανή επόμενη κατάσταση, και στην αρχή μπορεί να λάβει τις καταστάσεις, είτε 002, είτε 102. Ο υπολογισμός του μετρήσεων του κλάδου και για τις δύο πιθανές καταστάσεις είναι 1, όπως φαίνεται στο Σχήμα, και έτσι η ACSU θα πρέπει να επιλέξει μεταξύ των δύο πιθανών καταστάσεων, καθώς και οι δύο όμως διαθέτουν ίδιες μετρήσεις κλάδου, θα προκύψει έτσι μία αντιφατική κατάσταση σε αυτό το στάδιο. Η ACSU επιλέγει τυχαία οποιαδήποτε κατάσταση μεταξύ των πιθανών, και έτσι αυτή η αντιφατική κατάσταση δεν επιλύεται με σαφήνεια στο υπερσύγχρονο μοντέλο, και αυτό έχει ως αποτέλεσμα την εσφαλμένη αποκωδικοποίηση των δεδομένων (Arunlal και Hariprasad, 2012).



Received Data	11	10	
Selected state	0	2	1
Decoded data	1	0	

Εικόνα 25 - Error free fangled second step

Πηγή: Arunlal και Hariprasad, 2012, σελ. 98.

Received Data =	Λαμβανόμενα δεδομένα
Selected state =	Επιλεγμένη κατάσταση
Decoded data =	Αποκωδικοποιημένα δεδομένα

Πλεονεκτήματα Και Μειονεκτήματα Του Υπερσύγχρονου Αποκωδικοποιητή Viterbi:

Το πλεονέκτημα αυτού του αλγόριθμου είναι η απλότητα και ευκολία εφαρμογής του, καθιστώντας χαμηλή την πολυπλοκότητα Υπολογισμού, καθώς χρειάζονται μόνο 14 προσθέσεις και 7 συγκρίσεις για την αποκωδικοποίηση των δεδομένων 14 δυαδικών ψηφίων. Η καθυστέρηση της επεξεργασίας είναι χαμηλή, στα 150 ns, ενώ για την ενεργοποίηση του προσομοιωτή Xilinx ISE χρειάζεται μια χρονική περίοδος 100 ns κύκλου λειτουργίας 50%, και επίσης η αξιοποίηση της συσκευής είναι πολύ χαμηλή, δηλαδή 1019 και 1070 μετρήσεις πυλών, χωρίς σφάλμα, και 1 σφάλμα δυαδικού ψηφίου, αντίστοιχα. Ο υπερσύγχρονος αποκωδικοποιητής Viterbi δεν μπορεί να εντοπίσει το

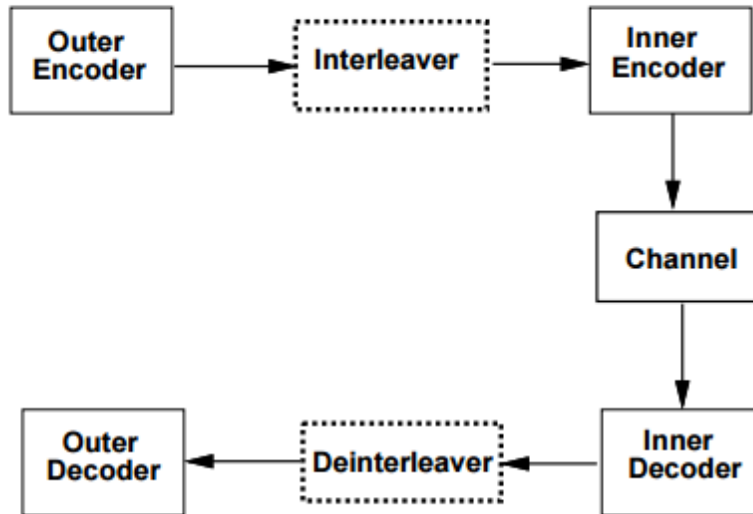
σφάλμα, μπορεί όμως να το διορθώσει, αναλόγως της πιθανότητας να είναι κατά 50% αληθής, λόγω της τυχαίας επιλογής της ορθής διαδρομής από την ACSU. Αυτό καθιστά αδύνατη τη λειτουργία του σε θορυβώδη δίαυλο.

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 6 - ΑΛΥΣΙΔΩΤΟΙ ΚΩΔΙΚΕΣ

6.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Ένας αλυσιδωτός κώδικας χρησιμοποιεί δύο επίπεδα κωδικοποίησης: έναν εσωτερικό, και έναν εξωτερικό κώδικα, όπως φαίνεται στην εικόνα. Ο εσωτερικός κώδικας συνήθως αποσκοπεί στην εξάλειψη των περισσοτέρων σφαλμάτων που εισάγονται από τον διάυλο, ενώ ο εξωτερικός κώδικας είναι συνήθως ένας κώδικας μικρότερης ισχύος, ο οποίος μειώνει περισσότερο την πιθανότητα σφαλμάτων, όταν τα λαμβανόμενα κωδικοποιημένα δυαδικά ψηφία παρουσιάζουν σχετικά χαμηλή πιθανότητα σφάλματος (καθώς τα περισσότερα σφάλματα διορθώνονται από τον εσωτερικό κώδικα). Οι εσωτερικοί και εξωτερικοί κώδικες των αλυσιδωτών κωδίκων μπορεί να διαχωρίζονται από έναν διεμπλοκέα, προκειμένου να διαχωριστούν τα σφάλματα μονάδας, τα οποία εισάγονται από τον διάυλο. Οι αλυσιδωτοί κώδικες επιτυγχάνουν συνήθως πολύ χαμηλή πιθανότητα σφάλματος, και είναι λιγότερο πολύπλοκοι από ό, τι ένας μεμονωμένος κώδικας με την ίδια απόδοση, όσον αφορά την πιθανότητα σφάλματος. Ο συνήθης αλυσιδωτός κώδικας που χρησιμοποιείται στις εγγραφές CD διαθέτει έναν συνελκτικό εσωτερικό κώδικα, και έναν εξωτερικό κώδικα (ομάδας δεδομένων) Reed Solomon (Linnartz, 1995).

Η αποκωδικοποίηση των αλυσιδωτών κωδίκων γίνεται συνήθως σε δύο στάδια, όπως φαίνεται στο σχήμα: πρώτα ο εσωτερικός κώδικας αποκωδικοποιείται, και στη συνέχεια ο εξωτερικός κώδικας αποκωδικοποιείται ξεχωριστά. Αυτή είναι μία υποβέλτιστη τεχνική, καθώς, στην πραγματικότητα, αμφότεροι οι κώδικες εργάζονται παράλληλα για τη μείωση της πιθανότητας σφάλματος. Όμως, ο αποκωδικοποιητής Μέγιστης Πιθανότητας (Maximum Likelihood-ML) ενός αλυσιδωτού κώδικα, ο οποίος εκτελεί αποκωδικοποίηση από κοινού, είναι εξαιρετικά σύνθετος. Ανακαλύφθηκε στα μέσα της δεκαετίας του 1990, ότι ένας σχεδόν βέλτιστος αποκωδικοποιητής αλυσιδωτών κωδίκων μπορεί να ληφθεί με βάση την επαναληπτική αποκωδικοποίηση, και αυτή είναι βασική υπόθεση στην οποία στηρίζονται οι κώδικες τούρμπο, όπως περιγράφεται στην επόμενη ενότητα.



Εικόνα 26 - Concatenated Coding

Concatenated Coding =	Αλυσιδωτή Κωδικοποίηση
Outer Encoder =	Εξωτερικός Κωδικοποιητής
Interleaver =	Διεμπλοκείας
Inner Encoder =	Εσωτερικός Κωδικοποιητής
Channel =	Δίαυλος
Inner Decoder =	Εσωτερικός Αποκωδικοποιητής
Deinterleaver =	Αποδιεμπλοκείας
Outer Decoder =	Εξωτερικός Αποκωδικοποιητής

6.2. ΚΩΔΙΚΕΣ ΤΟΥΡΜΠΟ.

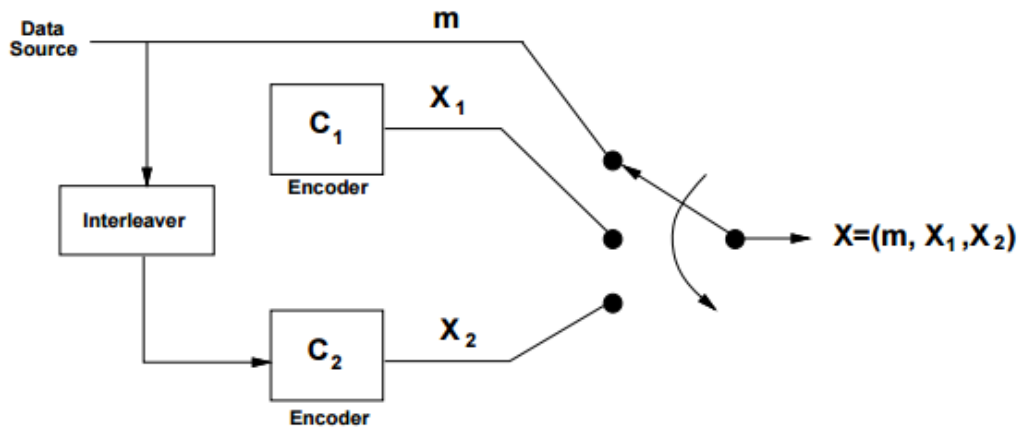
Οι κώδικες τούρμπο, οι οποίοι παρουσιάστηκαν το 1993, σε μία εμβληματική εργασία των Berrou, Glavieux, και Thitimajshima (Duel-Hallen, 1995) είναι πολύ ισχυροί κώδικες, οι οποίοι μπορεί να έχουν μέγεθος ίσο με το κλάσμα ενός dB του ορίου χωρητικότητας του Shannon στους διαύλους Προσθετικού Λευκού Γκαουσιανού Θορύβου (Additive White Gaussian Noise-AWGN). Οι κώδικες τούρμπο, και η γενικότερη οικογένεια κωδίκων των διαγραμμάτων αλγορίθμων επαναληπτικής αποκωδικοποίησης (Duel-Hallen, 1995) έχουν μελετηθεί εκτεταμένα· ωστόσο, ορισμένα χαρακτηριστικά τους δεν έχουν κατανοηθεί ακόμη πλήρως.

Οι κύριες ιδέες, στις οποίες στηρίζονται οι κώδικες των διαγραμμάτων, παρουσιάστηκαν από τον Gallager στις αρχές της δεκαετίας του 1960 όμως, εκείνη την εποχή, αυτές οι τεχνικές κωδικοποίησης θεωρούνταν ως μη πρακτικές, και δεν ακολουθήθηκαν από τους

ερευνητές του πεδίου. Η εμβληματική εργασία του 1993 σχετικά με τους κώδικες τούρμπο παρείχε ένα κίνητρο, το οποίο ήταν περισσότερο από ικανοποιητικό, προκειμένου να επανεξεταστεί το έργο του Gallager και άλλων, σχετικά με τις επαναληπτικές τεχνικές κωδικοποίησης με βάση τα διαγράμματα. Σύμφωνα με την αρχική περιγραφή τους από τον Berrou κ.ά., οι κώδικες τούρμπο αποτελούνται από δύο βασικά συστατικά στοιχεία: την παράλληλη αλυσιδωτή κωδικοποίηση, και την επαναληπτική κωδικοποίηση «τούρμπο» (Duel-Hallen, 1995).

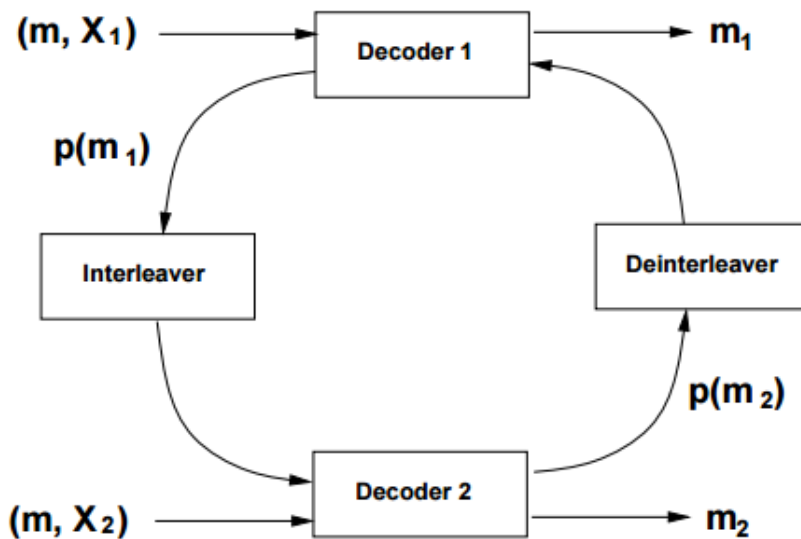
Ένας τυπικός παράλληλος αλυσιδωτός κωδικοποιητής φαίνεται στην εικόνα 27. Αποτελείται από δύο παράλληλους συνελκτικούς κωδικοποιητές, οι οποίοι διαχωρίζονται από έναν διεμπλοκέα, με την είσοδο του διαύλου να αποτελείται από m δυαδικά ψηφία δεδομένων, σε συνδυασμό με τα δυαδικά ψηφία ισοτιμίας $X1$ και $X2$ της εξόδου, από καθέναν από τους κωδικοποιητές, ως απόκριση της εισόδου m . Καθώς τα m δυαδικά ψηφία πληροφοριών μεταδίδονται ως μέρος της κωδικολέξης, αυτό ονομάζεται συστηματικός κώδικας τούρμπο. Το κλειδί της παράλληλης αλυσιδωτής κωδικοποίησης έγκειται στην επαναληπτική φύση των κωδικοποιητών, και την επίδραση του διεμπλοκέα στη ροή πληροφοριών. Οι διεμπλοκείς παίζουν επίσης σημαντικό ρόλο στην εξάλειψη των δαπέδων σφαλμάτων (Duel-Hallen, 1995).

Η επαναληπτική κωδικοποίηση, ή κωδικοποίηση «τούρμπο», εκμεταλλεύεται την υποδομή συστατικού στοιχείου-κώδικα του κωδικοποιητή τούρμπο, συσχετίζοντας τον συστατικό αποκωδικοποιητή με κάθε ένα από τους συστατικούς κωδικοποιητές. Πιο συγκεκριμένα, κάθε αποκωδικοποιητής εκτελεί εύκολη κωδικοποίηση εισόδου και εξόδου, όπως φαίνεται στην εικόνα 28 για το παράδειγμα του κωδικοποιητή της εικόνας. Σε αυτή την εικόνα, ο Αποκωδικοποιητής 1 παράγει μία εύκολη απόφαση, με τη μορφή μίας μέτρησης της πιθανότητας $p(m1)$ των μεταδιδόμενων δυαδικών ψηφίων πληροφοριών, με βάση την λαμβανόμενη κωδικολέξη $(m, X1)$. Αυτές οι πληροφορίες αξιοπιστίας μεταβιβάζονται στον Αποκωδικοποιητή 2, ο οποίος παράγει τη δική του μέτρηση της πιθανότητας $p(m2)$ από τη λαμβανόμενη κωδικολέξη του $(m, X2)$, και τη μέτρηση της πιθανότητας $p(m1)$. Αυτές οι πληροφορίες αξιοπιστίας αποτελούν την είσοδο του Αποκωδικοποιητή 1, ο οποίος αναθεωρεί τη μέτρηση της $p(m1)$, με βάση τις πληροφορίες, και την αρχική λαμβανόμενη κωδικολέξη (Duel-Hallen, 1995).



Εικόνα 27 - Parallel Concatenated (Turbo) Encoder

Parallel Concatenated (Turbo) Encoder =	Παράλληλος Αλυσιδωτός Κωδικοποιητής (Τούρμπο)
Data Source =	Πηγή Δεδομένων
Interleaver =	Διεμπλοκέας
Encoder =	Κωδικοποιητής



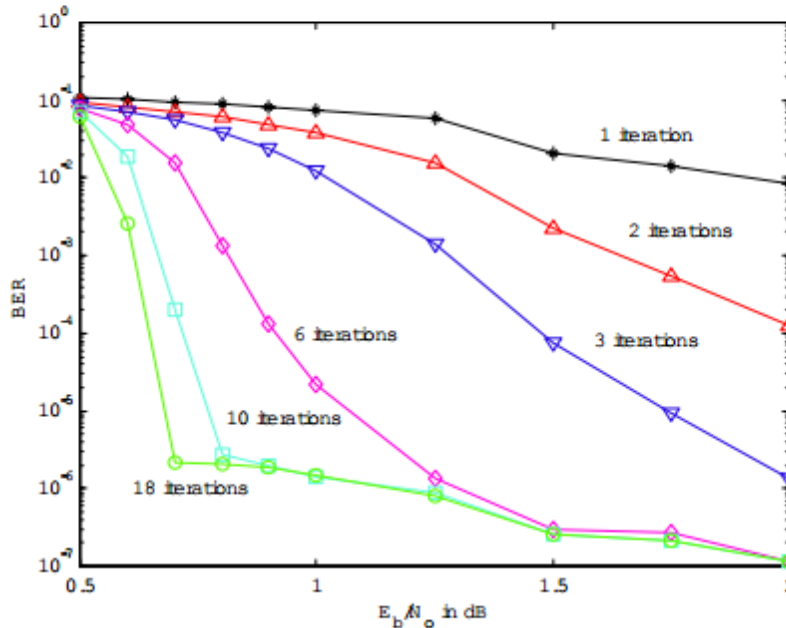
Εικόνα 28 - Turbo Decoder

Turbo Decoder =	Αποκωδικοποιητής Τούρμπο
Decoder 1 =	Αποκωδικοποιητής 1
Interleaver =	Διεμπλοκέας
Deinterleaver =	Αποδιεμπλοκέας
Decoder 2 =	Αποκωδικοποιητής 2

Ο Αποκωδικοποιητής 1 αποστέλλει τις νέες πληροφορίες αξιοπιστίας στον Αποκωδικοποιητή 2, ο οποίος αναθεωρεί τη μέτρησή του χρησιμοποιώντας αυτές τις νέες πληροφορίες. Η αποκωδικοποίηση τούρμπο προχωρά με επαναληπτικό τρόπο, με τα δύο συστατικά στοιχεία των αποκωδικοποιητών να ενημερώνουν εναλλάξ τις μετρήσεις τους για την πιθανότητα. Στην ιδανική περίπτωση, οι αποκωδικοποιητές τελικά συμφωνούν στις μετρήσεις της πιθανότητας, $m = m_1 = m_2$, οι οποίες μειώνουν τις δύσκολες αποφάσεις. Ωστόσο, η συνθήκη διακοπής της αποκωδικοποίησης τούρμπο δεν ορίζεται ικανοποιητικά, εν μέρει διότι υπάρχουν πολλές περιπτώσεις, στις οποίες ο αλγόριθμος της αποκωδικοποίησης τούρμπο δεν συγκλίνει, δηλαδή, οι αποκωδικοποιητές δεν μπορούν συμφωνήσουν για την τιμή του m . Έχουν προταθεί διάφορες μέθοδοι για την ανίχνευση της σύγκλισης (εάν συμβεί) συμπεριλαμβανομένης της διακύμανσης του υπολογισμού του δυαδικού ψηφίου [Bett96], και των ουδέτερων τεχνικών που στηρίζονται σε δίκτυο (Zvonar & Brady, 1993)

Η προσομοιωμένη εκτέλεση των κωδίκων τούρμπο σε πολλαπλές επαναλήψεις του αποκωδικοποιητή φαίνεται στην εικόνα 29 για έναν κώδικα που αποτελείται από δύο συνελκτικούς κώδικες τιμής $1/2$, με μήκος περιορισμού $K = 5$, οι οποίοι διαχωρίζονται από έναν διεμπλοκέα βάθους $d = 216 = 65, 536$. Ο αποκωδικοποιητής συγκλίνει μετά από περίπου 18 επαναλήψεις. Η καμπύλη αυτή δείχνει αρκετές σημαντικές πτυχές των κωδίκων τούρμπο. Καταρχάς, θα πρέπει να σημειωθεί η εξαιρετική απόδοσή τους: η πιθανότητα δυφιακού σφάλματος 10^{-6} σε E_b/N_0 είναι κάτω του 1 dB. Πράγματι, ο προτεινόμενος αρχικός κώδικας τούρμπο στο [9] εκτελείται εντός εύρους 5 dB του ορίου χωρητικότητας του Shannon με $P_b = 10^{-5}$. Η ευνόητη ερμηνεία αυτής της εκπληκτικής απόδοσης των κωδίκων τούρμπο είναι ότι, η πολυπλοκότητα του κώδικα, η οποία παρουσιάζεται από τη δομή κωδικοποίησης είναι παρόμοια με τους κώδικες, οι οποίοι επιτυγχάνουν χωρητικότητα Shannon. Η επαναληπτική διαδικασία του αποκωδικοποιητή τούρμπο επιτρέπει την αποκωδικοποίηση αυτών των κωδίκων, χωρίς υπερβολική πολυπλοκότητα. Όμως, θα πρέπει να σημειωθεί ότι, ο κώδικας τούρμπο παρουσιάζει ένα δάπεδο σφάλματος: στην εικόνα, το δάπεδο αυτό συμβαίνει στο 10^{-6} . Το δάπεδο αυτό είναι προβληματικό για συστήματα, τα οποία απαιτούν εξαιρετικά χαμηλές τιμές δυφιακού σφάλματος. Έχουν διερευνηθεί διάφοροι μηχανισμοί, προκειμένου να μειωθεί το δάπεδο

σφάλματος, συμπεριλαμβανομένης της διεμπλοκής, και της αύξησης του μήκους περιορισμού των συστατικών κωδίκων (Zvonar & Brady, 1993).



Εικόνα 29 - Η προσομοιωμένη εκτέλεση των κωδίκων τούρμπο σε πολλαπλές επαναλήψεις του αποκωδικοποιητή

Οι κώδικες τούρμπο παρέχουν πιθανά πλεονεκτήματα σε όλες τις εφαρμογές. Για φορητές συσκευές επικοινωνιών, όπου η εξοικονόμηση ενέργειας είναι σημαντική, για παράδειγμα, κυψελοειδή τηλέφωνα ή στρατιωτικοί ασύρματοι, οι κώδικες τούρμπο επιτρέπουν την αυξημένη ενεργειακή αποδοτικότητα, χωρίς συμβιβασμούς στην απόδοση. Σε μεγαλύτερα συστήματα, όπως οι δορυφορικοί σταθμοί εδάφους, οι αλγόριθμοι παρέχουν υψηλή ευρυζωνική αποδοτικότητα, και χαμηλούς λόγους του σήματος προς τον θόρυβο (Kenyon, 1999).

Το όριο Shannon, το οποίο ορίζεται από τη μέγιστη βελτίωση του λόγου του σήματος προς τον θόρυβο, η οποία μπορεί να επιτευχθεί από τη βέλτιστη τεχνική διαμόρφωσης, έχει από παλιά δημιουργήσει πρόβλημα στους μηχανικούς, οι οποίοι αναζητούν πιο αποτελεσματικές επικοινωνίες. Αναλόγως της εφαρμογής, μέτρα, όπως η ενεργειακή εξοικονόμηση με παράλληλη ενίσχυση της απόδοσης της εκπομπής ή της ευρυζωνικής αποδοτικότητας, είναι ζωτικής σημασίας για την ανάπτυξη νέου εξοπλισμού επικοινωνιών. Οι κώδικες τούρμπο παρέχουν τη δυνατότητα εξυπηρέτησης και των δύο στόχων του φάσματος απαιτήσεων (Kenyon, 1999).

Οι κώδικες τούρμπο παρέμειναν μία θεωρητική πιθανότητα από τότε που περιγράφηκαν για πρώτη φορά σε μία εργασία της Ανώτατης Εθνικής Σχολής Τεχνολογίας του Παρισιού (ENST) το 1993.

Η ποικιλία των κωδίκων τούρμπο ταξινομείται σε αρκετές κατηγορίες. Αυτοί που περιγράφηκαν αρχικά από την ENST ήταν συνελκτικοί κώδικες, με σειριακή, ή παράλληλη συναλύσωση. Μία άλλη κατηγορία ονομάζεται «κώδικας προϊόντων τούρμπο». Σε αντίθεση με τον συνελκτικό κώδικα, η εφαρμογή του είναι πολύ πιο απλή, έχει όμως χαμηλότερη τιμή απόδοσης (Kenyon, 1999).

Η εταιρεία Adaptive Broadband, Sunnyvale, California, ένας προμηθευτής επίγειου και δορυφορικού εξοπλισμού επικοινωνιών, κατασκεύασε έναν πρωτότυπο διαποδιαμορφωτή, χρησιμοποιώντας κώδικες τούρμπο. Ο Eric Jacobsen, ηγετικό μέλος του τεχνικού προσωπικού της εταιρείας, πιστεύει ότι αυτή είναι μεταξύ των πρώτων συσκευών που αποδεικνύουν τη ορθότητα της ιδέας, οι οποίες κατασκευάστηκαν για να λειτουργούν με τους αλγόριθμους. Η πρόκληση ήταν να αναπτυχθεί ένας κώδικας, χρησιμοποιώντας τον βέλτιστο συμβιβασμό όλων των δυνατών μετασχηματισμών κωδίκων τούρμπο για δορυφορικές επικοινωνίες, όπως σημειώνει (Kenyon, 1999).

«Όλοι γνωρίζουν ότι αυτό το όριο διαύλου υφίσταται, και έχει απομείνει όλη αυτή η απόδοση [χωρητικότητα] για να χρησιμοποιηθεί από τον άνθρωπο, την οποία κανείς δεν μπορούσε να καταλάβει πώς θα μπορούσε να την προσεγγίσει. Η προηγούμενη υπόθεση ήταν ότι, όσο εγγύτερα ήθελε κανείς να προσεγγίσει τη χωρητικότητα, τόσο πιο πολύπλοκος θα έπρεπε να είναι ο αποκωδικοποιητής,» εξηγεί ο Jacobsen. Υπάρχουν κώδικες, οι οποίοι είναι προγενέστεροι των κωδίκων τούρμπο, και οι οποίοι μπορούν να λειτουργήσουν σε πληρότητα. Η αποκωδικοποίηση αυτών των κωδίκων, όμως, ήταν εξαιρετικά πολύπλοκη, και πρακτικά μη εφαρμόσιμη. Η μεγάλη επανάσταση πίσω από τον κώδικα τούρμπο είναι ότι, είναι ουσιαστικά ένας απλός κώδικας, και μία κάπως πολύπλοκη αρχιτεκτονική, η οποία έχει πρακτική εφαρμογή και αποτελέσματα, τα οποία προσεγγίζουν την πληρότητα σε ικανοποιητικό βαθμό, αναφέρει ο Jacobsen (Kenyon, 1999).

Το πρωτότυπο αναπτύχθηκε από έναν υφιστάμενο διαποδιαμορφωτή, με κύρια τροποποίηση την επέκταση του πλαισίου του, προκειμένου να χωρέσει έναν επιπλέον ανεμιστήρα. Ο πίνακας του διαποδιαμορφωτή αλλάχθηκε, και προστέθηκε επίσης μία επιπλέον κάρτα, όμως, όπως παρατηρεί ο Jacobsen, αυτός δεν ήταν σημαντικός

ανασχεδιασμός. Η ανάπτυξη ξεκίνησε το προηγούμενο έτος, και οι εργαστηριακές δοκιμές άρχισαν τον περασμένο Ιανουάριο. Εξήγησε ότι, υπήρξε κάποια διαφωνία σχετικά με την αποτελεσματικότερη προσέγγιση της συναλύσωσης μετά τη δημοσίευση της εργασίας πάνω στους κώδικες τούρμπο. Αυτό καθυστέρησε την ανάπτυξη μέχρι την επίλυση αυτού του προβλήματος. «Χρειάστηκαν μερικά χρόνια για να καταλαγιάσει η κατάσταση, μέχρι τη στιγμή που κατέστη σαφές σε εμάς, ότι το αποτέλεσμα δεν θα ήταν μόνο ένας κώδικας, ή ένα μικρό σύνολο κωδίκων,» όπως παραδέχεται (Kenyon, 1999).

Οι δοκιμές με το πρωτότυπο δείχνουν ότι, οι κώδικες τούρμπο διαθέτουν συγκεκριμένα πλεονεκτήματα όσον αφορά την ενεργειακή και ευρυζωνική αποδοτικότητα, συγκρινόμενοι με ευρέως χρησιμοποιούμενους αλγόριθμους αποκωδικοποίησης, όπως ο Viterbi-Reed-Solomon. Αυτό επιτρέπει τη χρήση λιγότερης ενέργειας, ενώ λαμβάνεται η ίδια ακριβώς απόδοση όσον αφορά την τιμή δυφιακού σφάλματος. Ο Jacobsen παρατηρεί ότι, αυτό το ενεργειακό πλεονέκτημα είναι χρήσιμο για μικρά συστήματα, όπως οι φορητές επικοινωνίες. Οι κώδικες τούρμπο μπορεί επίσης να χρησιμοποιηθούν για εφαρμογές, όπου η ευρυζωνική αποδοτικότητα είναι απαραίτητη. Για εφαρμογές, οι οποίες δεν περιορίζονται ιδιαίτερα από την ενέργεια, οι κώδικες τούρμπο υψηλής ταχύτητας παρέχουν υψηλή ευρυζωνική αποδοτικότητα, με ικανοποιητική προστασία αυτόματης διόρθωσης σφαλμάτων, και χαμηλή τιμή κόστους κώδικα, προσθέτει (Kenyon, 1999).

Οι υφιστάμενοι κώδικες τούρμπο μπορεί επίσης να χρησιμοποιηθούν αναλόγως των αναγκών του χρήστη. Η Adaptive Broadband ανέπτυξε έξι ξεχωριστούς κώδικες, έτσι ώστε οι χρήστες να μπορούν να επιλέξουν μεταξύ της ενεργειακής ή της ευρυζωνικής αποδοτικότητας. Όλοι αυτοί οι κώδικες αποθηκεύονται στο πρωτότυπο, και μπορεί να επιλεγούν από τον μπροστινό πίνακα, ή από μία μεμακρυσμένη θύρα (Kenyon, 1999).

Παρ' ότι το μοντέλο απόδειξης της ορθότητας της ιδέας είναι πολύπλοκο, ο Jacobsen αναφέρει ότι η εταιρεία μπορεί να κατασκευάσει μία μικρότερη παραλλαγή. Το πρωτότυπο χαρακτηρίζεται από 20 μικροεπεξεργαστές διάταξης πεδιακά προγραμματιζόμενων πυλών (FPGA) και έναν αριθμό μνημών υποστήριξης. Σημειώνει ότι, αυτός ο αριθμός μπορεί να μειωθεί σε τρία FPGA, και τα δύο εξαρτήματα μνήμης να συμπτυχθούν σε μία μονάδα, η οποία μπορεί πιθανόν να λειτουργεί καλύτερα από ό, τι το παρόν πρωτότυπο. Παρ' ότι αυτό θα ήταν πολύ οικονομικό και αποδοτικό από άποψη χώρου, πιστεύει ότι το επόμενο στάδιο λογικής ανάπτυξης είναι η μετάβαση προς ένα ολοκληρωμένο κύκλωμα, ειδικά για

την εφαρμογή, το οποίο θα αποτελούσε μία μεμονωμένη λύση, ειδικά για τον μικροεπεξεργαστή.

Ωστόσο, οι κώδικες τούρμπο έχουν τα μειονεκτήματά τους, τα οποία εκδηλώνονται με τη μορφή καθυστέρησης της διαδικασίας διεκπεραίωσης, η οποία μπορεί να είναι ενοχλητική σε συγχρονισμένες επικοινωνίες, όπως η φωνή ή η οπτική τηλεσυνεδρίαση. Ο Jacobsen εξηγεί ότι υπάρχει μία παύση που σχετίζεται με τους αλυσιδωτούς κώδικες Viterbi-Reed-Jacobsen, καθώς επίσης και λόγω της φυσικής καθυστέρησης της διαδικασίας διαμέσου όλων των αποκωδικοποιητών. Όμως, οι κώδικες τούρμπο είναι πολύ πιο πολύπλοκοι από ό, τι οι παραδοσιακές λύσεις, και καταναλώνουν περισσότερο χρόνο, όπως αναφέρει (Kenyon, 1999).

Η απόδοση είναι ανάλογη του μεγέθους του διεμπλοκέα. Όσο μεγαλύτερος ο διεμπλοκέας μεταξύ δύο κωδίκων, τόσο καλύτερη είναι γενικά η απόδοση, όπως υποστηρίζει ο Jacobsen. Όμως, η καθυστέρηση της διαδικασίας διεκπεραίωσης θα είναι επίσης μεγαλύτερη, διότι ο κώδικας θα πρέπει να επαναληφθεί αρκετές φορές μέσω του διεμπλοκέα. Εξαιτίας αυτού, υπάρχει αντιστάθμιση μεταξύ του βαθμού προσέγγισης της επιθυμητής χωρητικότητας, και του βαθμού ανοχής της καθυστέρησης (Kenyon, 1999).

Ο Jacobsen εξηγεί ότι, εφαρμογές όπως η μετάδοση βίντεο δεν είναι ιδιαίτερα ευαίσθητες ως προς την καθυστέρηση, όμως ανακύπτουν προβλήματα στις συγχρονισμένες επικοινωνίες, όπου η καθυστέρηση 1 ή 2 δευτερολέπτων γίνεται αισθητή. Οι καθυστερήσεις γίνονται ιδιαίτερα εμφανείς στις μεταδόσεις φωνής με χαμηλή ταχύτητα δεδομένων. Ένας τρόπος αντιμετώπισης αυτού του προβλήματος είναι η μετάδοση σε υψηλότερη ταχύτητα δεδομένων, 1 με 2 megabits, γιατί η ίδια η καθυστέρηση θα αποτελεί ένα μικρό μόνο κλάσμα του συνολικού χρόνου μετάδοσης. Για παράδειγμα, με μετάδοση 64-kilohertz και διεμπλοκέα με μνήμη 8 kilobits, μία διέλευση μέσω του διεμπλοκέα θα προκαλέσει καθυστέρηση ενός ογδού του δευτερολέπτου, η οποία είναι σημαντική στις χαμηλές ταχύτητες δεδομένων. Εάν το ίδιο μήνυμα κινείται μέσω ενός φορέα 2-megabit, όπως μία γραμμή T1 ή E1, τα 8 kilobits θα αποτελούσαν ένα πάρα πολύ μικρό κλάσμα της καθυστέρησης μετάδοσης. Λόγω αυτών των απαιτήσεων, υποστηρίζεται ότι ο κώδικας τούρμπο δεν αποτελεί πιθανώς τη βέλτιστη λύση για χρήστες εφαρμογών, όπως είναι η φωνή χαμηλής έντασης σε μεμονωμένο δίαυλο (Kenyon, 1999).

Ένας άλλος συμβιβασμός γενικά για τους κώδικες τούρμπο είναι ότι, είναι πολύπλοκοι, και απαιτούν περισσότερους πόρους μνήμης. Αυτό είναι ένα κατασκευαστικό ζήτημα, καθώς οι αυξημένες ταχύτητες και πυκνότητες των μικροεπεξεργαστών φτάνουν γρήγορα στο σημείο, όπου είναι εφικτή η εφαρμογή ενός κώδικα τούρμπο σε έναν μεμονωμένο μικροεπεξεργαστή, όπως σημειώνει ο Jacobsen (Kenyon, 1999).

Λόγω του ότι ο διεμπλοκέας είναι μία μονάδα μνήμης, στην οποία είναι γραμμένα δεδομένα σε μία συγκεκριμένη σειρά, ενώ διαβάζονται σε μία διαφορετική σειρά, ο σωστός σχηματισμός ακολουθίας με αυτές τις πληροφορίες είναι κρίσιμης σημασίας για έναν κώδικα τούρμπο, όπως αναφέρει ο Jacobsen. Ένας κώδικας Viterbi-Reed-Solomon χρησιμοποιεί έναν ορθογώνιο διεμπλοκέα. Σε αυτήν τη διαμόρφωση, το συστατικό στοιχείο της μνήμης διατάσσεται σε μία μορφή που μπορεί να περιγραφεί ως μήτρα – με γραμμές και στήλες των θέσεων. Τα δεδομένα καταγράφονται σε γραμμές, και διαβάζονται σε στήλες. Η εφαρμογή αυτού του τύπου κώδικα είναι απλή, όπως υποστηρίζεται, όμως δεν λειτουργεί ικανοποιητικά με τον κώδικα τούρμπο, διότι υπάρχει υπερβολική οργάνωση της μνήμης. Ο Jacobsen σημειώνει ότι, οι κώδικες τούρμπο απαιτούν έναν διεμπλοκέα με προσανατολισμό «μνήμης που μοιάζει να είναι πολύ τυχαίος», και προσθέτει ότι, παρ' ότι αυτό μπορεί να ακούγεται παράξενο, μέρος της διαδικασίας του σχεδιασμού ενός κώδικα τούρμπο αποτελεί η επιλογή ενός, σε ικανοποιητικό βαθμό, τυχαίου διεμπλοκέα (Kenyon, 1999).

Εκτός του πρωτότυπου δορυφορικού διαποδιαμορφωτή της Adaptive Broadband, ο Jacobsen βλέπει μία ποικιλία χρήσεων, συμπεριλαμβανομένων τόσο δορυφορικών, όσο και επίγειων μεταδόσεων, και η βιομηχανία της κυψελοειδούς τηλεφωνίας εξετάζει επίσης τη χρήση κωδίκων τούρμπο. Ωστόσο, πιστεύεται ότι θα απαιτούνταν διαφορετικός κώδικας τούρμπο, διότι είναι μία διαφορετική εφαρμογή, και τα κυψελοειδή τηλέφωνα είναι πιο ευαίσθητα στην καθυστέρηση. Ένα άλλο πλεονέκτημα των κυψελοειδών τηλεφώνων, τα οποία συχνά περιορίζονται από την ισχύ της εξόδου τους, θα μπορούσε να είναι ο υψηλότερος λόγος της ισχύος προς την απόδοση των κωδίκων τούρμπο, όπως αναφέρεται. Οι κώδικες τούρμπο διαθέτουν έναν αριθμό εφαρμογών, οι οποίες θα μπορούσαν να χρησιμοποιηθούν για την μετάδοση βίντεο και δεδομένων σε δορυφορικούς διαποδιαμορφωτές. Οι χρήστες αυτών των εφαρμογών ενδιαφέρονται περισσότερο για το

εύρος ζώνης από ό, τι για την εξοικονόμηση ενέργειας, όπως υποστηρίζει ο Jacobsen (Kenyon, 1999).

6.3. Η ΣΕΙΡΙΑΚΗ ΑΛΥΣΙΔΩΤΗ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗ ΕΙΝΑΙ ΕΝΑΛΛΑΚΤΙΚΗ ΤΗΣ ΠΑΡΑΛΛΗΛΗΣ ΑΛΥΣΙΔΩΤΗΣ ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΣΗΣ

Σε αυτήν την τεχνική κωδικοποίησης, ένας συστατικός κώδικας παίζει τον ρόλο του εξωτερικού κώδικα, και η έξοδος αυτού του πρώτου κωδικοποιητή διεμπλέκεται και μεταβιβάζεται σε έναν δεύτερο κωδικοποιητή. Η έξοδος του δεύτερου κωδικοποιητή αποτελεί τα κωδικοποιημένα δυαδικά ψηφία. Για την αποκωδικοποίηση χρησιμοποιείται επαναληπτική αποκωδικοποίηση μεταξύ των εσωτερικών και εξωτερικών κωδίκων. Έχει πραγματοποιηθεί σημαντικό έργο, όσον αφορά τη σύγκριση της απόδοσης σειριακών και παράλληλων αλυσιδωτών κωδίκων, π.χ. [15, 17, 16]. Ενώ και οι δύο κώδικες έχουν πολύ ικανοποιητική απόδοση υπό συνθήκες παρόμοιας καθυστέρησης και πολυπλοκότητας, η σειριακή αλυσιδωτή κωδικοποίηση σε ορισμένες περιπτώσεις αποδίδει καλύτερα σε χαμηλά ποσοστά δυφιακών σφαλμάτων, και μπορεί επίσης να επιδείξει χαμηλότερο δάπεδο σφαλμάτων. 8.6 Κώδικες Ελέγχου Ισοτιμίας Χαμηλής Πυκνότητας. Οι κώδικες ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας (LDPC) επινοήθηκαν αρχικά από τον Gallager στη διπλωματική εργασία του για μεταπτυχιακό (Master) το 1961 [10]. Όμως, οι κώδικες αυτοί αγνοήθηκαν σε μεγάλο βαθμό, μέχρι την εισαγωγή των κωδίκων τούρμπο, οι οποίοι αναζωπύρωσαν κάποιες παρόμοιες ιδέες. Ως συνέχεια της εμβληματικής εργασίας στους κώδικες τούρμπο του 1993 οι κώδικες LDPC ανακαλύφθηκαν εκ νέου από τους Mackay και Neil και τον Wiberg το 1996 (Zvonar & Brady, 1993) .

Λίγο μετά από αυτό, αναγνωρίστηκε ότι αυτοί οι νέοι σχεδιασμοί κωδίκων ήταν στην πραγματικότητα εκ νέου επινοήσεις του αρχικού έργου του Gallager, και ακολούθως, μεγάλο μέρος του έργου αφιερώθηκε στην εύρεση των ορίων χωρητικότητας, του σχεδιασμού του κωδικοποιητή και του αποκωδικοποιητή, και την πρακτική εφαρμογή των κωδίκων LPDC για διαφορετικούς διαύλους. Οι κώδικες LDPC είναι γραμμικοί κώδικες ομάδας δεδομένων με ιδιαίτερη δομή για τη μήτρα ελέγχου ισοτιμίας (Zvonar & Brady, 1993).

Συγκεκριμένα, ένας κανονικός δυαδικός LDPC (d_v, d_c) διαθέτει μία μήτρα ελέγχου ισοτιμίας H , με τα d_v σε κάθε στήλη, και τα d_c σε κάθε γραμμή, όπου τα d_v και d_c

επιλέγονται ως μέρος του σχεδιασμού της κωδικολέξης, και είναι μικρά, σε σχέση με το μήκος της κωδικολέξης. Καθώς το κλάσμα των μη μηδενικών καταχωρήσεων στον H είναι μικρό, η μήτρα ελέγχου ισοτιμίας για τον κώδικα διαθέτει χαμηλή πυκνότητα, και γι' αυτό ονομάζεται κώδικα ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας. Υπό την προϋπόθεση ότι το μήκος της κωδικολέξης είναι μεγάλο, η απόδοση που επιτυγχάνουν οι κώδικες LDPC πλησιάζει το όριο Shannon, και σε ορισμένες περιπτώσεις υπερβαίνει την απόδοση παράλληλων ή σειριακά αλυσιδωτών κωδίκων (Zvonar & Brady, 1993).

Η θεμελιώδης πρακτική διαφορά μεταξύ των κωδίκων τούρμπο και των κωδίκων LDPC είναι ότι οι κώδικες τούρμπο διαθέτουν χαμηλή πολυπλοκότητα κωδικοποίησης (γραμμική, όσον αφορά το μήκος της ομάδας δεδομένων), όμως υψηλή πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης (λόγω της επαναληπτικής φύσης τους, και μεταβίβασης μηνυμάτων). Αντίθετα, οι κώδικες LDPC έχουν την τάση να παρουσιάζουν σχετικά υψηλή πολυπλοκότητα κωδικοποίησης (τετραγωνική, όσον αφορά το μήκος της ομάδας δεδομένων), αλλά χαμηλή πολυπλοκότητα αποκωδικοποίησης. Συγκεκριμένα, όπως στους κώδικες τούρμπο, η αποκωδικοποίηση LDPC χρησιμοποιεί επαναληπτικές τεχνικές, οι οποίες σχετίζονται με τον αλγόριθμο διάδοσης πεποίθησης του Pearl, ο οποίος χρησιμοποιείται συνήθως από την κοινότητα των επιστημόνων της τεχνητής νοημοσύνης (Varanasi & Aazhang, 1991).

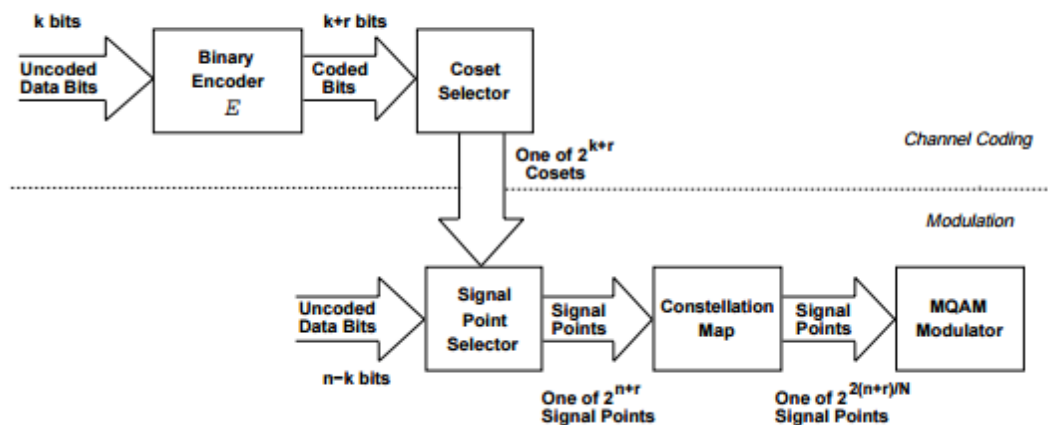
Ωστόσο, η διάδοση πεποίθησης, η οποία αντιστοιχεί στην αποκωδικοποίηση LDPC είναι απλούστερη από την αποκωδικοποίηση τούρμπο, καθιστώντας έτσι τον επαναληπτικό αποκωδικοποιητή LDPC πολύ πιο απλό (Varanasi & Aazhang, 1991). Επιπρόσθετα, η αποκωδικοποίηση της διάδοσης πεποίθησης μπορεί να παραλληλιστεί, και να πλησιάσει με ικανοποιητική προσέγγιση, τους αποκωδικοποιητές πολύ χαμηλής πολυπλοκότητας. Τέλος, ο αλγόριθμος αποκωδικοποίησης για κώδικες LDPC μπορεί να εντοπίσει πότε έχει ανιχνευθεί η ορθή κωδικολέξη, το οποίο δεν ισχύει απαραίτητα στην περίπτωση κωδίκων τούρμπο. Το πρόσθετο έργο που έχει γίνει στο πεδίο των κωδίκων LDPC περιλαμβάνει την εύρεση των ορίων χωρητικότητας για τους κώδικες αυτούς, προσδιορίζοντας τον αποτελεσματικό σχεδιασμό κωδίκων τους αποτελεσματικούς αλγόριθμους κωδικοποίησης και αποκωδικοποίησης και την επέκταση του σχεδιασμού των κωδίκων προκειμένου να

συμπεριλάβουν τους μη κανονικούς και μη δυαδικούς κώδικες LDPC καθώς επίσης και την κωδικοποιημένη διαμόρφωση (Varanasi & Aazhang, 1991).

6.4. ΚΩΔΙΚΟΠΟΙΗΜΕΝΗ ΔΙΑΜΟΡΦΩΣΗ.

Παρ' ότι ο Shannon απέδειξε το θεώρημα χωρητικότητας για διαύλους AWGN στα τέλη της δεκαετίας του 1940, οι τιμές που πλησιάζουν το όριο Shannon δεν επιτεύχθηκαν παρά μόνο τη δεκαετία του 1990, κυρίως για διαύλους AWGN δυαδικής μορφοποίησης, με χρήση κωδικών τούρμπο. Το θεώρημα Shannon προέβλεψε την πιθανότητα ταυτόχρονης μείωσης, τόσο της ενέργειας, όσο και του εύρους ζώνης, μέσω της κωδικοποίησης. Ωστόσο, όπως περιγράφηκε στην Ενότητα 8.1, τα παραδοσιακά μοντέλα κωδικοποίησης διόρθωσης σφαλμάτων, όπως η συνελκτική κωδικοποίηση ομάδων δεδομένων, και οι κώδικες τούρμπο, μείωσαν την ισχύ μετάδοσης, εις βάρος του αυξημένου εύρους ζώνης, ή της μειωμένης ταχύτητας δεδομένων (Varanasi & Aazhang, 1991).

Η φασματική αποτελεσματική καινοτομία στην κωδικοποίηση ήρθε όταν ο Ungerboeck παρουσίασε μία τεχνική κωδικοποιημένης διαμόρφωσης, για την από κοινού βελτιστοποίηση, τόσο της κωδικοποίησης, όσο και της διαμόρφωσης διαύλου. Αυτή η από κοινού βελτιστοποίηση έχει ως αποτέλεσμα σημαντικά οφέλη στην κωδικοποίηση, χωρίς επέκταση του εύρους ζώνης. Η διαμόρφωση δικτυωτής κωδικοποίησης (trellis) του Ungerboeck, η οποία χρησιμοποιεί πολυεπίπεδη/φασική διαμόρφωση σήματος, και απλή συνελκτική κωδικοποίηση με χαρτογράφηση μέσω τμηματοποίησης του συνόλου, έχει διατηρήσει την ανωτερότητά της έναντι πιο πρόσφατων εξελίξεων στην κωδικοποιημένη διαμόρφωση (κώδικες συνσυνόλου-coset και πλέγματος), καθώς επίσης και πιο πολύπλοκους κώδικες δικτύωσης. Το βασικό μοντέλο κωδικοποίησης δικτύωσης και πλέγματος, ή γενικότερα, οποιουδήποτε τύπου κωδικοποίησης συνσυνόλου, απεικονίζεται στην εικόνα. Υπάρχουν πέντε στοιχεία που απαιτούνται για τη δημιουργία κωδικοποιημένης διαμόρφωσης (Varanasi & Aazhang, 1991):



Εικόνα 30 - General Coding Scheme

General Coding Scheme =	Μοντέλο Γενικής Κωδικοποίησης
Bits =	δυναμικά ψηφία
Uncoded Data Bits =	Μη Κωδικοποιημένα Δυναμικά Ψηφία Δεδομένων
Binary Encoder =	Δυναμικός Κωδικοποιητής
Coded Bits =	Κωδικοποιημένα Δυναμικά Ψηφία
Coset Selector =	Επιλογέας Συνσύνολου
One of Cosets =	Ένα από τα Συνσύνολα
Channel Coding =	Κωδικοποίηση Διαύλου
Modulation =	Διαμόρφωση
Signal Point Selector =	Επιλογέας Σημείου Σηματοδοσίας
Constellation Map =	Χάρτης Αστερισμού
Signal Points =	Σημεία Σηματοδοσίας
MQAM Modulator =	Διαμορφωτής MQAM

Δυναμικός κωδικοποιητής E, ομάδας δεδομένων ή συνελκτικός, ο οποίος λειτουργεί με βάση k δυναμικά ψηφία μη κωδικοποιημένων δεδομένων, για να παράγει k + r κωδικοποιημένα δυναμικά ψηφία. 2. Επιλογέας υποσύνολου, ο οποίος χρησιμοποιεί τα κωδικοποιημένα ψηφία για να επιλέξει ένα από τα 2^{k+r} υποσύνολα από την τμηματοποίηση του αστερισμού σημάτων N διαστάσεων. 3. Επιλογέας σημείου, ο οποίος χρησιμοποιεί n – k πρόσθετα μη κωδικοποιημένα δυναμικά ψηφία για να επιλέξει ένα από τα 2^{n-k} σημεία σηματοδοσίας του επιλεγμένου υποσύνολου. 4. Χάρτης αστερισμού, ο οποίος χαρτογραφεί το επιλεγμένο σημείο του χώρου N διαστάσεων, προς μία ακολουθία N/2 σημείων του δισδιάστατου χώρου.

6.5. ΔΙΑΜΟΡΦΩΤΗΣ MQAM (Η ΑΛΛΟΣ ΔΙΑΜΟΡΦΩΤΗΣ ΤΥΠΟΥ M).

Τα δύο πρώτα στάδια που περιγράφηκαν παραπάνω είναι η κωδικοποίηση διαύλου, και το στάδιο που απομένει είναι η διαμόρφωση. Ο δέκτης στην ουσία αντιστρέφει τα στάδια της διαμόρφωσης και της κωδικοποίησης: μετά την αποδιαμόρφωση MQAM, και την αντίστροφη χαρτογράφηση αστερισμού $2/N$, η αποκωδικοποίηση πραγματοποιείται ουσιαστικά σε δύο στάδια: αρχικά, προσδιορίζονται τα σημεία εντός του υποσυνόλου, τα οποία είναι πλησιέστερα προς το σημείο του λαμβανόμενου σήματος, και στη συνέχεια, υπολογίζεται η ακολουθία του υποσυνόλου μέγιστης πιθανότητας (Varanasi & Aazhang, 1991).

Όταν ο κωδικοποιητής E είναι συνελκτικός, αυτό το μοντέλο κωδικοποιημένης διαμόρφωσης αναφέρεται ως κώδικας δικτύωσης, ενώ για τον κωδικοποιητή ομάδας δεδομένων E , ονομάζεται κώδικας πλέγματος (ή ομάδας δεδομένων). Τα στάδια που περιγράφηκαν παραπάνω, ουσιαστικά αποσυνδέουν το όφελος κωδικοποίησης διαύλου, από το όφελος που σχετίζεται με τη μορφοποίηση σήματος κατά τη διαμόρφωση. Συγκεκριμένα, οι τιμές απόστασης κώδικα, και έτσι, το όφελος κωδικοποίησης διαύλου, καθορίζονται από τις τιμές του κωδικοποιητή (E), και την τμηματοποίηση του υποσυνόλου, οι οποίες στην ουσία αποσυνδέονται από τη μορφοποίηση του σήματος. Θα αναλυθεί το όφελος κωδικοποίησης διαύλου με περισσότερες λεπτομέρειες παρακάτω.

Η βέλτιστη μορφοποίηση του αστερισμού σήματος παρέχει όφελος μορφοποίησης έως και επιπλέον 1,53 db (για ασυμπτωτικά μεγάλο N), ανεξαρτήτως του μοντέλου κωδικοποίησης διαύλου. Ωστόσο, η βελτίωση της απόδοσης από το όφελος μορφοποίησης αντισταθμίζεται από την αντίστοιχη πολυπλοκότητα του χάρτη αστερισμού, η οποία αυξάνεται εκθετικά με το N . Το μέγεθος του αστερισμού μετάδοσης καθορίζεται από τον μέσο όρο του περιορισμού ισχύος, και δεν επηρεάζει τη μορφή ή το όφελος της κωδικοποίησης. Το όφελος κωδικοποίησης διαύλου προκύπτει από την επιλογή όλων των πιθανών ακολουθιών των σημείων σηματοδότησης.

Εάν θεωρηθεί η ακολουθία N δυαδικών ψηφίων εισόδου ως σημείο του N -διάστατου χώρου (ο ακολουθιακός χώρος), τότε αυτή η επιλογή χρησιμοποιείται για τη διασφάλιση κάποιας ελάχιστης απόστασης d_{\min} στον ακολουθιακό χώρο, μεταξύ των πιθανών ακολουθιών εισόδου. Σφάλματα γενικά συμβαίνουν όταν η ακολουθία θεωρείται

εσφαλμένα ως ίδια με την πλησιέστερη γειτονική της, και στους διαύλους AWGN, η πιθανότητα αυτού του σφάλματος είναι φθίνουσα συνάρτηση του $d_2 \min$. Μπορεί έτσι να μειωθεί η BER μέσω της αύξησης του διαχωρισμού μεταξύ κάθε σημείου του ακολουθιακού χώρου κατά μία σταθερή τιμή («διάταση» του χώρου). Ωστόσο, αυτό θα έχει ως αποτέλεσμα την αναλογική αύξηση της ενέργειας, και έτσι, δεν πραγματοποιείται κανένα όφελος κωδικοποίησης (Varanasi & Aazhang, 1991).

Το πραγματικό όφελος ενέργειας του κώδικα διαύλου είναι, κατά συνέπεια, το ελάχιστο τετράγωνο της απόστασης μεταξύ των επιτρεπόμενων ακολουθιακών σημείων (των ακολουθιακών σημείων που λαμβάνονται μέσω της κωδικοποίησης), πολλαπλασιασμένων με την πυκνότητα των σημείων αυτών. Συγκεκριμένα, εάν η ελάχιστη απόσταση και πυκνότητα των σημείων του ακολουθιακού χώρου συμβολίζονται με d_0 και Δ_0 , αντίστοιχα, και η ελάχιστη απόσταση και πυκνότητα των σημείων του ακολουθιακού χώρου, τα οποία λαμβάνονται μέσω της κωδικοποίησης, συμβολίζονται με d_{\min} και Δ , αντίστοιχα, τότε εντοπισμός της ακολουθίας μέγιστης πιθανότητας αποφέρει όφελος κωδικοποίησης διαύλου $G_c = d_2 \min d_2 0 ! \Delta_0$. (8.80) (Varanasi & Aazhang, 1991).

Ο δεύτερος όρος της παρένθεσης αυτής της παράστασης αναφέρεται επίσης και ως «συντελεστής επέκτασης αστερισμού», και ισούται με $2-r$ (ανά N διαστάσεις), για πλεονασμό r δυαδικών ψηφίων του κωδικοποιητή E . Κάποιο από το όφελος κωδικοποίησης από την (8.80) χάνεται εξαιτίας του ότι, οι ορθές ακολουθίες έχουν περισσότερες από μία, πλησιέστερες γειτονικές στον ακολουθιακό χώρο, γεγονός που αυξάνει την πιθανότητα εντοπισμού εσφαλμένης ακολουθίας. Αυτή η απώλεια οφέλους κωδικοποίησης χαρακτηρίζεται από τον συντελεστή σφάλματος, ο οποίος παρουσιάζεται με τη μορφή πίνακα για τους συνηθέστερους κώδικες πλέγματος και δικτύωσης στην (Varanasi & Aazhang, 1991). Γενικά, ο συντελεστής σφάλματος είναι μεγαλύτερος για τους κώδικες πλέγματος, από ό, τι για τους κώδικες δικτύωσης με παρόμοιες τιμές του G_c (Varanasi & Aazhang, 1991).

ΚΕΦΑΛΑΙΟ 7 – ΠΕΙΡΑΜΑΤΙΚΟ ΜΕΡΟΣ ΣΤΟ MATLAB SIMULINK

7.1. ΕΙΣΑΓΩΓΗ

Για το πείραμα μου δημιούργησα ένα ψηφιακό τηλεπικοινωνιακό σύστημα που περιλαμβάνει το κανάλι θορύβου AWGN. Το ψηφιακό τηλεπικοινωνιακό σύστημα διαθέτει μία ψηφιακή είσοδο διαστάσεων 30x1, η οποία περνάει από ένα συνελκτικό κωδικοποιητή (convolutional Encoder), ώστε να μετατραπεί σε ένα ψηφιακό σήμα. Το ψηφιακό αυτό σήμα πριν εισέλθει στο κανάλι θορύβου AWGN, εισέρχεται σε ένα Διαμορφωτή 8-DPSK διαμόρφωσης (8-DPSK Modulator), όπου μετατρέπεται σε κατάλληλα σύμβολα για να μπορέσει να μπει στο κανάλι. Τα σύμβολα που εξέρχονται από το κανάλι του θορύβου, εισέρχονται σε ένα Αποδιαμορφωτή 8-DPSK διαμόρφωσης (8-DPSK Demodulator), μετατρέπονται σε ψηφιακό σήμα το οποίο περνάει από ένα Αποκωδικοποιητή Viterbi (Viterbi Decoder) και μετατρέπεται σε μια ψηφιακή έξοδο. Στην παρακάτω εικόνα απεικονίζεται το ψηφιακό τηλεπικοινωνιακό σύστημα αυτό.



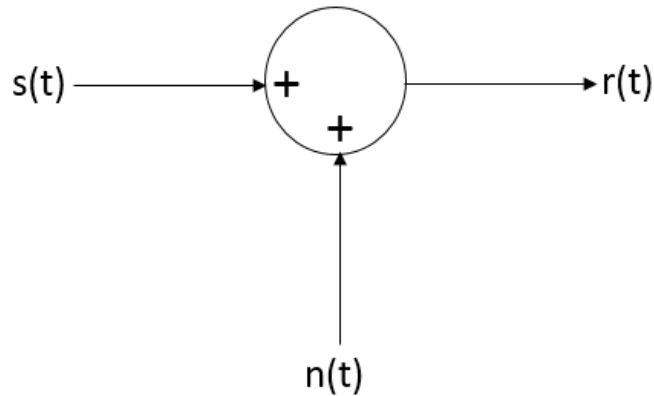
Εικόνα 31 - Ψηφιακό Τηλεπικοινωνιακό Σύστημα

7.2. ΚΑΝΑΛΙ AWGN (Additive White Gaussian Noise)

Το κανάλι AWGN είναι ένα βασικό μοντέλο θορύβου το οποίο προσθέτει στην πληροφορία μου ένα λευκό γκαουσιανό (Gaussian) θόρυβο. Ο Γκαουσιανός θόρυβος έχει κανονική κατανομή και ορίζεται ως εξής:

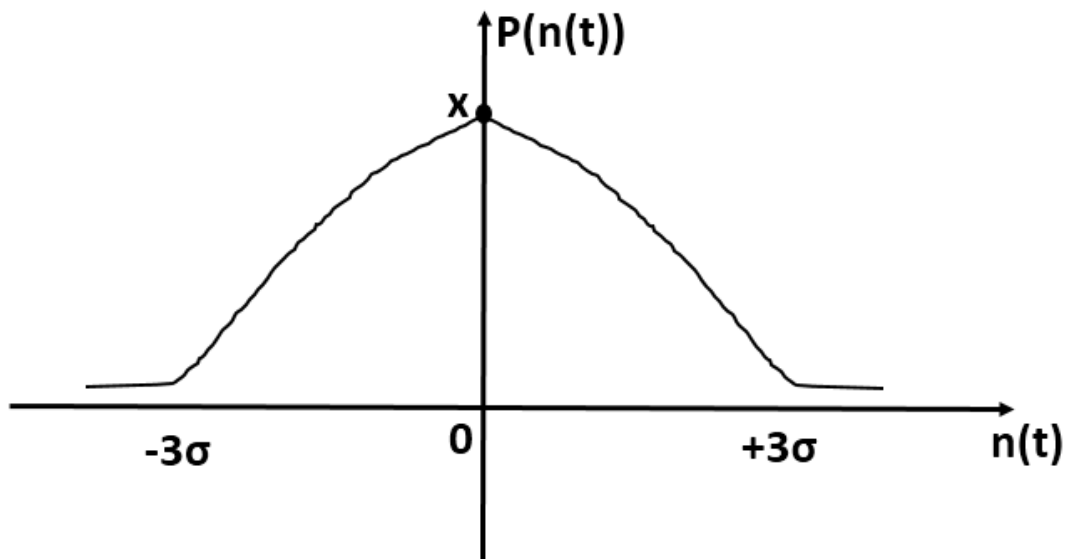
$n(t) \sim \Omega N(0, \sigma^2)$, όπου σ^2 η διασπορά (Variation) του θορύβου και σ η τυπική απόκλιση του (Standard deviation).

Αν το ψηφιακό σήμα της πληροφορίας μου, το οποίο θα εισέλθει στο κανάλι AWGN, αφού διαμορφωθεί σε σύμβολα είναι $s(t)$, ο θόρυβος που θα προστεθεί σε αυτό μέσα στο κανάλι AWGN είναι $n(t)$ και τα σύμβολα που θα εξέλθουν από αυτό το κανάλι είναι $r(t)$, τότε προκύπτει το σχήμα της παρακάτω εικόνας.



Εικόνα 32 - Σχήμα Καναλιού AWGN

Η συνάρτηση πυκνότητας πιθανότητας του καναλιού θα έχει ως γραφική παράσταση τη μορφή μιας καμπύλης. Στο Γκαουσιανό θόρυβο το $n(t)$ παίρνει τιμές από -3σ έως $+3\sigma$ και η γραφική παράσταση θα είναι η εξής:



Εικόνα 33 - Γραφική παράσταση συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας

Ως x ορίζουμε τη πιθανότητα να πάρει ο θόρυβος τη τιμή 0.

Από τη γραφική παράσταση της συνάρτησης πυκνότητας πιθανότητας αλλά και δεδομένου ότι το N του σηματοθορυβικού λόγου $\frac{S}{N}$ του καναλιού AWGN είναι η διασπορά σ^2 προκύπτει ότι όσο μικρότερο είναι το σ τόσο καλύτερο για το πείραμα μας διότι η καμπάνα θα είναι πιο μαζεμένη και οι τιμές του σηματοθορυβικού λόγου πολύ μικρότερες.

7.3. ΚΩΔΙΚΑΣ

Ο κώδικας που έφτιαξα για το πείραμα μου είναι ο εξής (με πράσινα γράμματα φαίνονται τα σχόλια μου πάνω σε αυτόν):

```
function BER_total=Peirama(SNR);

% Example:
% Transmit a convolutionally encoded 8-DPSK-modulated bit stream
% through an AWGN channel, then demodulate, decode using a Viterbi
% decoder, and count errors

hConEnc = comm.ConvolutionalEncoder; % Κωδικοποιητής
hMod = comm.DPSKModulator('BitInput',true); %DPSK Διαμορφωτής
hChan = comm.AWGNChannel('NoiseMethod','Signal to noise ratio
(SNR)','SNR',SNR); %Κανάλι
hDemod = comm.DPSKDemodulator('BitOutput',true); %Αποδιαμορφωτής
hDec = comm.ViterbiDecoder('InputFormat','Hard'); %Viterbi αποκωδικοποιητής
hError = comm.ErrorRate('ComputationDelay',3,'ReceiveDelay', 34); %Συγκρίνει
είσοδο/έξοδο
BER_total=0;
for counter = 1:20000
    data = randi([0 1],30,1); % Ψηφιακή είσοδος
    encodedData = step(hConEnc, data); % Έξοδος του συνελκτικού κωδ/τη
    % Y=step(system,X); ΥΠΟΛΟΓΙΖΕΙ ΤΗΝ ΕΞΟΔΟ Υ ΕΝΟΣ ΣΥΣΤΗΜΑΤΟΣ
system
    % με είσοδο X
    modSignal = step(hMod, encodedData); % Έξοδος διαμορφωτή
    receivedSignal = step(hChan, modSignal); % Έξοδος καναλιού
    demodSignal = step(hDemod, receivedSignal); % Έξοδος αποδιαμορφωτή
    receivedBits = step(hDec, demodSignal); %Έξοδος αποκωδικοποιητή
    errors = step(hError, data, receivedBits);
    BER_total=BER_total+errors(1);
end

BER_total=BER_total/20000;
```

Στο ψηφιακό τηλεπικοινωνιακό σύστημα εισέρχεται μία τυχαία είσοδος διαστάσεων 30x1 και έπειτα από το πέρασμα της από το συνελκτικό κωδικοποιητή, τον αποκωδικοποιητή Viterbi, το 8 BPSK διαμορφωτή και αποδιαμορφωτή αλλά και το κανάλι AWGN όπως αναφέραμε παραπάνω προκύπτει μια νέα ψηφιακή έξοδος. Σύμφωνα με τον κώδικα όλα

αυτά βρίσκονται μέσα σε μία εντολή for, όπου μετά από 20000 επαναλήψεις και τον ορισμό του SNR από το χρήστη μας εμφανίζει στην οθόνη μας τη τιμή του BER, δηλαδή την τιμή των bit που δε μπορώ να διορθώσω.

7.5. ΑΠΟΤΕΛΕΣΜΑΤΑ ΠΕΙΡΑΜΑΤΟΣ

Αν τρέξω τον κώδικα για τιμές SNR από 5 έως 50 οι τιμές του BER που εμφανίζονται φαίνονται στον παρακάτω πίνακα:

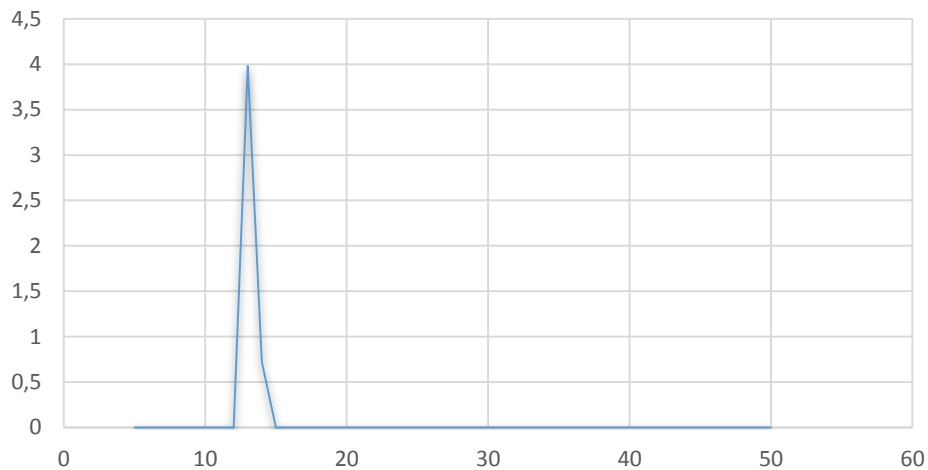
SNR	BER_total=Peirama(SNR)
5	0.4406
6	0.3831
7	0.2955
8	0.1804
9	0.0885
10	0.0320
11	0.0083
12	0.0016
13	3,98E+00
14	7,22E-01
15	0
16	0
17	0
18	0
19	0
20	0
21	0
22	0
23	0
24	0
25	0
26	0
27	0
28	0
29	0
30	0
31	0
32	0
33	0
34	0
35	0
36	0

37	0
38	0
39	0
40	0
41	0
42	0
43	0
44	0
45	0
46	0
47	0
48	0
49	0
50	0

Πίνακας 4 - Αποτελέσματα Πειράματος

Παρατηρούμε ότι το BER για τις τιμές 0-14 του SNR είναι πολύ κοντά στο 0, ενώ για τις τιμές 15-50 μηδενίζεται εντελώς. Με βάση αυτά τα δεδομένα, προκύπτει η εξής γραφική παράσταση.

BER=peirama(SNR)



Εικόνα 34 - Γραφική παράσταση BER-SNR

ΣΥΜΠΕΡΑΣΜΑΤΑ

Από την ανάλυση που πραγματοποιήθηκε γίνονται εμφανείς οι αλλαγές και οι διαφοροποιήσεις μεταξύ των επιπέδων ζεύξης δεδομένων. Διαχρονικά έχουν αναπτυχθεί διάφορες θεωρητικές προσεγγίσεις σχετικά με τα σφάλματα και πως αυτά μπορούν να επιλυθούν ανάλογα με την κωδικοποίηση του κάθε προγράμματος.

Στην παρούσα εργασία η ανάλυση πραγματοποιήθηκε για τους Κώδικες ελέγχου ισοτιμίας χαμηλής πυκνότητας, για τους κώδικες Turbo, τον Κώδικα Turbo CDMA 2000, την αποκωδικοποίηση Turbo, τους αλγόριθμους Viterbi, τους συνελκτικούς κώδικες, τον αποκωδικοποιητή Viterbi, τον Υπερσύγχρονο αποκωδικοποιητή Viterbi, και τέλος ο έλεγχος σφαλμάτων.

Γίνεται αντιληπτό πως κάθε κώδικας έχει τις δικές του ιδιαιτερότητες και θα πρέπει να λαμβάνονται υπόψη κατά τον προγραμματισμό. Τα πιθανά σφάλματα που μπορεί να υπάρξουν είναι πλέον κωδικοποιημένα και μπορεί εύκολα κάποιος να αναγνωρίσει που οφείλεται ένα σφάλμα. Με την πάροδο των χρόνων γίνεται φανερό πως υπάρχει ακόμα μεγαλύτερη γνώση για τους κώδικες ελέγχου και για την αποκωδικοποίηση τους που είναι πολύ σημαντικά στοιχεία για την κατανόηση των σφαλμάτων.

ΒΙΒΛΙΟΓΡΑΦΙΑ

Anatharam, V., (2005). Error Control Coding. Ανακτήθηκε από:
<https://people.eecs.berkeley.edu/~ananth/229BSpr05/convcodes05.pdf>

Arunlal, K. S. Hariprasad, S.A. (2012). An Efficient Viterbi Decoder. *International Journal of Computer Science, Engineering and Applications*. 2, (1), 95-110.

Additive white Gaussian noise (AWGN) - Wikipedia. Ανακτήθηκε από:
https://translate.google.gr/translate?hl=el&sl=en&u=https://en.wikipedia.org/wiki/Additive_white_Gaussian_noise&prev=search

Behrouz, F. Firouz, M., (2012). *Computer Networks: A Top Down Approach*, 1st International Ed. McGraw-Hill.

Behrouz, F., Firouz, M., (2012). *Computer networks: a top down approach*, 1st ed. McGraw-Hill.

Benaissa, M., Zhu, Y. (2003). A novel high-speed configurable Viterbi decoder for broadband access, *EURASIP Journal on Applied signal processing*, 13, 1317-1327.

Benedetto, S., et al., (1997). A Soft-Input Soft-Output APP Module for Iterative Decoding of Concatenated Codes, *IEEE Communications Letters*. 1, (1), 22-24.

Berrou, C., Glavieux, A., (1996). Near Optimum Error Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes, *IEEE Trans. on Communications*, 44, (10), 1261-1271.

Bonaventure, O., (2011). *Computer Networking: Principles, Protocols and Practice*: the Saylor Foundation.

C. Savarese, C., Rabaey, J., Beutel, J. (2001). Locationing in Distributed Ad-Hoc Wireless Sensor Networks. ICASSP.

Chellis, J., Perkins C., Strebe, M., (1999). *MCSE: Networking essentials Study guide with CDROM*, 2nd ed. New Riders Publishing.

CIA, (2016). Data Link Layer. Ανακτήθηκε από:
<http://www.inp.nsk.su/~kozak/canbus/candll.pdf>

Computer Networks: Error Detection & Error Connection. Ανακτήθηκε από:
<http://www.slideshare.net/saikrishnatanguturu/computer-networks-34379994>

Fano, R. M. (1963). A heuristic discussion of probabilistic decoding, *IEEE Trans. Inform. Theory*. 9, (2), 64–73.

Feldman, J., Abou-Faycal, I., Frigo, M., (2002). *A Fast Maximum-Likelihood Decoder for Convolutional Codes*.

Fletcher, J. (1982). An arithmetic checksum for serial transmissions, *Communications. IEEE Transactions*. 30: 247-252.

Forney, G. D., (1966). *Concatenated Codes*. Cambridge, MA: MIT Press.

Guo, M., Ahmad, M. O., Swamy, M. N. and Wang, C. (2005). FPGA Design and implementation of a lowpower systolic array-based adaptive Viterbi decoder, *IEEE Transactions on circuits and systems-I: Regular papers*, 52, (2), 350-365.

Hagenauer, J., Hoehner, P. (1989). A Viterbi Algorithm with Soft-Decision Outputs and Its Applications, *Proceedings of IEEE GLOBECOM*. 1680–6.

Halsall, F. (2006)/ *Computer networking and the Internet*. Pearson Education India.

Hema.S, Suresh babu.V, Ramesh P, (2007). FPGA Implementation of Viterbi Decoder, *Proceedings of the 6th WSEAS Int. Conf. on Electronics, Hardware, Wireless and Optical Communications, Corfu Island, Greece*, 16, 162-167.

Jasin, A., Alsaqour, R., Abdelhaq, O. Alsukour, O. Saeed, R. (2012). Review on Current Transport Layer Protocols for TCP/IP Model, *International Journal of Digital Content Technology and its Applications*. 6, 495-503.

Jelinek, F. (1969). A fast sequential decoding algorithm using a stack, *IBM J. Res. and Dev.*, 13,675–685.

Johnson, S. (χ.χ). *Introducing Low-Density Parity-Check Codes*. School of Electrical Engineering and Computer Science. The University of Newcastle Australia.

Kaise, T., Kitakami, M., (2002). Single-bit error correcting and burst error locating codes, in *Information theory IEEE International Symposium*.

- Karris, S., (2009). Networks: design and management. 2nd ed. Orchard Publications
- Kenyon, H.S. (1999). Turbo Codes Offer Broadcasting At Near- Channel Capacity. Ανακτήθηκε από: <http://www.afcea.org/content/?q=turbo-codes-offer-broadcasting-near-channel-capacity>
- Kivioja, M., Isoaho, J., Vanska, L. (1999). Design and Implementation of Viterbi Decoder with FPGAs, *Journal of VLSI Signal Processing* 21, 5–14.
- Lin , S., Costello, D. J. (1983). *Error Control Coding: Fundamentals and Applications*, Englewood Cliffs, NJ: Prentice-Hall, Inc.
- Lopez-Rodriguez, D., Perez-Jimenez, R. (1999). Distributed method for channel assignment in CDMA based ad hoc wireless local area networks. 1999 IEEE MTT-S International Topical Symposium on Technologies for Wireless Applications, Vancouver, BC, Canada.
- Markowski, M.J., (1998). Design and Analysis of Wireless real time data link layer protocols. Ανακτήθηκε από: <http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/download?doi=10.1.1.74.3941&rep=rep1&type=pdf>
- Narang, S.B., Pubby, K., Kaur, H. (2016). Low-density parity check (LDPC) codes: A new era in coding. *Signal & Image Processing*, 1(1), 7-14.
- Ou, J., Prasanna, M. K. (2005). Time and energy efficient Viterbi decoding using FPGAs, *IEEE International conference on Acoustic Speech Processing*.
- Peterson, L. L., Davie, B.S. (2007). Computer networks: a systematic approach. 3rd ed. Elsevier.
- Singh, M., Saxena, R. (2014). Data Link Layer Designing Issues: Error Control – A Roadmap. Ανακτήθηκε από: https://globaljournals.org/GJCST_Volume14/1-Data-Link-Layer-Designing-Issues-Error.pdf
- Sklar, B., (2001). Fundamentals of Turbo Codes. Ανακτήθηκε από: http://ptgmedia.pearsoncmg.com/images/art_sklar3_turbocodes/elementLinks/art_sklar3_turbocodes.pdf

Third Generation Partnership Project 2 (3GPP2), (2002). Physical Layer Standard for cdma2000 Spread Spectrum Systems, Release C. *3GPP2 C.S0002-C*, 1.0 . pp. 115–22.

Valenti, M. C., Sun, J. (2003). Turbo Codes. Ανακτήθηκε από: <http://www.csee.wvu.edu/~mvalenti/documents/DOWLA-CH12.pdf>

Varanasi, M.K., Aazhang, B. (1991). Near-optimum detection in synchronous code-division multiple access systems. *IEEE Trans. Commun.*

Viterbi, A.J. (1967). Error Bounds for Convolutional Codes and an Asymptotically Optimum Decoding Algorithm, *IEEE Transactions on Information Theory*, 13, 260-269.

Wozencraft, J. M. (1957). Sequential decoding for reliable communications. *IRE Nat. Conv. Rec.*, 5, (2), 11–25.

Wu, K., Tan, H., Liu, Y., Zhang, J., Zhang, Q., Ni, L.M. (2012). Side channel: bits over interference. *Mobile computing, IEEE Transactions on*. 11, 1317-1330.

Yuen, J. H., et al., (1990). Modulation and Coding for Satellite and Space Communications. *Proc. IEEE*, 78,1250-1265.

Yunghsiang, S. H., Po-Ning, C, (χ.χ.). Sequential Decoding of Convolutional Codes. Ανακτήθηκε από: http://ct.ee.ntust.edu.tw/book_chapter.pdf

Zhong, L. C., Shah, R. Guo, C., Rabaey, J. (2001). An ultra-low power and distributed access protocol for broadband wireless sensor networks. *Networld +Interop: IEEE Broadband Wireless Summit*, Las Vegas.

Zigangirov, K. Sh. (1966). Some sequential decoding procedures, *Probl. Peredachi Inf.*, 2, 13–25.