



**UNIVERZITET U NOVOM SADU
FAKULTET TEHNIČKIH NAUKA**



Departman za energetiku, elektroniku i telekomunikacije



Doktorska disertacija

**DEKODOVANJE MTR KODOVA PRINCIPOM FINOG
ODLUČIVANJA NA KANALIMA ZA MAGNETSKO
MEMORISANJE INFORMACIJA**

**Kandidat
mr Nikola Đurić**



**Mentor
prof. dr Vojin Šenk**

Novi Sad, 2009

	UNIVERZITET U NOVOM SADU FAKULTET TEHNIČKIH NAUKA	
KLJUČNA DOKUMENTACIJSKA INFORMACIJA		
Redni broj	RBR	
Identifikacioni broj	IBR	
Tip dokumentacije	TD	Monografska publikacija
Tip zapisa	TZ	Tekstualni štampani materijal
Vrsta rada	VR	Doktorska disertacija
Autor	AU	mr Nikola Đurić
Mentor	MN	prof. dr Vojin Šenk
Naslov rada	NR	Dekodovanje MTR kodova principom finog odlučivanja na kanalima za magnetsko memorisanje informacija
Jezik publikacije	JP	Srpski (Latinica)
Jezik izvoda	JI	Srpski (Latinica)
Zemlja publikovanja	ZP	Srbija
Uže geografsko područje	UGP	Vojvodina
Godina	GO	2009
Izdavač	IY	Fakultet tehničkih nauka
Mesto i adresa	MA	Trg Dositeja Obradovića 6, 21000 Novi Sad
Fizički opis rada	FO	130 strana, 10 glava, 75 slika, 5 tabela
Naučna oblast	NO	Elektrotehnika
Naučna disciplina	ND	Telekomunikacije i obrada signala
Predmetna odrednica/Ključne reči	PO/ UDK	<i>Maximum transition run code</i> , dekodovanje principom finog odlučivanja, magnetski memorijski kanal, sistemi sa više staza za pisanje i više glava za čitanje
Čuva se	ČU	U biblioteci Fakulteta tehničkih nauka
Važna napomena	VN	
Izvod	IA	U radu su predstavljene nove tehnike dekodovanja <i>maximum transition run</i> (MTR) kodova na principu finog odlučivanja. Analizirane su performanse ovih tehnika u kombinaciji sa zaštitnim LDPC kodom na kanalima za magnetsko memorisanje informacija, sa posebnim osvrtom na model kanala sa dve staze za zapisivanje i dve glave za čitanje. U modelu kanala je korišćena idealna E ² PR4 ekvalizacija staza adekvatna za sisteme sa visokom gustinom magnetskog zapisa.
Datum prihvatanja teme od NN veća	DP	Rešenje broj: 012 – 72 / 07 – 09 od 02.03.2009. godine
Datum odbrane	DO	
Članovi komisije	KO	Predsednik prof. dr Dragana Bajić Fakultet tehničkih nauka, Novi Sad Član prof. dr Zorica Nikolić Elektronski fakultet, Niš Član prof. dr Miroslav Prša Fakultet tehničkih nauka, Novi Sad

Ključna dokumentacijska informacija

		Član	prof. dr Vlado Delić Fakultet tehničkih nauka, Novi Sad
		Mentor	prof. dr Vojin Šenk Fakultet tehničkih nauka, Novi Sad

	UNIVERSITY OF NOVI SAD FACULTY OF TECHNICAL SCIENCES		
KEY WORDS DOCUMENTATION			
Access number	AN		
Identification number	IN		
Document type	DT	Monographic publication	
Type of record	TR	Textual material, printed	
Contents code	CC	Ph.D. thesis	
Author	AU	Nikola Đurić, M.Sc.	
Mentor	MN	prof. Vojin Šenk, Ph.D.	
Title	TI	Soft-decision decoding of MTR codes over magnetic recording channels	
Language of text	LT	Serbian (Latin)	
Language of abstract	LA	Serbian (Latin)	
Country of publication	CP	Serbia	
Locality of publication	LP	Vojvodina	
Publication year	PY	2009	
Publisher	PU	Faculty of Technical sciences	
Publisher's place	PP	Trg Dositeja Obradovića 6, 21000 Novi Sad	
Physical description	PD	130 pages, 10 chapters, 75 figures, 5 tables	
Scientific field	SF	Electrical engineering	
Scientific discipline	SD	Telecommunication and signal processing	
Subject/Key words	SKW/ UC	Maximum transition run code, soft-decision decoding, magnetic recording channel, multiple-track multiple-head systems	
Holding data	HD	Library of Faculty of technical sciences	
Note	N		
Abstract	AB	This thesis presents the novel soft-decision decoding techniques for decoding of the <i>maximum transition run</i> (MTR) codes. Performances of such techniques have been analyzed in combination with error correcting LDPC code over magnetic recording channels, especially the two-track two-head channel model. Ideal E ² PR4 track equalization suitable for high density magnetic recording has been used.	
Accepted by Scientific Board on	ASB	No. 012 – 72 / 07 – 09, date 02.03.2009.	
Defended on	DO		
Thesis defend board	DB	President	prof. Dragana Bajić, Ph. D. Faculty of Technical sciences, Novi Sad
		Member	prof. Zorica Nikolić, Ph. D. Faculty of electronics, Niš
		Member	prof. Miroslav Prša, Ph. D. Faculty of Technical sciences, Novi Sad

Key words documentation

		Member	prof. Vlado Delić, Ph. D. Faculty of Technical sciences, Novi Sad
		Mentor	prof. Vojin Šenk, Ph. D. Faculty of Technical sciences, Novi Sad

Ciljevi istraživanja

U disertaciji naslovljenoj „Dekodovanje MTR kodova principom finog odlučivanja na kanalima za magnetsko memorisanje informacija“, prikazane su dve novorazvijene tehnike dekodovanja *maximum transition run* (MTR) kodova [1] bazirane na principu finog odlučivanja [2] i [3].

Princip dekodovanja finim odlučivanjem, u ovom momentu je opšte prihvaćen kao moderan i pouzdan pristup dekodovanja kodova i u sistemima za magnetsko memorisanje informacija, odnosno sistemima sa magnetskim zapisom.

Karakteristika ovog principa je da se prilikom odlučivanja o vrednosti binarne promenljive dobija informacija da li je ona 0 ili 1, a kao dodatnu informaciju princip daje veoma važnu pouzdanost same odluke. Odluka da li je binarna promenljiva 0 ili 1 predstavlja tradicionalno, takozvano grubo odlučivanje.

Pouzdanost donete odluke jeste informacija od izuzetnog značaja, pogotovo u iterativnom pristupu dekodovanja, gde dva dekodera/detektora međusobno razmenjuju informacije i na osnovu njih poboljšavaju svoje odluke u narednom iterativnom koraku.

Dekodovanje MTR kodova je do sada bilo bazirano na tradicionalnom pristupu grubog odlučivanja, pri čemu dekodner nije sposoban da formira pouzdanost svojih

odluka. Ova mana je prouzrokovala slabu upotrebljivost MTR kodova, pogotovo u situacijama kada je neophodno njihovo kombinovanje sa nekim drugim kodom.

Ova disertacija, u velikoj meri, predstavlja nastavak istraživanja započelih u magistarskoj tezi naslovljenoj “Kodovanje u višedimenzionom kanalu za memorisanje informacija” [4].

U magistarskoj tezi je analizirana mogućnost povećanja površinske gustine zapisa, radi sveukupnog povećanja memorijskog kapaciteta u sistemima sa tehnologijom magnetskog memorisanja, posebno u čvrstim diskovima (*hard-disc drive*) računara.

Naglasak je stavljen na povećanje površinske gustine zapisa povećanjem radijalne gustine, što se ostvaruje deljenjem klasičnih staza za zapisivanje na više novih. Na taj način se dobijaju sistemi sa povećanim brojem staza, a uz upotrebu više magnet-skih glava, koje istovremeno i paralelno vrše čitanje/pisanje [5], dobijaju se višedimenzioni magnetski kanali.

U tezi su predstavljeni matematički modeli i osnovne karakteristike kanala za magnetsko memorisanje informacija, sa posebnim osvrtom na slučajeve kanala sa:

- jednom stazom za zapisivanje i jednom glavom za čitanje, takozvani *one-track one-head* (OTOH) model,
- dve staze za zapisivanje i jednom glavom za čitanje, takozvani *two-tracks one-head* (TTOH) model i
- dve staze za zapisivanje i dve glave za čitanje, takozvani *two-tracks two-heads* (TTTH) model.

U svim modelima razmatrana je idealna ekvalizacija staza sa E^2PR4 parcijalnim odzivom [6].

Na osnovu analize, kao i minimalnog euklidskog rastojanja (*m.e.r.*), pokazano je da najbolje karakteristike u smislu povećanja površinske gustine zapisa, potom povećanja robustnosti na prisustvo interferencije između staza (*inter-track interference* - ITI) i povećanja kvadratnog euklidskog rastojanja ostvaruje TTTH model, dok najslabije karakteristike poseduje TTOH model kanala [4].

U pojedinim modelima kanala analizirane su performanse MTR modulacionih kodova i njihov uticaj na postizanje *matched filter bound* (MFB) granice [4].

MTR kodovi su specijalno dizajnirani za E^2PR4 ekvalizaciju kanala i namenjeni su eliminaciji dominantnih uzoraka grešaka [7]. Na taj način se ostvaruju znatno bolje karakteristike kvadratnog euklidskog rastojanja, pri čemu se istovremeno dostiže i MFB granica kanala.

Dodatno, u magistarskoj tezi su zasebno analizirane i performanse veoma popularnih zaštitnih *low-density parity-check* (LDPC) kodova [8] na ovim modelima magnetskih kanala.

U magistarskoj tezi su LDPC i MTR kodovi analizirani odvojeno, pošto su posedovali različite principe dekodovanja. Dekodovanje LDPC koda je bazirano na principu finog odlučivanja, dok je dekodovanje MTR koda bilo bazirano na grubom od-

lučivanju, pa je bilo za očekivati da kombinacija ova dva koda u takvoj situaciji ne može dati dobre performanse.

U istraživanju predstavljenom u okviru ove doktorske disertacije napravljen je korak dalje i analizirano je moguće kombinovanje zaštitnog LDPC i modulacionog MTR koda. Za tako nešto neophodno je bilo postojanje tehnika dekodovanja MTR kodova baziranih na principu finog odlučivanja.

Glavni doprinos ove doktorske disertacije je upravo razvoj dve potpuno nove tehnike dekodovanja MTR kodova:

- prva, MAP algoritam, u okviru kog su razvijene i dve podvarijante [9] i
- druga, princip finog odlučivanja u logičkim funkcijama, implementiran u okviru fizičke realizacije MTR dekodera upotrebom logičkih kola [10].

Obe tehnike su bazirane na principu finog odlučivanja i otvaraju mogućnosti kombinovanja MTR kodova sa drugim kodovima, pogotovo zaštitnim kodovima, kako u jednostavnim tako i u iterativnim šemama dekodovanja.

Osnovni cilj ove disertacije jeste prikaz i analiza performansi pojedinih tehnika dekodovanja MTR koda, implementiranog samostalno ili u jednostavnoj serijskoj vezi sa spoljašnjim LDPC kodom, na E^2PR4 OTOH i TTTH modelima kanala.

Disertacija se nije bavila razvojem specijalno dizajniranih ili prilagođenih MTR ili LDPC kodova, već osnovnim istraživanjem potencijalno upotrebljivih tehnika dekodovanja MTR kodova na principu finog odlučivanja. U nekim budućim istraživanjima pažnja će biti posvećena razvoju prilagođenih kodova pojedinim modelima magnetskih kanala.

U istraživanjima u okviru ove disertacije predstavljene su:

- karakteristike sistema za magnetsko memorisanje informacija, sa posebnim osvrtom na OTOH i TTTH modele kanale u kojima je prisutna E^2PR4 ekvalizacija staza,
- osnovne karakteristike MTR kodova i novorazvijene tehnike za njihovo dekodovanje na principu finog odlučivanja,
- performanse novorazvijenih tehnika dekodovanja u poređenju sa klasičnom tehnikom dekodovanja MTR kodova na bazi grubog odlučivanja i
- performanse MTR koda u serijskoj vezi sa zaštitnim LDPC kodom, gde on igra ulogu spoljašnjeg, a MTR unutrašnjeg modulacionog koda, na E^2PR4 OTOH i TTTH modelima magnetskog kanala.

Sadržaj

1. Uvod.....	16
1.1. Kratak pregled poglavlja „Sistemi za memorisanje“	18
1.2. Kratak pregled poglavlja „Magnetski kanal“	19
1.3. Kratak pregled poglavlja „MTR kodovi“	19
1.4. Kratak pregled poglavlja „Tehnike dekodovanja MTR kodova“	20
1.5. Kratak pregled poglavlja „LDPC – MTR serijska veza kodova“	20
1.6. Kratak pregled poglavlja „Rezultati simulacija“	21
1.7. Kratak pregled poglavlja „Zaključak“	21
1.8. Kratak pregled poglavlja „Dalji pravci istraživanja“	21
2. Sistemi za memorisanje	22
2.1. Kratak istorijat magnetskog zapisa	23
2.1.1. Put ka komercijalnom uspehu	25
2.1.2. Razvoj medijuma za magnetski zapis	26
2.1.3. Traka-disk uređaji	27
2.1.4. Čvrsti diskovi (hard-disc drives)	30
2.2. Longitudinalni magnetski zapis	36
2.2.1. Čitanje zapisanih podataka	38
2.2.2. Vazdušno oslanjanje magnetske glave	39
2.2.3. Dometi longitudinalnog magnetskog zapisa	40

2.3. Perpendikularni magnetski zapis	41
2.3.1. Dometi perpendikularnog magnetskog zapisa	42
2.4. HAMR magnetski zapis	43
2.5. Budućnost tehnologije magnetskog zapisa	44
3. Magnetski kanal	46
3.1. Modelovanje kanala za zapisivanje	47
3.1.1. Intersimbolska interferencija (ISI)	48
3.2. Ekvalizacija kanala	49
3.3. Modeli kanala za magnetski zapis	50
3.3.1. OTOH model kanala	51
3.3.2. Princip povećanja radijalne gustine zapisa	51
3.3.3. TTTH model kanala	53
3.4. Detektori magnetskog kanala	54
3.4.1. Vršni detektor	54
3.4.2. PRML detekcija	55
3.4.3. Kvadratno euklidsko rastojanje	57
3.4.4. SOVA detektor	57
3.4.5. 2H-SOVA detektor	59
3.5. Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja	62
3.5.1. Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja OTOH kanala	62
3.5.2. Povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja OTOH kanala	64
3.5.3. Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH kanala	65
3.5.4. Povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH kanala	69
3.6. Šumovi i nelinearnosti magnetskog kanala	70
3.6.1. Elektronski šum	70
3.6.2. Šum tranzicije	70
3.6.3. Nelinearnosti medijuma prilikom čitanja/pisanja	71
3.6.4. Interferencija susednih staza	71
4. MTR kodovi	73
4.1. Dizajn MTR kodova	74
4.2. MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu	76
4.3. MTR kod i trelis dijagram E ² PR4 OTOH kanala	77
4.4. MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu	78
4.5. MTR kod i trelis dijagram E ² PR4 TTTH kanala	79
5. Tehnike dekodovanja MTR kodova	80
5.1. Dekodovanje na bazi grubog odlučivanja	81
5.2. MAP algoritam sa finim odlučivanjem	82
5.3. Varijante MAP algoritma	83
5.3.1. log MAP verzija	83
5.3.2. max-log MAP verzija	84
5.4. Fino odlučivanje u logičkim kolima	85
5.4.1. Fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima	85
5.4.2. Suboptimalno fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima	86
5.5. Komentar o statističkoj nezavisnosti	88
6. LDPC – MTR serijska veza kodova	90
6.1. Kodovi provere parnosti	91
6.2. Low Density Parity Check (LDPC) kodovi	92
6.3. Dekodovanje LDPC kodova	93
6.4. LDPC – MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu	95

6.5. LDPC – MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu	96
7. Rezultati simulacija	98
7.1. MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	99
7.1.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom.....	99
7.1.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima.....	100
7.1.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima	102
7.2. LDPC – MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	103
7.2.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom.....	103
7.2.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima.....	105
7.2.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima	106
7.3. MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu.....	106
7.3.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom.....	107
7.3.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima.....	108
7.3.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima	109
7.4. LDPC – MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu	110
7.4.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom.....	110
7.4.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima.....	112
7.4.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima	114
8. Zaključak.....	115
9. Dalji pravci istraživanja.....	120
10. Literatura	122

Slike

Slika 1. Replika prvog fonografa	23
Slika 2. Originalni crtež sistema za magnetski zapis iz 1888. godine.....	24
Slika 3. Magnetska glava telegrafona	24
Slika 4. Poulsenov telegrafon iz 1898.....	24
Slika 5. Običan zapis.....	25
Slika 6. Dodavanje jednosmernog signala	25
Slika 7. Dodavanje signala visoke frekvencije.....	25
Slika 8. Primer bušene kartice.....	27
Slika 9. Primer bušene trake.....	27
Slika 10. Magnetizacija staze.....	28
Slika 11. Veza binarne sekvence i signala na senzoru glave za čitanje	28
Slika 12. Primer magnetskog doboša	31
Slika 13. Sistem sa magnetskim dobošem	31
Slika 14. IBM model 350 čvrsti disk.....	32
Slika 15. IBM model 350 uređaj.....	32
Slika 16. IBM 305 RAMAC sistem	32
Slika 17. IBM 305A RAMAC.....	32
Slika 18. Procena rasta gustine zapisa u Hitachi modelima čvrstih diskova.....	35
Slika 19. Princip longitudinalnog magnetskog zapisa.....	36
Slika 20. Napon na krajevima glave sa induktivnim i MR senzorom	38

Slika 21. Sistem za vazdušno oslanjanje magnetskih glava u IBM Modelu 350	39
Slika 22. Površina magnetske glave i regioni vazdušnog pritiska.....	40
Slika 23. Princip perpendikularnog magnetskog zapisa.....	41
Slika 24. Principijska šema HAMR magnetskog zapisa	43
Slika 25. Linearni model kanala za magnetski zapis.....	47
Slika 26. Lorencov impuls	47
Slika 27. Modelovanje impulsnog odziva induktivnog i MR senzora	48
Slika 28. Preklapanje odziva senzora glave za čitanje	48
Slika 29. Model kanala sa jednom stazom i jednom glavom za čitanje	51
Slika 30. Povećanje radijalne gustine zapisa.....	52
Slika 31. Organizacija staza u sistemu sa više staza i više glava za čitanje.....	52
Slika 32. Model kanala sa dve staze i dve glave za čitanje	53
Slika 33. Amplitudska izobličenja signala usled prisustva ISI	54
Slika 34. Trelis dijagram E^2PR4 kanala	55
Slika 35. Primer puta sa najboljom metrikom kroz E^2PR4 trelis	56
Slika 36. Blok šema iterativnog dekodovanja	57
Slika 37. Primer najboljeg i odbačenih puteva u trelis dijagramu.....	59
Slika 38. Konstrukcija trelis dijagrama E^2PR4 TTTH kanala	60
Slika 39. Ulazni putevi u stanje trelis dijagrama TTTH kanala	60
Slika 40. Razlika metrika najboljeg i ostalih puteva u TTTH trelisu.....	61
Slika 41. Primer procene informacionih bita 2H-SOVA detektorom	61
Slika 42. Kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala za slučajeve A) i B)	66
Slika 43. Kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala za slučaj C)	67
Slika 44. <i>m.e.r.</i> E^2PR4 TTTH kanala u zavisnosti od ITI	68
Slika 45. Primer povećanja <i>m.e.r.</i> TTTH kanala linijskim ograničenjem.....	69
Slika 46. Informacione sekvence koje formiraju $\pm[+-+]$ uzorak greške.....	74
Slika 47. Fizička realizacija $4/5$ MTR ($2, k = 8$) koda/dekoda.....	75
Slika 48. Simulaciona šema MTR koda na E^2PR4 OTOH kanalu	76
Slika 49. Dekodovanje $4/5$ MTR ($2, k = 8$) koda na E^2PR4 OTOH kanalu	76
Slika 50. Trelis dijagrama MTR kodanog E^2PR4 OTOH kanala.....	77
Slika 51. $4/5$ MTR ($2, k = 8$) kod na E^2PR4 TTTH kanalu	78
Slika 52. Dekodovanje $4/5$ MTR ($2, k = 8$) koda na E^2PR4 TTTH kanalu	78
Slika 53. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za „I“ (AND) logičko kolo	86
Slika 54. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za „ILI“ (OR) logičko kolo	87
Slika 55. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za logičko kolo operacije sabiranja po modulu dva88	
Slika 56. Primer bipartitivnog grafa pridruženog LDPC kodu	94
Slika 57. LDPC dekodovanje message-passing algoritmom.....	95
Slika 58. LDPC – MTR kod na E^2PR4 OTOH kanalu.....	96
Slika 59. LDPC – MTR dekodovanje na E^2PR4 OTOH kanalu	96
Slika 60. LDPC – MTR kod na E^2PR4 TTTH kanalu.....	97
Slika 61. LDPC – MTR dekodovanje na E^2PR4 TTTH kanalu	97
Slika 62. MAP dekodovanje MTR koda na E^2PR4 OTOH kanalu	99
Slika 63. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima na E^2PR4 OTOH kanalu	101
Slika 64. Poređenje max-log MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima	102
Slika 65. MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 OTOH kanalu	104
Slika 66. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 OTOH kanalu.....	105
Slika 67. Poređenje max-log MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima kod dekodovanja MTR koda u serijskoj vezi LDPC – MTR na E^2PR4 OTOH kanalu.....	106
Slika 68. MAP dekodovanje MTR koda na E^2PR4 TTTH kanalu	107
Slika 69. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima na E^2PR4 TTTH kanalu	108
Slika 70. Poređenje <i>max-log</i> MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima kod dekodovanja MTR koda na E^2PR4 TTTH kanalu	109

Slika 71. MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu	110
Slika 72. <i>max-log</i> MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu	111
Slika 73. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu.....	112
Slika 74. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem sa aproksimacijama u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu.....	113
Slika 75. Poređenje <i>max-log</i> MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima, kod dekodovanja MTR koda u serijskoj vezi LDPC – MTR na E^2PR4 TTTH kanalu.....	114

Tabele

Tabela 1 PR modeli magnetskog kanala za memorisanje	50
Tabela 2 Dominantni uzorci grešaka za nekodovani E ² PR4 kanal	63
Tabela 3 Kodne reči 4/5 MTR (2, k = 8) koda	75
Tabela 4 Tabela dekodera 4/5 MTR (2, k = 8) koda	81
Tabela 5 Primer podskupova za MAP dekodovanje 4/5 MTR (2, k = 8) MTR koda	82

1

Uvod

1.1 Kratak pregled poglavlja „Sistemi za memorisanje“	18
1.2 Kratak pregled poglavlja „Magnetski kanal“	19
1.3 Kratak pregled poglavlja „MTR kodovi“	19
1.4 Kratak pregled poglavlja „Tehnike dekodovanja MTR kodova“	20
1.5 Kratak pregled poglavlja „LDPC – MTR serijska veza kodova“	20
1.6 Kratak pregled poglavlja „Rezultati simulacija“	21
1.7 Kratak pregled poglavlja „Zaključak“	21
1.8 Kratak pregled poglavlja „Dalji pravci istraživanja“	21

Paralelno sa razvojem digitalnih računarskih sistema, javila se i potreba, moglo bi se reći neutojiva, za sistemima za digitalno memorisanje informacija. Prve arhitekture računara, ranih 50-tih godina 20. veka, bile su okrenute u to vreme postojećim oblicima tehnologija za memorisanje informacija, kao što su bušene kartice i magnetsko memorisanje razvijeno za audio zapis.

U narednom periodu dolazi do razvoja drugih tehnologija za smeštanje podataka kao što su magnetske trake, poluprovodničke memorije i optički zapis. Ove tehnologije evoluiraju i vremenom formiraju hijerarhiju sistema za smeštanje podataka u računarima, koja je u ovom momentu sledećeg oblika:

- brze poluprovodničke memorije razvijene za sam procesor,
- magnetski disk (*hard-disc drive*) koji obezbeđuje brz pristup velikoj količini podataka,
- optički i magnetski disk kao ulazno-izlazni uređaj računara i
- magnetske trake razvijene za potrebe arhiviranja podataka.

Informacije smeštene na uređajima za magnetski zapis mogu se sresti svakodnevno i na svakom koraku. U ovom momentu mi koristimo uređaje za magnetski zapis da bi smeštali razne softverske alate, e-mail poruke, poslovne i privatne informacije, od podataka platnih kartica, poslovnih transakcija, pa do ličnih fotografija, itd.

Dodatno, sve su prisutniji sadržaji namenjeni ličnoj zabavi, koje srećemo kroz različite oblike magnetskog memorisanja informacija, a koje zahtevaju sve više memorijskog prostora.

Analitičari koji prate oblast magnetskog zapisa procenili su da će magnetski diskovi namenjeni potrošačkoj elektronici u 2008. godini dostići 40% od svih isporuka magnetskih diskova [11], što je izuzetan rast u odnosu na 9% u 2003. godini, odnosno 15% u 2004. godini. Za razliku od magnetskih diskova namenjenih industriji personalnih računara, gde su performanse ključne, diskovi namenjeni potrošačkoj elektronici kao osnovni zahtev imaju veoma visok kapacitet smeštanja podataka.

Kao nikad ranije, korisnici sve više svoje zabavne i privatne sadržaje drže u digitalnom formatu i pokazuju sve veće i veće apetite za novim, čime se stvara realna pretpostavka da će u narednih 5 do 10 godina prosečno domaćinstvo sadržati 10 do 20 magnetskih diskova u različitim primenama [11]. Ovakva vizija zahteva uspešno prilagođavanje tehnologije magnetskog memorisanja budućim zahtevima.

Moderni sistemi za magnetsko memorisanje sastoje se od magnetskog medijuma, na koji se vrši zapis informacija, induktivne glave za zapisivanje i, u poslednje vreme sve prisutnijeg, magneto-rezistivnog senzora za detekciju zapisa.

Nagli porast gustine zapisa i kodnih brzina u ovim sistemima postignut je zahvaljujući napretku u razvoju novih i kvalitetnijih materijala, korišćenih u procesu magnetskog memorisanja, unapređenju dizajna glava za pisanje i čitanje, kao i mehaničkom dizajnu celokupnog sistema. Uloga kodovanja i obrade signala je da na najbolji način iskoristi kapacitete i brzinu dobijene ovim unapređenjima.

U sistemima za magnetsko memorisanje, uvodi se pojam *magnetskog kanala*, sa ciljem da se egzaktno opiše sam proces zapisivanja i čitanja informacija sa magnetskog medijuma. Operacije koje se obavljaju u kanalu uključuju: sinhronizaciju, ekvalizaciju, detekciju podataka, modulaciono kodovanje/dekodovanje, kao i kontrolu grešaka.

Pored navedenih funkcija, vezanih za takozvani *kanal podataka*, magnetski kanal poseduje i *servo kanal*, sa namenom da vrši obradu informacija o poziciji magnetskih glava, kao i da reguliše odgovarajuće pozicionisanje glave iznad staze za zapisivanje/čitanje.

Funkciju kontrole grešaka vrši takozvani *kontroler*, koji predstavlja zaseban sistem odgovoran za čitav set funkcija elektronskog i mehaničkog sklopa, a koji obezbeđuje korisniku visok stepen funkcionalnosti sistema za magnetsko memorisanje.

Kako tehnologija magnetskog zapisa sve više sazreva, modeli kanala u sistemima za magnetsko memorisanje postaju sve složeniji i unapređeniji, dostižući tačku gde koriste skoro iste ili čak i komplikovanije algoritme za obradu signala, kodovanja i modulaciju, kao i bilo koji drugi telekomunikacioni kanal.

Obeležavajući u ovom momentu 111-tu godišnjicu tehnologije magnetskog zapisa možemo smatrati da je ova tehnologija veoma dobro razvijena, iako je još uvek prisutan trend brze pojave značajnih tehnoloških unapređenja i inovacija, koji će se nesumnjivo nastaviti i u narednom periodu. Godine razvoja koje poseduje ova tehnologija čvrsto su usmerile proces magnetskog zapisa ka sve manjim, bržim i jeftinijim uređajima, bez jasnih granica u mogućim zahtevima.

Svakodnevni izazovi u implementaciji novih arhitektura, u sistemima za magnetsko memorisanje, pomeraju granice današnjih proizvodnih tehnologija u oblasti integrisanih kola, zahvaljujući željama za određenim kapacitetom uređaja, njegovom brzinom, utroškom energije i cenom proizvodnje. Ovo se naročito ogleda u domenu dizajna magnetskih glava, novih magnetskih materijala upotrebljenih za magnetski medijum, kao i prapratne elektronike sistema.

Inovacije u domenu algoritama modulacionog i zaštitnog kodovanja, kao i njihova efikasna implementacija, od izuzetne su važnosti u sistemima magnetskog memorisanja.

Kao svoj doprinos, ova disertacija predstavlja poboljšanja u tehnikama modulacionog kodovanja, prvenstveno dekodovanja *maximum transition run* (MTR) kodova principom finog odlučivanja, u arhitekturi sistema za magnetski zapis naredne generacije koji koriste više staza za zapisivanje i više glava za čitanje podataka.

Disertacija se sastoji od deset poglavlja, sa pregledom osnovnih principa i teoretskih osnova, prikazom performansi aktuelnih tehnologija, kao i pravicima nekih budućih istraživanja.

U narednom delu je dat kratak pregled pojedinih poglavlja.

1.1 Kratak pregled poglavlja „Sistemi za memorisanje“

Poglavlje „*Sistemi za memorisanje*“ predstavlja uvodno poglavlje ove disertacije i namenjeno je upoznavanju sa osnovama magnetskog memorisanja i sistemima koji ih koriste.

U poglavlju je predstavljen kratak istorijat magnetskog zapisa, počevši od ranih radova Oberlin Smitha iz 1878. godine, pa preko entuzijazma Valdemara Poulsena, sve do današnjih dana i modernih sistema magnetskog memorisanja.

U poglavlju je u kratkim crtama prikazan razvojni put tehnologije magnetskog zapisa preko prvih komercijalnih uspeha, razvoja medijuma za magnetski zapis, prvih sistema sa traka-disk uređajima, prvih čvrstih diskova kao i njihovom evolucijom u dostizanju sve većih memorijskih kapaciteta.

U poglavlju su takođe predstavljeni i osnovni principi longitudinalnog i perpendikularnog magnetskog zapisa, kao dva osnovna načina magnetskog zapisa, kao i dizajna magnetskih glava koje se u njima koriste. Pored toga, dat je i kratak pregled trenutnih dometa ovih tehnologija magnetskog zapisa.

U okviru poglavlja predstavljen je i osnovni princip tehnologije HAMR magnetskog zapisa, za koju su vezana predviđanja da može povećati granice magnetskog

zapisa sa faktorom većim od 100. Ova tehnologija se istražuje u velikom broju kompanija, koje pokušavaju da je što pre komercijalno implementiraju i time produže vek trajanja tehnologije magnetskog zapisa.

Na kraju poglavlja, u kratkim crtama, predstavljena je budućnost tehnologije magnetskog zapisa.

1.2 Kratak pregled poglavlja „Magnetski kanal“

U poglavlju naslovljenom „*Magnetski kanal*“ predstavljen je kanal za magnetsko memorisanje informacija, kao i tehnike za njegovo modelovanje.

U okviru poglavlja objašnjena je ekvalizacija kanala na određeni polinom parcijalnog odziva (*partial response* - PR), a posebna pažnja posvećana je modelima magnetskog kanala sa:

- jednom stazom za zapisivanje i jednom glavom za čitanje, takozvani OTOH model kanala i
- dve staze za zapisivanje i dve glave za čitanje, takozvani TTTH model kanala koji obezbeđuje dodatno povećanje i to radijalne gustine zapisa.

Ova dva modela su osnova na kojoj su vršena istraživanja predstavljena u okviru disertacije, pri čemu se podrazumevala ekvalizacija staza PR polinomom namenjenih longitudinalnom magnetskom zapisu. Perpendikularni magnetski zapis, iako je uveliko istraživan u poslednjim godinama, nije bio predmet istraživanja disertacije.

U poglavlju su predstavljeni i detektori koji se koriste u magnetskom kanalu, počev od vršnog detektora kao razvojnog puta, preko modernog pristupa *partial response maximum likelihood* (PRLM) detekcije, do široko zastupljenog *soft-output Viterbi algorithm* (SOVA) detektora [3] namenjenog OTOH sistemima i 2H-SOVA detektora namenjenog TTTH sistemima.

U ovom poglavlju predstavljeni su osnovni rezultati analize kvadratnog euklidskog rastojanja pojedinih modela kanala, pošto ova rastojanja u velikoj meri određuju verovatnoću greške detektora kanala u magnetskom zapisu [4], [7] i [44].

Pored toga, predstavljeni su i osnovni principi za povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja u cilju poboljšanja rada detektora kanala.

1.3 Kratak pregled poglavlja „MTR kodovi“

Osnovna ideja i dizajn modulacionih MTR kodova, kao i njihova implementacija na OTOH i TTTH magnetskom memorijskom kanalu, dati su u četvrtom poglavlju naslovljenom „*MTR kodovi*“.

U okviru poglavlja analiziran je jednostavan, ali dobro poznat, 4/5 MTR ($2, k = 8$) kod [1], kao predstavnik čitave klase MTR kodova. Predstavljena je njegova mogu-

ća prosta fizička realizacija na bazi logičkih kola, pošto je to moment koji je inicirao i doveo do razvoja jedne od tehnika dekodovanja MTR kodova na bazi finog odlučivanja.

U poglavlju su predstavljene i implementacije MTR koda na OTOH i TTTH kanalima, u okviru kojih je upotrebljena idealna E^2PR4 ekvalizacija staza.

Predstavljani su i osnovni rezultati uticaja MTR ograničenja na trelis detektora kanala, kao i na smanjenje kompleksnosti rada detektora u ova dva modela kanala.

1.4 Kratak pregled poglavlja „Tehnike dekodovanja MTR kodova“

Poglavlje naslovljeno kao „*Tehnike dekodovanja MTR kodova*“ predstavlja osnovni doprinos ove disertacije i u njemu su izloženi detalji pojedinih tehnika dekodovanja MTR kodova.

Dekodovanje MTR kodova se do sada obavljalo na principu grubog odlučivanja, gde se dobijala samo informacija da li je binarna promenljiva 0 ili 1, bez informacije o pouzdanosti odluke. Ovo je u velikoj meri uticalo na manju praktičnu upotrebljivost MTR kodova u modernim sistemima sa magnetskim zapisom.

U ovom poglavlju detaljno su analizirane dve novorazvijene tehnike dekodovanja MTR kodova, koje koriste različite ideje za implementaciju principa finog odlučivanja. To su:

- MAP algoritam [9] i
- fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima [10].

Predstavljene su i suboptimalne varijante metoda, a njihove performanse na E^2PR4 OTOH i TTTH modelima kanala, samostalno i u kombinaciji sa zaštitnim LDPC kodom, čine osnovni predmet istraživanja u okviru disertacije.

Rezultati istraživanja u okviru razvoja ovih tehnika dekodovanja svoju potvrdu validnosti dobile su na nekoliko međunarodnih stručnih konferencija [9], [10], [110]-[112], [118] i [134]-[137].

1.5 Kratak pregled poglavlja „LDPC – MTR serijska veza kodova“

LDPC zaštitni kodovi su, u ovom momentu, veoma poznati, dobro istraženi i popularni, pa poglavlje „*LDPC – MTR serijska veza kodova*“ samo u kratkim crtama daje pregled osnovnih karakteristika LDPC koda, dok se znatno više detalja o ovim kodovima može pronaći u stručnoj literaturi.

Osnovni zadatak disertacije je bio razvoj tehnika dekodovanja modulacionih MTR kodova principom finog odlučivanja, ali zbog slabih zaštitnih karakteristika MTR koda neophodno je njihovo kombinovanje sa zaštitnim kodom znatno boljih performansi.

U disertaciji je analizirana jednostavna serijska veza LDPC – MTR kodova, pri čemu LDPC kod igra ulogu spoljašnjeg zaštitnog koda, a MTR ulogu unutrašnjeg modulacionog koda, na E²PR4 OTOH i TTTH modelima magnetskog kanala.

U ovom scenariju do izražaja dolazi neophodnost dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja. Sa druge strane MTR kod se nalazi neposredno do kanala, čime utiče na treis detektora kanala i na sveukupnu kompleksnost detekcije.

U poglavlju su prikazane implementacije serijske veze LDPC – MTR koda na analiziranim modelima kanala i to u situaciji kada se fine vrednosti od detektora kanala prosleđuju, kroz MTR dekođer, ka LDPC dekođeru, bez međusobne razmene u povratnoj grani, odnosno iterativnom koraku.

Ovim se težilo smanjenju kompleksnosti detekcije, pogotovo na TTTH modelu kanala, ali isto tako i smanjenju uticaja zahteva za statističkom nezavisnošću, koja je bila neophodna prilikom razvoja tehnika dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja.

1.6 Kratak pregled poglavlja „Rezultati simulacija“

U poglavlju „*Rezultati simulacija*“ izložene su performanse pojedinih tehnika dekodovanja MTR kodova na E²PR4 OTOH i TTTH modelima kanala. Razmatrani su slučajevi kada je MTR kod implementiran samostalno, ali kada je implementiran i u kombinaciji sa LDPC kodom.

Izvršeno je i poređenje performansi pojedinih tehnika dekodovanja MTR koda finim odlučivanjem, kao i njihovih suboptimalnih varijanti na datim modelima kanala.

Poređene su i performanse *max-log* MAP varijante, koja daje najbolje rezultate u okviru MAP finog odlučivanja, sa performansama finog odlučivanja u logičkim kolima baziranim na upotrebi aproksimacija.

1.7 Kratak pregled poglavlja „Zaključak“

U poglavlju „*Zaključak*“ sumirani su rezultati istraživanja disertacije u okviru razvoja tehnika dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja.

1.8 Kratak pregled poglavlja „Dalji pravci istraživanja“

U poglavlju je izloženo nekoliko ideja kao potencijalnih pravaca istraživanja ove veoma interesantne i nadasve aktuelne teme

Sistemi za memorisanje

2.1 Kratak istorijat magnetskog zapisa	23
2.2 Longitudinalni magnetski zapis	36
2.3 Perpendikularni magnetski zapis	41
2.4 HAMR magnetski zapis	43
2.5 Budućnost tehnologije magnetskog zapisa	44

Prva poznata skica sistema za magnetsko memorisanje, odnosno magnetski zapis, potiče još iz davne 1878. godine, a načinio ju je američki entuzijasta i istraživač Oberlin Smith [12]. Njegov sistem sastojao se od žice kao medijuma za magnetsko snimanje i magnetske glave u obliku kalema obmotanog oko jezgra sa gvoždem. Sistem će biti detaljnije objašnjen u daljem tekstu.

Dvadeset godina kasnije, 1898. godine, danski inženjer Valdemar Poulsen konstruirao je prvi funkcionalni sistem i od tada započinje 111 godina duga istorija magnetskog memorisanja, tehnologije iz koje će se razviti industrija trenutno vredna više desetina milijardi američkih dolara.

Tehnologija magnetskog memorisanja postala je okosnica personalnih računara i komunikacionih tehnologija, u obliku u kom ih mi danas poznajemo.

U ovom poglavlju predstavljeni su principi tehnologije magnetskog memorisanja i to oni koji su prvenstveno vezani za magnetske trake i magnetske čvrste diskove.

Ove dve oblasti u najboljoj meri ilustruju razvoj tehnologija obrade signala i raznih inovacija namenjenih prevazilaženju problema susretanih u magnetskom zapisu.

2.1 Kratak istorijat magnetskog zapisa

Tehnologija magnetskog memorisanja, u svom povoju, pojavljuje se u vremenu velikih tehnoloških otkrića. Jedan od velikana tog vremena Alexander Bell, 1876. godine svetu predstavlja svoj revolucionarni pronalazak, prvi telefonski aparat. U istom periodu Thomas Edison formira laboratoriju i radi na razvoju nekoliko pronalazaka od kojih će jedan imati dugoročne posledice na industriju zabave.

U toku 1877. godine, Edison predstavlja svoj zvučni fonograf (*phonograph*), uređaj namenjen snimanju i reprodukciji zvuka, čija je replika prikazana na slici 1.



Slika 1. Replika prvog fonografa

Prvobitni fonograf je konstruisan tako da se vibracije ocrtavaju na valjku obloženom tankom metalnom folijom. Da bi se zvuk zabeležio operater bi izgovarao rečenicu u levak i istovremeno okretao ručicu. Zvučne vibracije su se prenosile preko membrane i igle na tanku metalnu foliju.

Da bi se ovaj snimak reprodukovao igla bi išla po tragovima zvučnih šara sa folije valjka i prenosila vibracije nazad na membranu.

Jedan od posetilaca Edisonove laboratorije susreće se sa fonografom 1878. godine i kao pravi inženjer, što je i bio, odlučuje da unapredi mehanički pristup snimanja i reprodukcije zvuka u ovom uređaju. Posetilac je bio američki istraživač i entuzijasta Oberlin Smith.

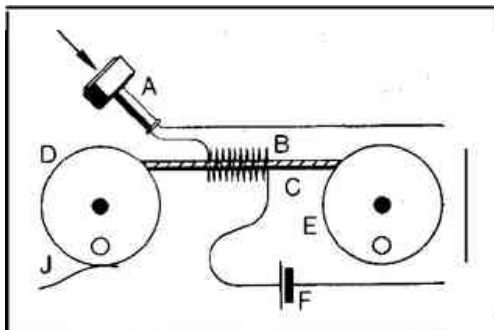
Smith je bio zaokupljen problemom zašumljenog signala koji je proizvodio prvi fonograf i hteo je da izbegne mehaničke izvore šuma i distorzije. Želeo je da pronađe novi medijum za snimanje, kao i novi metod snimanja.

Magnetizam i elektromagnetizam su već pronašli svoje mesto u telegrafu iz 1835. godine, uređaju za prenos signala na daljinu. Smitha je zanimalo da li se slična tehnologija može iskoristiti i za snimanje zvuka?

On je u svojim eksperimentima zaključio da namotaj žice u obliku kalema može da izvršiti magnetizaciju magnetskog medijuma, kao što je na primer čelična žica, tako da magnetski uzorci, duž medijuma, imitiraju zvučne vibracije izgovorenih reči. Snimljeni uzorci bi se mogli reprodukovati koristeći isti kalem koji bi se kretao iznad medijuma, u ovom slučaju žice i indukovao napon na svojim krajevima. Napon bi se kasnije iskoristio da se proizvede zvuk.

U toku 1878. godine, Smith objavljuje memorandum iznoseći svoje prve ideje o magnetskom zapisu, da bi 1888. godine u časopisu *Electrical World* opisao sistem za magnetski zapis kao alterantivu zapisa u fonografu [13].

Originalni crtež Smithovog sistema prikazan je na slici 2.



Slika 2. Originalni crtež sistema za magnetski zapis iz 1888. godine

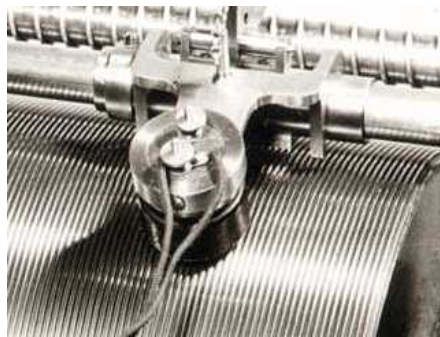
Izgovorene reči bi se preko mikrofona transformisale u odgovarajući električni signal (A) i preko kalema (B) snimale u formi magnetizacije na nosač zvuka (C), čeličnu žicu ili drugi magnetski medijum, smešten na transportne točkove (D i E).

Nažalost, Smith nikada nije uspeo da komercijalizuje ovu ideju, koja će se pokazati kao prelomna u tehnologiji zvučnog zapisa. Takođe, nije poznato ni da li je laboratorijski uspeo da izvrši magnetizaciju zvučnih vibracija, pošto do danas nije pronađen ni jedan materijalni trag, odnosno preživeli uređaj.

U toku 1898. godine, Valdemar Poulsen je uspeo tamo gde Oberlin Smith nije. Poulsen je konstruisao prvi funkcionalni uređaj sa magnetskim zapisom, nazvan *telegrafon* (*telegraphone*).

U ranom periodu Poulsen je bio zaposlen kao inženjer telefonije i bio je upoznat sa tehnologijom koju koristi telegraf i telefon. Motivacija da snimi zvuk proistekla je iz želje da korisnicima omogući ostavljanje poruka na telefonu, što je preteča modernim, takozvanim, telefonskim sekretaricama.

Njegov laboratorijski prototip sastojao se od čelične žice, razapete između klinova, na koje su snimane zvučne vibracije koristeći elektromagnetsku glavu sa magnetskim jezgrom. Kasnijim unapređenjima, medijum za snimanje se sastojao od žice namotane u spiralu, kao što je prikazano na slikama 3 i 4.



Slika 3. Magnetska glava telegrafona



Slika 4. Poulsenov telegrafon iz 1898.

Nažalost, Poulsenov telegrafon nije bio predodređen da bude komercijalno uspešan, iako je njegov prototip bio zvezda Pariskog salona 1900. godine. Tada je privukao mnogo pažnje, ali je izostao željeni komercijalni uspeh. Nakon toga, Poulsen se posvetio drugim istraživanjima, a telegrafon je počeo da tone u zaborav.

Nekoliko grupa američkih investitora pokušalo je da komercijalizuje ideju telegrafa ali nijedna nije bila uspešna. Tehnologija zapisa je tada još uvek bila nezrela, pa je dosta inovacija i podešavanja bilo neophodno da bi se omogućio kvalitetan i pouzdan magnetski zapis.

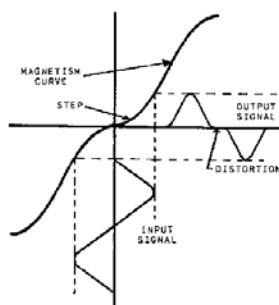
2.1.1. Put ka komercijalnom uspehu

Sa 1920-tom godinom u Nemačkoj, Engleskoj i Sjedinjenim američkim državama pojavljuje se par komercijalno uspešnih poduhvata proizvodnje opreme sa magnetskim zapisom: za diktafone, zvučne filmove, radio prenos i druge primene.

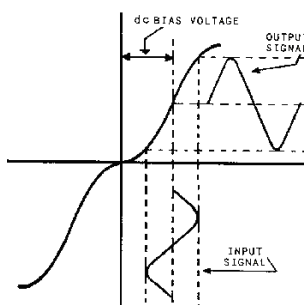
Nemački izumitelj Kurt Stille bio je prvi koji je uživao u komercijalnom uspehu [14]. Tehničke inovacije, kao što su elektronski pojačavači i kasete kao magnetski medijum, pomogle su da se unapredi kvalitet uređaja za snimanje i da se oni učine pogodnijim za primenu.

U toku 1938. godine, trojica japanskih istraživača [14] su došla do otkrića da se dodavanjem signala visoke frekvencije u signal koji se snima (*AC-bias*), u odnosu na dodavanje jednosmernog signala (*DC-bias*), smanjuje šum i distorzija snimka.

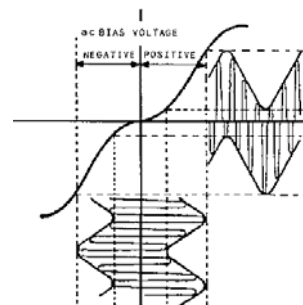
Razlog leži u karakteristikama magnetskog materijala, odnosno u njegovoj krivoj prvobitnog magnetisanja, kao što je prikazano na slikama 5, 6 i 7 (slike su preuzete u neizmenjenom obliku iz reference [15]).



Slika 5. Obitan zapis



Slika 6. Dodavanje jednosmernog signala



Slika 7. Dodavanje signala visoke frekvencije

Zahtev koji se postavlja pred bilo koju tehnologiju memorisanja jeste da je na izlazu prisutan signal identičan onom koji se memorisao. U ranoj fazi magnetskog zapisa primećeno je da magnetizacija nije bila direktno srazmerna jačini struje, a razlog leži u obliku krive prvobitnog magnetisanja koja ima izraženu nelinearnost u okolini nultog položaja, kada signal menja polaritet, kao što je prikazano na slici 5. Nelinearnost je uzrok deformacije izlaznog signala, kada se poredi sa snimljenim.

U toku 1907. godine, Poulsen je pronašao rešenje ovog problema u formi dodavanja jednosmernog signala, signalu koji se snima (*DC-bias*). Ovim jednosmernim

signalom, konstantne vrednosti, izbegava se nelinearni deo krive magnetisanja, u okolini nultog položaja, kao što je prikazano na slici 6. Na taj način se sprečava da ulazni signal prolazi kroz nultu tačku krive magnetisanja, a kao rezultat se dobija da je izlazi signal skoro identičan onom koji se snima.

Nažalost, pristup ima mali problem u vidu ograničenog dela u kom je kriva magnetisanja linearna, tako da je izlazni signal malog intenziteta u poređenju sa slučajnim signalom samog nenamagnetisanog medijuma, koji se dobija reprodukcijom. Ovaj efekat rezultuje malim odnosom signal-šum (*signal/noise ratio* - SNR).

Dodavanjem signala visoke frekvencije, iznad granice koja može da se čuje i nivoa kojim se pomera dalje od nelinearnog dela krive prvobitnog magnetisanja, originalni signal se amplitudskom modulacijom snima na medijum, kao što je prikazano na slici 7.

Rezultat modulacije su dve neoštećene slike izlaznog signala koje se mogu ukombinovati u jedan izlazni signal većeg intenziteta. Na ovaj način omogućena je reprodukcija snažnijeg signala na izlazu, čime je značajno unapređen odnos signal-šum, a smanjen je i uticaj slučajnog signala nenamagnetisanog medijuma.

Otkrićem prednosti dodavanja signala visoke frekvencije (*AC-bias*) prilikom snimanja željenog signala, otvoren je put ka uspesima tehnologije magnetskog zapisa.

2.1.2. Razvoj medijuma za magnetski zapis

Godine prvih komercijalnih uspeha magnetskog zapisa bile su praćene upotrebom magnetskog medijuma u obliku čelične žice, a kasnije i traka od čelika, koje su imale određenu mehaničku otpornost na uvijanje da bi se očuvao kvalitet snimljenog zvuka.

Ludvig Blattner je u Engleskoj razvio mašinu za proizvodnju traka od čelika namenjenu upotrebi u britanskoj radijskoj kompaniji, međutim njihova robusnost u pogledu veličine kotura na koje su se namotavale i težine od 36 kg zahtevale su dve osobe za njihovu zamenu. Zbog svoje nepraktičnosti, trake od čelika ubrzo postaju deo istorije razvoja.

Fritz Pfleumer, austrijski inženjer, u toku 1928. godine razvija novi tip medijuma za snimanje koji će napraviti revoluciju u procesu magnetskog zapisa. Njegov pionirski rad se sastojao u oblaganju papira vrlo tankim slojem metalnog praha i primene ovog procesa u proizvodnji magnetskih traka. Gvožđe je bilo prvi magnetski materijal upotrebljen na papirnoj osnovi.

Nemačka kompanija AEG, zajedno sa partnerskom kompanijom BASF, donela je niz inovacija u domenu medijuma za snimanje kao što su trake od celuloze (*cellulose acetate*) kao osnovu i oblaganje sa *carbonyl* gvožđem (gvožđem visoke čistoće 99.5+%) [16], zatim *magnetit* (feromagnetik, jedan od oksida gvožđa sa hemijskom formulom Fe_3O_4) [17] i konačno 1939. godine γ - gvožđe oksid (hemijska formula $\gamma - Fe_2O_3$) [18], [19] koji će se koristiti još decenijama kasnije.

U Sjedinjenim američkim državama je nekoliko proizvođača bilo zainteresovano za magnetski zapis, a jedan od njih jeste i Brush Development Company, koja je

uspela da razvije bolje oblaganje medijuma koristeći granule magnetita sa boljom uniformnošću i performansama.

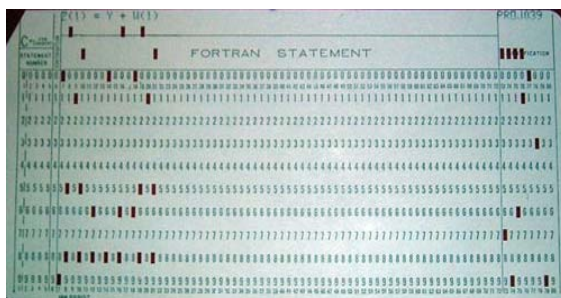
Kompanija 3M razvija svoju prvu audio traku 1947. godine, takozvanu Scotch™ 100, a odmah potom i najprodavaniju Scotch™ 111 sa celuloznom osnovom (*cellulose-acetate*) obloženu sa γ – gvožđe oksidom. Ovaj model će biti upotrebljen u prvom IBM-ovom digitalnom traka-disk uređaju (*tape drive*) iz 1953. godine [20].

Uspon kompanije Ampex Corporation je primer bliske veze industrije magnetskog zapisa i industrije zabave. Ova kompanija je na osnovu prvog magnetofona, razvijenog još 1935. godine, od strane nemačkog AEG-a, krenula u razvoj profesionalnog modela namenjenog radio emitovanju i muzičkoj industriji. Njihov uređaj za snimanje, Model 200, koji je koristio Scotch™ 111 audio trake, prezentovan je grupi holivudskih menadžera i omogućio uspon Ampex u svetu audio zapisa [21].

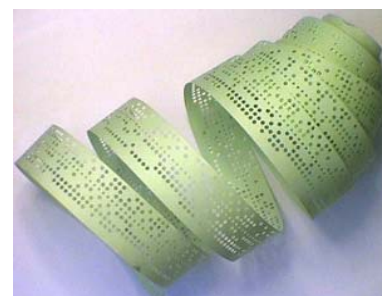
2.1.3. Traka-disk uređaji

U ranim 1950-tim godinama, brzo rastuće tržište računara tražilo je magnetsku traku za snimanje sa ciljem da obezbedi memorisanje i smeštanje podataka, kao i pripremu podataka za spore ulazno-izlazne uređaje.

Dotadašnje bušene kartice i bušene trake, prikazane na slikama 8 i 9, su vrlo brzo zamenjene brzim magnetskim trakama, ali nažalost njihova obrada je ostala na takozvanom grupnom (*batch*) modu.



Slika 8. Primer bušene kartice

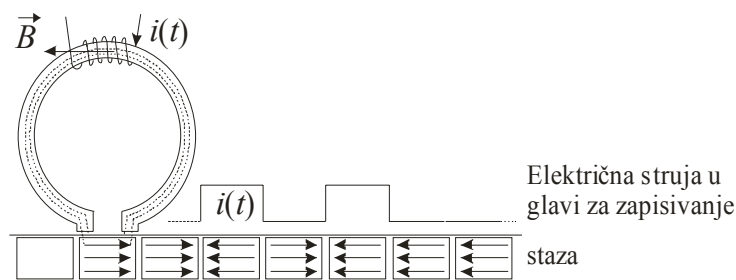


Slika 9. Primer bušene trake

Memorisanje podataka na trake donelo je visoke brzine prenosa, kao i brz pristup željenom bloku podataka, ali zahtevana unapređenja u brzini nisu se mogla ostvariti upotrebom analognih uređaja za snimanje zvuka. Inovacije su bile neophodne i u mehaničkom delu rukovanja trakama, ali i u samom zapisu. Rezultat su bile serije brzih digitalnih uređaja za snimanje traka koji su koristili više staza za zapisivanje.

Za razliku od audio uređaja za snimanje, digitalni uređaji za snimanje koriste tehniku snimanja zasnovanu na digitalnoj prirodi podataka. Digitalna informacija, nula i jedinica, memorisana je na traku tako što je menjan polaritet električne struje u glavi za zapisivanje u određenim intervalima vremena.

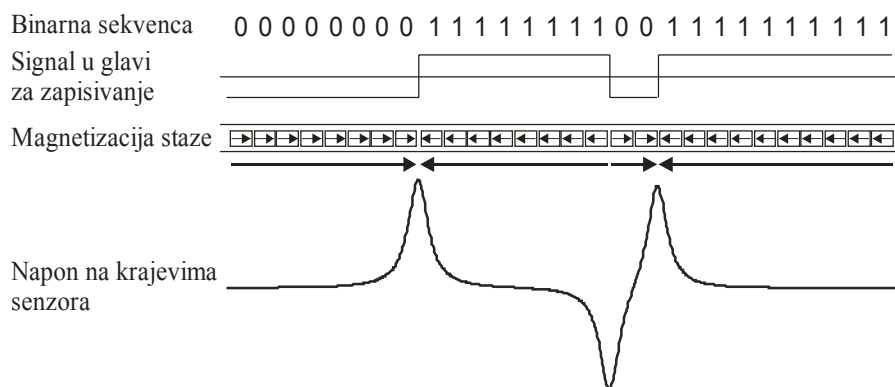
Magnetsko polje proizvedeno promenljivim polaritetom električne struje glave uzrokuje nastanak serije namagnetisanih domena duž trake, sa odgovarajućim smerom magnetizacije u zavisnosti od toga da li se snima nula ili jedinica, kao što je prikazano na slici 10.



Slika 10. Magnetizacija staze

Ovaj metod magnetskog zapisa je nazvan i longitudinalni zapis, pošto je magnetizacija elementarnih domena u potpunosti u ravni medijuma za snimanje.

Informacija se nakon nekog vremena dobija detektujući promene, odnosno tranzicije u magnetizaciji domena. Za razliku od odgovarajućeg analognog signala, dobijenog od audio glave za čitanje, digitalni signal se sastoji od serije diskretnih impulsa promenljivog polariteta. Svaki od impulsa označava da je tranzicija u magnetizaciji prisutna ispod glave za čitanje, kao što je to prikazano na slici 11.



Slika 11. Veza binarne sekvence i signala na senzoru glave za čitanje

Korisničke informacije su memorisane kao serija nula i jedinica, a ovaj niz je prethodno, dodatno, modulisan određenim modulacionim kodom da bi se postiglo što bolje poklapanje snimljenih uzoraka sa karakteristikama sistema za snimanje.

U najjednostavnijem obliku koda za snimanje, digitalni niz nula i jedinica je sniman na traku, tako što se formiraju tranzicije u magnetizaciji za jedinicu, a za nulu nema promene u magnetizaciji susednih domena. Ovaj jednostavni i efikasni kod je takozvani *non-return to zero-inverted* (NRZI) kod, kog je osmislio Byron Phelps iz IBM-a [22].

Uloga modulacionog koda u sistemu za magnetski zapis jeste i sinhronizacija signala koji se dobija od glave za čitanje. Da bi snimljeni bit bio identifikovan kao jedinica, impuls koji označava odgovarajuću tranziciju magnetizacije mora da padne u određenom vremenskom intervalu.

Zbog mogućeg prisustva dugog niza nula, NRZI kod nije bio u stanju da obezbedi informaciju o sinhronizaciji, ali je ubrzo konstruisana i njegova modifikovana verzija koja je omogućila veoma dobru sinhronizaciju na uštrb kodne brzine.

Jedna od važnih karakteristika modulacionog koda jeste i njegovo minimalno dozvoljeno rastojanje između susednih impulsa, pošto je to rastojanje određujući faktor

intersimbolske interferencije (ISI) između impulsa. Što je minimalno rastojanje veće to je ISI manja, ali sa druge strane povećanje vremenskog prozora između impulsa direktno smanjuje broj bita podataka koji se mogu memorisati na medijum, odnosno kodnu brzinu koda (odnos broja bita podataka i kodnih bita).

Zbog toga je progres u razvoju modulacionih kodova uključivao niz kompromisa koji su težili da optimizuju sveukupne performanse sistema za snimanje.

Impulsi koji označavaju jedinicu u signalu glave za čitanje su prvobitno detektovani jednostavnim kolom za detekciju praga, ali su njih ubrzo nasledili vršni detektori (*peak detectors*). Oni su vodili računa o nekoliko karakteristika impulsa, da bi odvojili prave impulse podataka od uvek prisutnog šuma i signala distorzije.

Prvi digitalni uređaj za snimanje, koji je koristio magnetske trake, bio je Uniserv I kog je kompanija Remington Rand Corporation prikazala 1951. godine. Prvi proizvod je koristio snimanje na osam staza na 1,27 cm širokoj metalnoj traci.

Povratak u rane dane magnetskog zapisa i upotreba čvrstih metalnih traka je iz razloga mehaničke dugotrajnosti, neophodne pri velikim brzinama rada transportnog sistema trake.

Nažalost, velika težina metalnih traka otežala je njihovo rukovanje i smeštanje. Međutim, i pored ovog odabira magnetskog medijuma u Uniservo I je ugrađeno niz dobrih karakteristika zapisa na magnetske trake od kojih će se neke prenositi i koristiti i do današnjih dana.

IBM Corporation kompanija isporučuje 1953. godine uređaj nazvan Model 726, koji je prvi u seriji uređaja sa trakama a koji će postaviti standarde u ovoj oblasti. Jedna od najočiglednijih razlika jeste i upotreba traka baziranih na plastici kao medijuma za snimanje, čime su se otvorile mnoge mogućnosti ali i zahtevi za inovacijama da bi se obezbedila dugotrajnost ovakvih traka.

Model 726 se odlikovao i upotrebom vakumskih kolona koje su se protezale duž čitavog uređaja i koje su bile zadužene da obezbede slobodno kretanje savršeno zategnute trake sa obe strane glave za snimanje. Pored toga, one su obezbeđivale ineretnim točkovima na koje su trake bile namotane da se usinhronizuju sa vitlom, odnosno delom za motanje samog uređaja.

Dve vakumske kolone, kao i tehnologija vitla za motanje bili su svojstvene karakteristike IBM-ovih uređaja sa trakama sve do 1984. godine [23].

Mnogi drugi proizvođači pridružili su se razvoju traka-disk uređaja ostvarivši mnoga unapređenja. Točkovi na koje su se namotavale trake su sa 30,48 cm (12 in.) smanjeni na 26,67 cm (10.5 in.), što je postalo standard za nekoliko narednih godina. Tokom 1953. godine, kompanija 3M ponudila je tržištu znatno dugotrajnije trake, bazirane na DuPont's MylarTM filmu [20].

Cyclic redundancy check (CRC) kod je dodat proveriti parnosti sa ciljem da pomogne detekciji i korekciji grešaka. Dve razmaknute glave za čitanje/pisanje omogućile su ujedno i verifikaciju tokom zapisivanja, poboljšavajući pouzdanost.

Naredna velika promena u upotrebi traka za snimanje došla je 1984. godine, kada je kompanija IBM isporučila model 3480 uređaj sa trakom (*square tape cartridge*),

koji je obezbeđivao prostor od 200MB. Nakon ovog modela sledi 3480E kertridž sa 400MB prostora (prethodna generacija traka koje su se namotavale na točkove prečnika 25,4 cm (10 in.) su imale kapacitet od svega 150MB).

IBM-ov model 3480 kertridža je odgovor na rastući problem prostora za smeštanje i arhiviranje traka. Kertridži sa dimenzijama od 10,16 x 12,7 x 2,54 cm (4 x 5 x 1 in.) su bili veoma zgodni za rukovanje, a gustina zapisa im je povećana za faktor 6 zahvaljujući izvanrednim unapređenjima magnetskih glava, same trake, kao i upotrebljenih tehnika obrade signala.

Magnetski materijal upotrebljen na traci je bio hrom-dioksid (*chromium dioxide*) koji je imao visoku vrednost koercitivnog polja [24] i mogao je da podrži znatno veće gustine magnetskog zapisa.

Magnetska glava namenjena za rad sa 18 staza koristila je klasičnu induktivnu šemu za zapisivanje, dok je čitanje bazirano na sasvim drugoj tehnici. Davne 1971. godine, Rober Hunt iz Ampex kompanije razvio je magnetorezistivnu (MR) glavu za detekciju magnetskog polja medijuma [25].

Koristeći senzor u obliku trake sa legurom nikla i gvožđa (*permalloy*) [26] Hunt je pronašao da se otpornost senzorske trake promeni za par procenata kao odgovor na magnetsko polje medijuma. Propuštanjem električne struje kroz traku na krajevima bi se pojavio napona, koji bi sadržao impulse kad god bi se naišlo na tranziciju u magnetizaciji medijuma. Doduše, promena otpornosti je mala u odnosu na ukupnu, ali bi apsolutna promena napona mogla biti povećana time što se jačina električne struje povećava do granice koja je određena pouzdanošću senzorske trake.

Prednost MR senzora je to što je izlazni signal proporcionalan magnetskom fluksu a ne brzini promene fluksa, kao kod induktivnog senzora. Na ovaj način MR senzor daje uniforman signal nezavisan od brzine kretanja trake.

Glava sa MR senzorom je svoju primenu našla prvo u uređajima koji koriste trake zbog relativno velike širine staze na traci. Bilo je znatno jednostavnije obezbediti magnetsku stabilnost glave sa MR senzorom upotrebom staze velike širine.

Proćiće još 8 godina pre nego se glava sa MR senzorom, 1992. godine, upotrebi u komercijalno dostupnim čvrstim diskovima (*hard-disc drives*).

2.1.4. Čvrsti diskovi (hard-disc drives)

Duga i uspešna vladavina magnetskih čvrstih diskova počela je kao deo napora da se olakša breme sistema sa bušenim karticama.

Prvi primeri tehnologije bušenih kartica datiraju još iz davne 1725. godine, kada je Basile Bouchon koristio perforirani papir na kom su bili smešteni šabloni, korišćeni u tekstilnoj industriji [27].

U modernim industrijskim oblastima, obrada podataka je zahtevala da se što više pojednostavi način na koji se bušena kartica priprema za upotrebu u uređajima, kao i da se prevaziđe sekvencijalna obrada podataka. Bilo je neophodno da se što pre pristupi obradi željenog bloka podataka.

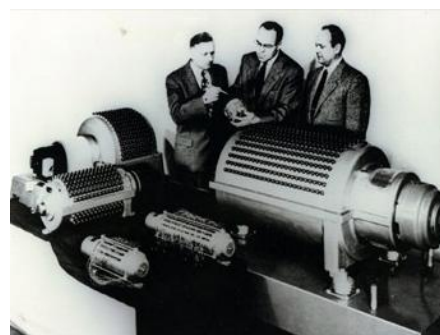
Magnetske memorijske trake su u to vreme već bile u upotrebi, ali nažalost samo za smeštanje podataka za grupnu obradu (*batch processing*). Ovaj način je bio nezgrapjan i ograničavao je mnoge željene aplikacije, kao što je trenutna obrada podataka. Na primer, rezervacija avionskih karata ili informacija o saldu bankovnog računa nisu bile moguće [28].

Ovo su bili podsticaji za jedan od prvih projekata Reynolda Johnsona, koji 1950. godine formira ekperimentalnu laboratoriju za kompaniju IBM. Nakon završetka nekoliko projekata baziranih na specifičnim zahtevima korisnika, laboratorija se fokusira da obezbedi jednostavno smeštanje podataka za operacije sa bušenim karticama i eventualno da omogući slučajjan pristup podacima [14] i [29].

Analizirajući moguće tehnologije, dizajnerski tim je zaključio da magnetske trake ne mogu da obezbede željeno vreme pristupa, a da magnetski doboš, prikazan na slikama 12 i 13, nema dovoljnu gustinu zapisa.



Slika 12. Primer magnetskog doboša



Slika 13. Sistem sa magnetskim dobošem

Odlučili su se za nov i inovativan pristup - *rotirajući magnetski disk*. Odluka je doneta uprkos činjenici da je neophodan značajan razvoj i mnoštvo novih otkrića, da bi se ideja pretvorila u proizvod. Zaključak tima je bio da će rotirajući magnetski disk, kao medijum za smeštanje, biti znatno ekonomičniji u pogledu dostupne površine i da će omogućiti brz slučajjan pristup bilo kom delu.

Pošto je magnetska glava za snimanje u stalnoj blizini površine rotirajućeg diska u dugom vremenskom periodu, bio je neophodan način da se ostvari precizno razdvajanje ova dva elementa. Konstantna razdvojenost tokom radnog veka uređaja izbegla bi habanje bez prekomerne degradacije magnetskih performansi.

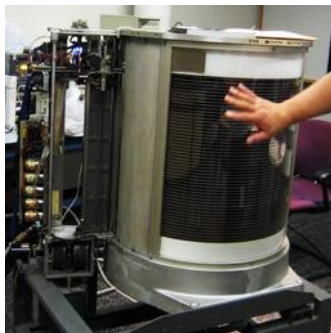
Ovo je omogućeno ubrizgavanjem komprimovanog vazduha u magnetsku glavu, pa je strujanjem vazduha postignuto rastojanje glave od površine diska od samo 20,32 μm (800 $\mu\text{in.}$) [30]. Nasuprt tome, današnji proizvodi su dizajnirani da rade sa rastojanjem manjim 0,254 nm (1 $\mu\text{in.}$) zbog postizanja veće gustine zapisa.

Iako je gustina zapisa u prvom uređaju sa čvrstim diskom bila svega 310 bita/kvadratnom cm (2000 bita/square in.), to je skoro 4000 puta više od gustine na 80 kolonskoj bušenoj kartici.

Da bi se postigao prihvatljiv kapacitet uređaja dostupna površina za memorisanje je povećana upotrebom 5 diskova, prečnika 60,96 cm (24 in.), Diskovi su postavljeni na osovinu, u vertikalu, i rotirali su brzinom od 1200 obrtaja u minuti.

Sistem za pozicioniranje je pomerao jedan par magnetskih glava na pojedinačne diskove, da bi se pristupilo nekoj od stotinu staza na površinama diskova.

Dimenzija kao frižider, sa težinom od 227kg (500 lb) i sa ukupnim kapacitetom od svega 5MB, IBM uređaj, nazvan model 350 čvrsti disk, bio je prvi komercijalno dostupni čvrsti disk, prikazan na slikama 14 i 15.



Slika 14. IBM model 350 čvrsti disk



Slika 15. IBM model 350 uređaj

Minijaturan po sadašnjim standardima kapaciteta, u to vreme je bio dovoljno velik da napravi i demonstrira značajnu razliku u brzini kojom su podaci obrađivani.

IBM model 350 čvrsti disk obelodanjen je 1956. godine a sa isporukama se počelo 1957. godine, kao čvrsti disk IBM-ovog 305 RAMAC sistema, prikazan na slikama 16 i 17.



Slika 16. IBM 305 RAMAC sistem



Slika 17. IBM 305A RAMAC

Ova godina se računa kao rođendanska godina prvog komercijalno dostupnog čvrstog diska i označila je početak duge istorije nove tehnologije i njenih primena.

Naredna generacija čvrstih diskova napravila je radikalno odstupanje. Kao potrebu da se magnetska glava postavi na svaku površinu diska i time poboljša vreme pristupa, bilo je neophodno pronaći drugačiji način da se magnetska glava udalji od površine diska. Upotreba sistema sa komprimovanim vazduhom i komplikovanim klipovima za držanje, nije vodila ka pojednostavljenju. Umesto toga razvijen je novi hidrodinamički pristup, gde se automatski formira tanak sloj komprimovanog vazduha, koristeći relativno kretanje magnetske glave i diska.

Druga radikalna inovacija je bila upotreba perpendikularnog načina magnetskog zapisa, gde je magnetizacija domena orijentisana normalno na ravan diska. Površina medijuma je bila od oksida gvožđa na aluminijumskom jezgru, međutim nije bilo moguće napraviti dovoljno glatku površinu za željenu gustinu zapisa [28].

Na sreću IBM je imao alternativni program baziran na longitudinalnom zapisu i novom hidrodinamičkom držanju odstojanja magnetske glave od površine diska. U toku 1962. godine, IBM isporučuje Model 1301 čvrsti disk sa ukupnim kapacitetom od neverovatnih 56MB, što je povećanje sa faktorom nešto više od 10, u razmaku od pet godina. Elementi za obradu signala su bili praktično isti kao i u Modelu 350, sa NRZI kodom i amplitudskim detektorom.

U tom periodu, obrada signala je oblast sa najmanje značajnih inovacija. NRZI kod i amplitudski detektor su praktično pozajmljeni iz postojećih uređaja sa trakama i nije bilo značajnijih napora da se unaprede.

Pojavom IBM Modela 1311, a potom i naslednika 2314 i 3330, stvari počinju da se menjaju u domenu modulacionog kodovanja. Model 2314 počinje da koristi FM kod, poznat i kao Mančester kod, koji ima osobinu samosinhronizacije.

Modeli čvrstih diskova 3330 i 3340 koriste modifikovani FM (MFM) kod i unapređeni vršni detektor, takozvani *delta-V* detektor [14]. Ovaj detektor koristi dodatnu logiku da bi razlikovao lažne impulse šuma od validnih impulsa signala, mereći vođecu i završnu strminu impulsa, kao i samu amplitudu impulsa.

FM i MFM kodovi su sa kodnom brzinom $1/2$, što znači da je jedan bit podataka kodovan sa dva bita, ali isto tako i da jedan bit podataka proteže na dva vremenska intervala kod kola za sinhronizaciju. FM kod je identičan NRZI kodu, s tim da je bit za sinhronizaciju umetnut između svakog para bita podataka. Ovaj dodatni bit ograničava linearnu gustinu zapisa zbog ISI, prouzrokovane susednim bliskim bitima za sinhronizaciju i bitima podataka.

MFM kod je rešio ovaj problem sistematski eliminišući sinhroni bit, ako bi nastupio nakon jedinice u sekvenci podataka, omogućavajući na taj način da su svi impulsi trajanja dva vremenska intervala. Prelazak sa FM na MFM kod omogućio je dupliranje gustine zapisa, uz male dodatne troškove u sistemu.

Pojavom IBM čvrstih diskova, modela 3370 u toku 1979. godine, i modela 3380 u toku 1981. godine, pojavljuje se i novi *run-length-limited* (RLL) kod, kodne brzine $1/2$ sa parametrima ($k = 2, d = 7$), koji omogućava dodatne veće gustine zapisa. U ovom kodu d -ograničenje kontroliše ISI, dok k -ograničenje ograničava maksimalno vreme između intervala sinhronizacije. Ovaj kod dozvoljava najviše osam nula između susednih jedinica u nizu podataka, što je bilo sasvim dovoljno da unapređena fazna petlja (PLL) održava potrebnu sinhronizaciju [31].

U ovim modelima korišćen je i unapređeni vršni detektor, takozvani *delta-clipper*, koji je sadržao sofisticiranije kolo za odlučivanje, čime su se prijavljivali samo validni vrhovi. Ovaj detektor je proveravao naizmeničnu promenu polariteta impulsa, minimalnu amplitudu, kao i ispravno smanjenje impulsa nakon njegovog vrha.

Rastom popularnosti personalnih računara, pojavljuje se potreba za diskovima malih dimenzija. U toku 1979. godine, IBM predstavlja model 3310, sa diskom prečnika 20,32 cm (8 in.). Međutim, tržište personalnih računara zahteva još manje dimenzije, da bi bili kompatibilni sa uređajima za diskete.

U toku 1980. godine, novoformirana kompanija Seagate Technology, isporučuje model ST506, sa diskom prečnika 13,335 cm (5.25 in.). Kapacitet ovog uređaja je iznosio 5MB, kao i kapacitet IBM-vog modela 305, predstavljenog praktično pre

23 godine. Međutim, kapacitet model ST506 je bio 14 puta veći i bio je mnogo puta brži od 5.25 in. *floppy diska*, kog je trebalo da zameni.

Mnogi drugi proizvođači se pridružuju ovoj trci, tako da u toku 1983. godine kompanija Rodime predstavlja svoj čvrsti disk prečnika 8,89cm (3.5 in.), a 1988. godine kompanija Prairietek disk prečnika 6,35 cm (2.5 in.), koji je bio neophodan za tržište notebook računara.

U toku 1992. godine, kompanija Integral predstavlja disk uređaj prečnika 4,572 cm (1.8 in.), a 1998. godine, IBM svoj čuveni Microdrive, sa diskom prečnika čitavih 2,54 cm (1 in.) i sa početnim kapacitetom od 170MB, koji kasnije dostiže i 8GB [32]. Ovako mali uređaji pronalaze svoje mesto u potrošačkoj elektronici, kao što su video kamere i *palm PC*-jevi.

Jedan od velikih napredaka u tehnologiji magnetskih glava je prelazak sa induktivnih glava za čitanje na glave sa magnetorezistivnim (MR) senzorom. Ovakve glave imaju znatno veći izlazni signal u poređenju sa induktivnom glavom, ali i nezavisnost od brzine kretanja glave duž staza, što je bilo idealno za male diskove sa smanjenom linearnom brzinom kretanja glave (brzina rotiranja diska se menja sa promenom radijusa glave da bi se obezbedila konstanta linearna brzina kretanja).

Glava sa MR senzorom je prvi put upotrebljena u IBM-ovom 3480 uređaju sa trakama, dok je prvi komercijalni čvrsti disk sa ovim senzorom bio Model 0663 Corsair, razvijen od strane IBM Rochester-a 1992. godine.

Mali disk uređaji su dugo vremena bili lojalni vršnom detektoru kanala i uspehu RLL kodova, počevši od MFM koda do (2, 7) RLL koda, kodne brzine 1/2. Pojava IBM-ovog modela 0681 u toku 1990. godine označila je kraj trideset četvorogodišnje vladavine vršnih detektora.

Predstavljen je potpuno novi način detekcije, takozvana *partial response maximum likelihood* (PRML) detekcija, koja je obećavala veće gustine zapisa kao i mogućnost rada sa značajno manjim odnosom signal/šum.

Ideje parcijalnog odziva (*partial response* - PR) i *maximum likelihood* detekcije su već bile poznate u tehnikama obrade signala u komunikacionim kanalima. Tu su one korišćene zasebno ili u kombinaciji sa drugim tehnikama, a jedino su u čvrstim diskovima one neodvojive jedna od druge.

Vršni detektori su korisni jedino kada je ISI dovoljno mala, tako da su impulsi u pročitanoj signalu relativno razdvojeni. Ovo razdvajanje je u periodu od 1966. do 1990. godine ostvarivano upotrebom usavršenih komponenti za snimanje, kao što su niže postavljene glave za pisanje u odnosu na površinu medijuma, bolji RLL kodovi i sofisticiranije metode ekvalizacije, da bi se razdvojili pojedini impulsi.

Međutim, ovaj pristup postaje sve manje efikasan kako se povećava gustina magnetskog zapisa. PRML pristup je drugačiji, umesto da se borimo da u potpunosti eliminišemo ISI, PR kanal dozvoljava velik stepen interferencije među simbolima, ali u ograničenoj formi da se signal može rekonstruisati u svoj originalni oblik.

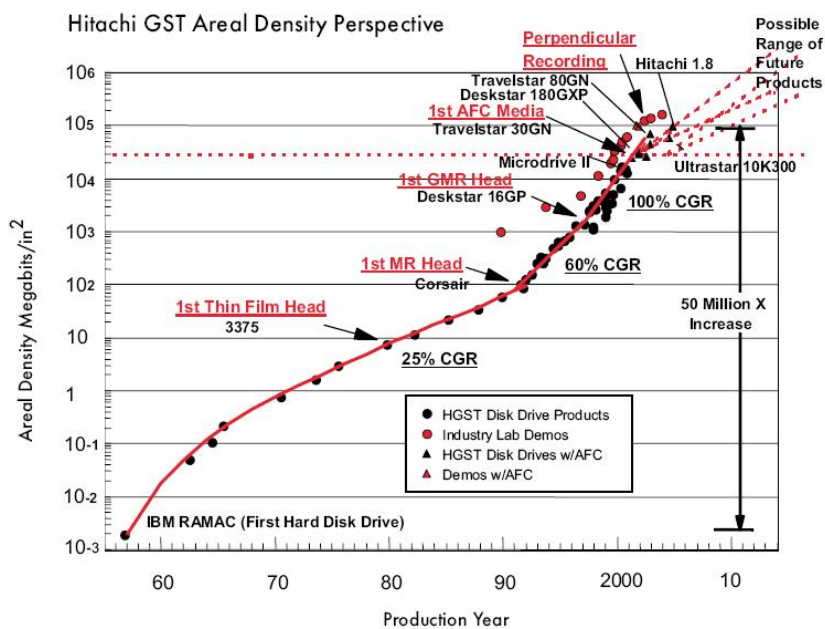
Istorijat PRML detekcije u okviru IBM-a seže čak do 1970-tih godina, kada je Kobayashi u svojim teorijskim radovima sugerisao upotrebu *maximum likelihood* detektora i PR ekvalizacije u kanalima za magnetski zapis [33]-[35].

Postoji nekoliko korisnih klasa PR ekvalizacije, od kojih svaka definiše željeni oblik vremenskog i frekvencijskog odziva impulsa [36]. Ove klase mogu se prikazati upotrebom generalizovanog PR polinoma [6].

Frekvencijski odziv prvobitno implementirane PR klase IV je bio simetričan sa nulama na nultoj i Nyquist-ovoj frekvenciji. Ova klasa se incijalno koristila, jer se njen spektar slagao sa spektrom zapisanog signala. Međutim, upotrebom drugih PR klasa, poklapanje je još bolje. Ove klase ekvalizacije smanjuju uticaj visoko frekvencijskog šuma, pri čemu EPR4 klasa pomera maksimum frekvencijskog odziva ka nižim frekvencijama. E²PR4 ekvalizacija uvodi još bolje poklapanje ekvalizovanog odziva sa odzivom zapisanog signala.

Sva ova unapređenja, u tehnikama obrade signala u kanalima za magnetski zapis, upotreba MR senzora, poboljšanja u korišćenim materijalima magnetskog medijuma, rezultovala su dupliranjem gustine zapisa sa 30% CAGR [37] tokom prvih 35 godina magnetskog zapisa, na 60% CAGR nakon 1992. godine. Ovaj procenat povećanja prerastao je 100% CAGR tokom kasnih 1990-tih i premašio 130% CAGR [14] početkom ovog stoleća, prvenstveno zahvaljujući otkriću *giant magnetoresistive* (GMR) glave.

Uloženi su mnogi naponi da bi se uspostavila stalna serija inovacija u industriji čvrstih diskova koja vodi ka zapanjujućem povećanju gustine magnetskog zapisa sa faktorom od čak 50 miliona puta [38] u odnosu na same početke, kao što je prikazano na slici 18 (slika je preuzeta u neizmenjenom obliku iz reference [38]).



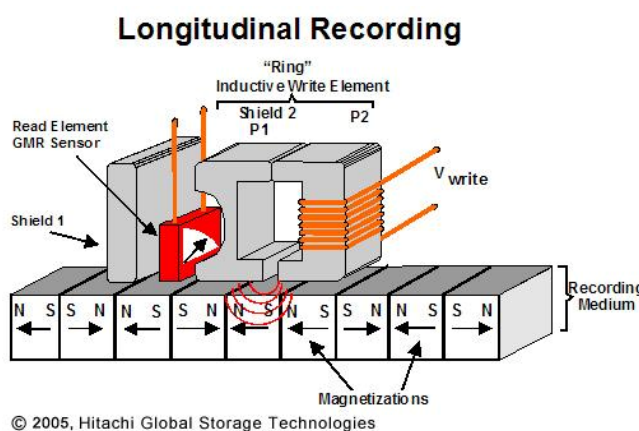
Slika 18. Procena rasta gustine zapisa u Hitachi modelima čvrstih diskova

Nažalost, postoje naznake da će se rast gustine zapisa usporiti u narednom periodu, pogotovo u tehnologiji longitudinalnog zapisa, pošto smanjenjem veličine domena koji se magnetišu dolazi do pojave takozvanog *superparamagnetskog* efekta [39]. Smanjenje veličine domena, radi povećanja gustine zapisa, nije moguće do u beskonačnost, pošto u jednom momentu domeni mogu spontano da izgube magnetizaciju, čak i pri maloj promeni sobne temperature. Ovaj efekat se naziva superparamagnetski efekat [39].

Napori koji se ulažu da bi se radilo u okolini ovog ograničenja su se do sada pokazali uspešnim. Međutim, da bi se zadovoljile svakodnevne potrebe industije, novi tipovi magnetskih materijala za medijum, nove tehnike zapisa, kao što su perpendikularni magnetski zapis, potom zapis uz pomoć zagrevanja laserom, razvijaju se sa ciljem da se održi trend povećanja gustine zapisa.

2.2 Longitudinalni magnetski zapis

Do nedavno je u većini komercijalno dostupnih čvrstih diskova bila zastupljena tehnologija longitudinalnog magnetskog zapisa, gde je magnetizacija elementarnih domena paralelna ravni medijuma, kao što je prikazano na slici 19 (slika je preuzeta u neizmenjenom obliku iz reference [40]).



Slika 19. Princip longitudinalnog magnetskog zapisa

Sistem za magnetski zapis se sastoji od magnetskog medijuma, induktivne magnetske glave za zapisivanje i MR senzora za čitanje podataka.

Induktivna glava za magnetski zapis predstavlja magnetsko kolo torusnog oblika. Ovaj tip magnetske glave je patentirao Eduard Schuller iz nemačke kompanije AEG, još davne 1933. godine. Predloženi dizajn glave je proizveo znatno veće longitudinalno magnetsko polje na površini medijuma, čime je magnetska glava postala znatno efikasnija prilikom zapisivanja.

Nakon ovog patenta, narednih 50 godina magnetska glava u obliku torusa je korišćena za pisanje/čitanje u većini sistema sa magnetskim zapisom. Osnovni princip i dizajn glave su se zadržali, ali se vremenom radilo na unapređivanju materijala od kojih je jezgro glave napravljeno i paralelno se radilo na smanjenju dimenzija glave što je bilo neophodno za visoke gustine zapisa.

Jezgro originalne magnetske glave je bilo od čelika, ali je ona vrlo brzo zamenjena glavom od μ -metala [41]. Ovaj metal je legura nikla i gvožđa koja ima veoma veliku relativnu permeabilnost u opsegu od 80000 do 100000, što je u poređenju sa par stotina kod običnog čelika, znatno, znatno više.

Zbog izrazito velike permeabilnosti, μ -metal obezbeđuje malu magnetsku otpornost duž linija vektora magnetske indukcije, čime se unutar magnetske glave formira magnetsko polje velike jačine, što je veoma poželjno kod magnetskog zapisa.

Velika permeabilnost μ -metala ga čini veoma efikasnim kao zaštitu od vremenski konstantnog i vremenski sporo promenljivog magnetskog polja, koja ne mogu biti oslabljena nekom drugom metodom. Dodatno, μ -metal ima malu vrednost koercitivnog polja što rezultuje malim histerezisnim gubicima.

Nakon μ -metal magnetskih glava, korišćene su još i glave od NiZn i MnZn ferita.

Poslednja evolucija u proizvodnji magnetskih glava za longitudinalni zapis je ubacivanje metala sa velikim magnetskim momentom u procep jezgra od ferita. Svrha metala je da koncentriše energiju sadržanu u magnetskom polju, iz ostatka jezgra, u sam procep i da na taj način proizvede jače magnetsko polje za zapisivanje.

Vremenom je dizajn magnetskih glava za longitudinalni zapis težio smanjenju dimenzija jezgra, kao i broja namotaja na samom jezgru. Ovim je procep magnetske glave postajao sve manji, kao posledica zahteva za sve većom linearnom gustinom zapisa.

Smanjenje dimenzija jezgra rezultuje smanjenom nelinearnošću pomeraja glave, pošto magnetska glava malih dimenzija ravnomernije klizi duž staze. Međutim, sa procepom malih dimenzija, uticaj rasipanja magnetskog fluksa je izraženiji u sistemima sa visokom gustinom staza, pogotovo ako magnetska glava nije dobro pozicionirana. Tada magnetsko polje oko ivica procepa može izvršiti istovetnu magnetizaciju susedne staze, kao i one na koju se podaci trenutno zapisuju. Na ovaj način može doći do brisanja podataka susedne staze, a to postaje rastući problem.

Mnogi parametri geometrije magnetske glave mogu biti optimizovani u cilju da se dobije što jače magnetsko polje za zapisivanje. Međutim, magnetizacija materijala polova magnetske glave određuje vrednost raspoloživog polja. Ovo polje suštinski ograničava vrednost koercitivnog polja (H_c) magnetskog materijala medijuma.

Sa druge strane, vrednost koercitivnog polja je direktno povezana sa merom anizotropije magnetskog materijala – K_u [42] i [43]. Magnetska anizotropija predstavlja zavisnost magnetskih osobina materijala od pravca magnetskih momenata unutar elementarnih magnetskih domena, takozvanih Vajsovih domena [24]. Ona u velikoj meri utiče na oblik histerezisne petlje materijala i određuje vrednost koercitivnog polja i remanentne indukcije (B_r).

Proizvod mere anizotropije i zapremine elementarnih domena ($K_u \cdot V$) određuje termičku stabilnost domena na medijumu [14], pri čemu superparamagnetski efekat nastaje ako je $K_u \cdot V \geq 40$, ograničavajući time gustinu magnetskog zapisa.

Što su elementarni domeni manje zapremine neophodna je veća vrednost koercitivnog polja, da bi se sprečilo da ih neko strano polje razmagnetiše. Sa druge strane, manje dimenzije domena su neophodne da bi se povećao odnos signal/šum, pri velikim gustinama zapisa.

Jedini način da se poveća vrednost koercitivnog polja materijala medijuma je da se koristi magnetska glava sa velikom vrednošću magnetskog polja za zapisivanje. Zato magnetizacija polova magnetske glave ograničava veličinu elementarnih domena na magnetskom medijumu, a time i gustinu magnetskog zapisa.

Materijali koji se koriste kao polovi magnetske glave poželjno je da imaju što veći moment zasićenja, pa se u poslednjih nekoliko godina koristila Ni₄₅Fe₅₅ legura sa

remanentnom indukcijom od $B_r = 1,6T$. U poslednje vreme u upotrebi su legure $FeNx$ ($x = Ta, Al, Zr, \dots$) ili $FeCox$ ($x = Zr, B, Ni, \dots$) koje postižu vrednost remanentne indukcije od $B_r = 2T$ [14].

Materijali sa velikom remanentnom indukcijom se postavljaju bliže procepu magnetske glave, gde se zahteva velika vrednost magnetskog fluksa, dok materijali sa manjom remanentnom indukcijom usmeravaju fluks u magnetskoj glavi.

2.2.1. Čitanje zapisanih podataka

U osnovi postoje dva tipa magnetskih glava za čitanje zapisanih podataka. To su induktivna glava i glava sa magnetorezistivnim (MR) senzorom.

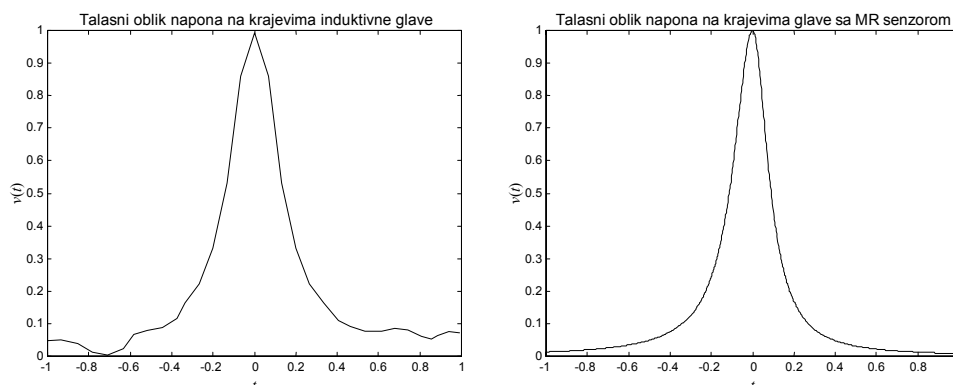
Konstrukcija induktivne glave za čitanje slična je konstrukciji glave za zapisivanje, prikazane na slici 19. Prilikom čitanja podataka, induktivna glava se pozicionira iznad određene staze, a njenim prelaskom preko susednih magnetskih domena, sa različitim smerovima magnetizacije, u torusnom jezgru se stvara vremenski promenljiv fluks $\Phi(t)$. Po Faradejevom zakonu, u navojcima torusnog jezgra se usled vremenski promenljivog fluksa indukuje elektromotorna sila, odnosno napon $e(t)$, koji je proporcionalan brzini promene fluksa

$$e(t) = -\frac{d\Phi(t)}{dt}. \quad (1)$$

Drugi tip glave za čitanje, koja je u poslednje vreme dominantno u upotrebi, zasnovana je na magnetorezistivnom efektu. Ovaj efekat je pojava da se specifična otpornost određenog materijala menja u funkciji intenziteta magnetskog polja kom je izložen materijal. Senzor se postavlja na magnetsku glavu za čitanje i kroz njega se propušta vremenski konstantna struja koja podešava radnu tačku senzora tako da se dobije bipolarna promena otpornosti senzora sa promenom intenziteta magnetskog polja. Izlazni signal u ovom slučaju je takođe napon na krajevima senzora.

Razlog upotrebe MR senzora je njihova velika osetljivost na promenu magnetskog fluksa. Za razliku od induktivnih senzora, MR senzori daju izlazni signal većeg intenziteta, dok šum prouzrokovan kolom za čitanje ostaje praktično isti.

Talasnici napona na krajevima magnetske glave sa induktivnim senzorom [4], [44] i glave sa MR senzorom [45] prilikom nailaska na elementarne domene sa različitim smerom magnetizacije, prikazani su na slici 20.



Slika 20. Napon na krajevima glave sa induktivnim i MR senzorom

Ovi talasni oblici napona predstavljaju ujedno i impulsne odzive pojedinih senzora na promenu smera magnetizacije susednih domena.

2.2.2. Vazdušno oslanjanje magnetske glave

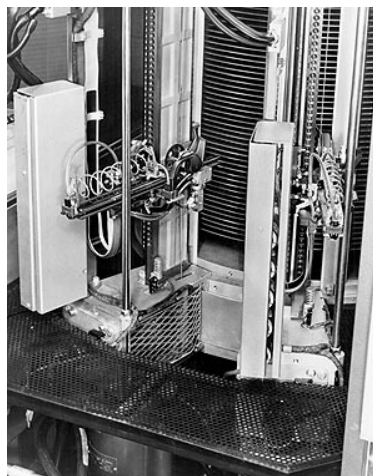
Pored svih napora da se poveća jačina magnetskog polja za zapisivanje unutar procepa torusne magnetske glave može se primetiti da se longitudinalno zapisivanje, najvećim delom, vrši onim poljem koje se rasipa u okolini polova. Problem je što se magnetski medijum nalazi van procepa glave, kao što je prikazano na slici 19.

Paralelno sa smanjenjem dimenzija magnetske glave i upotrebom kvalitetnijih materijala za magnetski medijum, povećanje gustine magnetskog zapisa ostvareno je i zahvaljujući smanjenju rastojanja između magnetske glave i samog medijuma.

Bill Goddard iz IBM-a, 1953. godine, dizajnira sistem za čvrsti disk Model 350 koji koristi komprimovani vazduh i sastavni je deo magnetske glave namenjen da održava konstanto rastojanje glave od medijuma, prikazan na slikama 14 i 15.

Magnetske glave su postavljene na zglobni mehanički sistem koji omogućava podizanje i pomeranje glava, tako da se one poravnaju sa površinom medijuma rotirajućeg diska, kao što je prikazano na slici 21.

Ubrizgavanjem komprimovanog vazduha kroz magnetsku glavu, strujanje vazduha je omogućilo rastojanje glave od površine diska od 20,32 μm (800 $\mu\text{in.}$) [30].



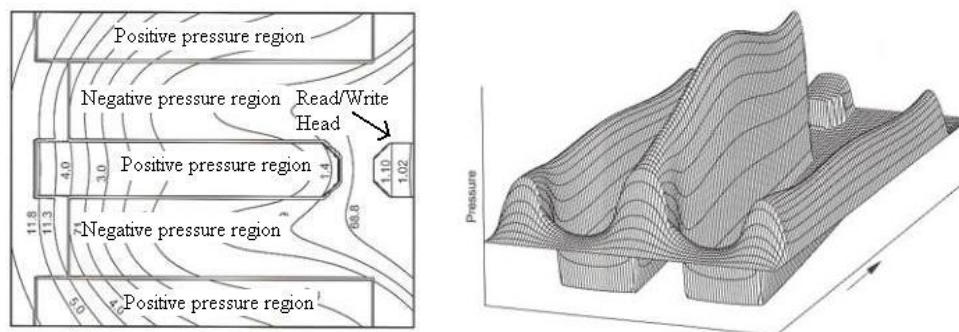
Slika 21. Sistem za vazdušno oslanjanje magnetskih glava u IBM Modelu 350

Zglobni sistem sa mlaznicama za ubrizgavanje komprimovanog vazduha je robustan i nije bio najsrećnije rešenje. Pojavom IBM-ovog Modela 1301 čvrstog diska u toku 1962. godine uveden je novi sistem za vazdušno oslanjanje magnetskih glava. Koristio je hidrodinamički pristup, gde se automatski formira tanak sloj komprimovanog vazduha koristeći relativno kretanje magnetske glave i rotirajućeg diska.

Ovaj sistem je omogućio da se rastojanje smanji sa 20,32 μm (800 $\mu\text{in.}$), u Modelu 350, na čitavih 1,27 μm (50 $\mu\text{in.}$), u Modelu 3330.

U ranim 1970-tim godinama, IBM razvija model 3340 Winchester čvrsti disk, čija je jedna od karakteristika magnetska glava sa takozvanim *two-rail taper flat* vazдушnim oslanjanjem. Sa ovim sistemom magnetska glava se nalazi na $0,508 \mu\text{m}$ (20 $\mu\text{in.}$) od površine diska dok disk rotira, a spušta se na površinu diska kada se rotiranje zaustavi.

Ovaj sistem je bio u upotrebi sve do 1991. godine, kada se uvodi sistem vazdušnog oslanjanja zasnovan na negativnom pritisku. Kod ovog sistema površina magnetske glave ima regione kod kojih je ostvaren pritisak iznad ili ispod ambijentalnog pritiska, kao što je principski prikazano na slici 22 (slike su preuzete u neizmenjenom obliku iz reference [46]).



Slika 22. Površina magnetske glave i regioni vazdušnog pritiska

Kretanje glave je longitudinalno, a na drugom delu slike 22 prikazana je trodimenzionalna raspodela vazdušnog pritiska ispod površine magnetske glave.

Koristeći sistem vazdušnog oslanjanja baziranog na negativnom pritisku, magnetska glava se kreće na odstojanju od 7 do 10 nm, od površine diska.

2.2.3. Dometi longitudinalnog magnetskog zapisa

Magnetske glave razvijene za longitudinalni magnetski zapis služile su industriju magnetskog zapisa preko 70 godina. Međutim, zahtevi za većom gustinom magnetskog zapisa su, u poslednje vreme, pred tehnologiju longitudinalnog zapisa postavili veoma teške prepreke, potrebu za sve većom jačinom magnetskog polja za zapisivanje u magnetskoj glavi, ali i približavanje superparamagnetskom efektu.

Početkom 2005. godine, maksimalni kapacitet čvrstih diskova koji koriste tehnologiju longitudinalnog zapisa je iznosio 100GB/3.5in. disku ($65\text{Gbit}/\text{in}^2$, Seagate Barracuda 7200) i 40GB/2.5in. disku ($69\text{Gbit}/\text{in}^2$ Fujitsu MHT 2060AH) [14].

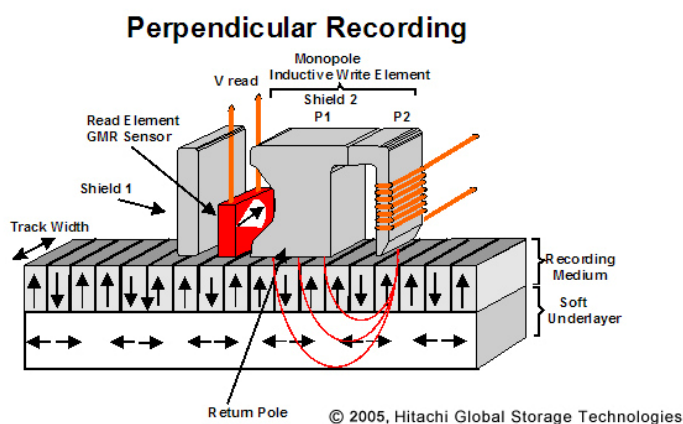
Mislilo se da je granica od 100GB/3.5in. disku, praktično nepremostiva, da bi u toku godine kompanija Hitachi objavila vest je da je upotrebom *antiferromagnetically-coupled* (AFC) medijuma, ostvarila kapacitet od neverovatnih 400GB/3.5in. disku (Deskstar7K400) [47].

Nažalost, upotreba AFC medijuma samo je donekle produžila vek trajanja tehnologije longitudinalnog zapisa, pošto je granica superparamagnetskog efekta sve bliža. Sa druge strane tehnologija perpendikularnog zapisa sve više preuzima primat.

2.3 Perpendikularni magnetski zapis

Tehnologija perpendikularnog zapisa je već uveliko viđena kao tehnologija naredne generacije magnetskog zapisa koja će omogućiti pomeranje granice površinske gustine zapisa. Teoretski, ova tehnologija nudi povećanje jačine magnetskog polja, za zapisivanje, sa faktorom 2 u odnosu na logitudinalni zapis [14] i kandidat je za postizanje gustina od 1Tbit/in² [48]-[51].

Svojtvenost ove tehnologije je sama magnetizacija elementarnih magnetskih domena koja je normalna na površinu medijuma diska, kao što prikazano na slici 23 (slika je preuzeta u neizmenjenom obliku iz reference [40]).



Slika 23. Princip perpendikularnog magnetskog zapisa

Normalna magnetizacija medijuma postignuta je zahvaljujući dodatnom sloju, takozvanom *soft magnetic underlayer* (SUL) sloju, postavljenom ispod sloja na kom se vrši zapisivanje i koji u suštini predstavlja povratnu putanju za magnetski fluks glave za zapisivanje.

Na ovaj način je obezbeđeno da se magnetski medijum efektivno nalazi u tankom procepu između pola magnetske glave i SUL sloja, što nije bilo moguće kod longitudinalnog zapisa. Ovom konstrukcijom magnetsko polje koje vrši magnetizaciju medijuma je znatno većeg intenziteta, čime perpendikularni magnetski zapis omogućava veće površinske gustine magnetskog zapisa.

Tehnologija perpendikularnog magnetskog zapisa prvi put je demonstrirana krajem 19-tog veka, kada je Valdemar Pulsen pokazao kako se zvuk može snimiti koristeći magnetizaciju medijuma.

Nažalost, napredak tehnologije perpendikularnog zapisa je bio sporadičan sve do 1976. godine, kada je dr Shunichi Iwasaki sa Tohoko tehnološkog instituta u Japanu, verifikovao prednosti u površinskoj gustini kod perpendikularnog zapisa [11].

Njegov rad je postavio temelje mnogo agresivnijih istraživanja u oblasti perpendikularnog magnetskog zapisa, koja su se nastavila iako je industrija magnetskog memorisanja ostvarivala povećanja površinske gustine koristeći tehnologiju longitudinalnog magnetskog zapisa.

Tehnologija perpendikularnog magnetskog zapisa ima nekoliko prednosti u odnosu na longitudinalni magnetski zapis:

- Zahvaljujući SUL sloju, procesi zapisivanja i čitanja podataka su znatno manje zavisni od debljine magnetskog medijuma. Stoga se veće gustine magnetskog zapisa mogu očekivati upotrebom medijuma čiji su elementarni magnetski domen manjih dimenzija, a sama debljina medijuma može biti povećana čime se održava termička stabilnost domena.
- Za istu linearnu gustinu magnetskog zapisa kod perpendikularnog zapisa se dobija signal većeg intenziteta, prilikom čitanja podataka.
- Gradijent magnetskog polja glave može biti veći kod perpendikularnog zapisa, čime se proizvodi manji šum tranzicije.
- Magnetsko polje za demagnetizaciju se smanjuje povećanjem linearne gustine zapisa kod perpendikularnog zapisa [52] i [53].

Iako postoje određene razlike u arhitekturama sistema sa longitudinalnim i perpendikularnim zapisom obe tehnologije se zasnivaju na istim fizičkim principima [54].

2.3.1. Dometi perpendikularnog magnetskog zapisa

Perpendikularni zapis je, sa tehničke strane, najbliža alternativa longitudinalnom i omogućuje industriji magnetskog memorisanja da kapitalizuje stečeno znanje i dodatno pomeri granicu zvanu *superparamagnetski* efekat. Pored toga što postoje određeni tehnički izazovi [55]-[57], predviđanja su da će u čitavoj industriji magnetskog memorisanja u narednih par godina tehnologija perpendikularnog zapisa u potpunosti biti spremna za sisteme sa terabitnim površinskim gustinama [11].

Tehnologija perpendikularnog magnetskog zapisa je već u upotrebi, a njen komercijalni istorijat se vezuje za 2005. godinu kada je kompanija Toshiba proizvela prvi komercijalno dostupni čvrsti disk (prečnika 4,572 cm (1,8 in.)) [58].

Nedugo zatim, u januaru 2006. godine kompanija Seagate Technology počinje sa isporukama svog prvog modela čvrstog diska sa ovom tehnologijom, Seagate Momentus 5400.3, namenjenog tržištu laptop računara. Ova kompanija takođe objavljuje i vest da će većina njenih uređaja sa čvrstim diskovima koristiti tehnologiju perpendikularnog magnetskog zapisa do kraja 2006. godine.

U aprilu 2006. godine, kompanija Seagate, počinje isporuku prvih modela Cheetah 15K.5 čvrstih diskova (prečnika 8,89 cm (3.5 in.)) sa tehnologijom perpendikularnog magnetskog zapisa i kapacitetom od 300GB [59]. Krajem aprila iste godine predstavljen je i model Barracuda 7200.10 čvrsti disk (prečnika 8,89 cm (3.5 in.)), sa maksimalnim kapacitetom od 750GB.

Sredinom 2006. godine kompanija Hitachi isporučuje svoj prvi čvrsti disk prečnika 6,35 cm (2,5 in.) baziran na perpendikularnom zapisu i namenjen tržištu laptop računara, sa maksimalnim kapacitetom do 160GB. U toku avgusta 2006 godine kompanija Toshiba isporučuje svoje čvrste diskove prečnika 6,35 cm (2,5 in.) kapacite-

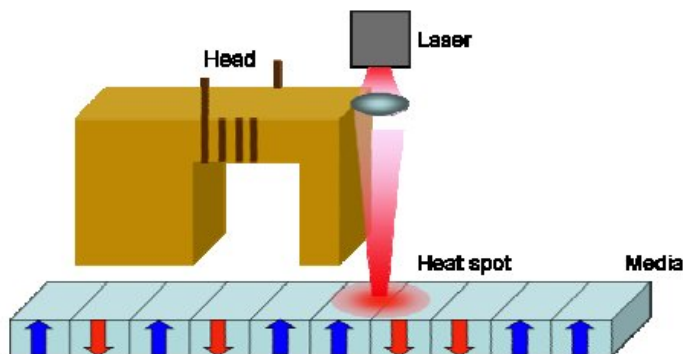
ta od 200GB, a u decembru 2006. godine kompanija Fujitsu predstavlja sopstveni model MHX2300BT čvrstog diska, takođe prečnika 6,35 cm (2,5 in.), sa kapacitetom od 250GB i 300GB.

U januaru 2007. godine, kompanija Hitachi predstavlja prvi terabajtni čvrsti disk sa perpendikularnim zapisom [60], čije su isporuke krenule u aprilu 2007. godine. U julu 2008. godine kompanija Seagate Technology predstavlja 1,5 terabajtni SATA čvrsti disk sa perpendikularnim zapisom [61], da bi u januaru 2009. godine kompanija Western Digital predstavila prvi 2 terabajtni SATA čvrsti disk [62].

Iako tehnologija perpendikularnog zapisa zadivljuje svojim mogućnostima i ostvarenim kapacitetima pojedinih uređaja, ona se ipak smatra tačkom odmora koja će industriji magnetskog memorisanja omogućiti predah da istraži i otkrije nove metode koje će dodatno produžiti vek trajanja tehnologije magnetskog memorisanja.

2.4 HAMR magnetski zapis

Heat-assisted magnetic recording (HAMR) je tehnologija koja vrši zapis podataka na magnetski medijumu koristeći termalnu pomoć lasera da bi prvo zagrejala medijum, kao što je prikazano na slici 24 (slika je preuzeta u neizmenjenom obliku iz reference [63]).



Slika 24. Principna šema HAMR magnetskog zapisa

HAMR tehnologija koristi prednosti temperaturno visoko stabilnih materijala, kao što je legura gvožđa i platine, koja omogućava da se pojedinačni biti podataka zapisu na mnogo manjoj površini medijuma, a da pri tome nisu ograničeni istim onim superparamagnetskim efektom koji ograničava longitudinalni magnetski zapis.

Jedini problem je što medijum sa ovakvom legurom mora biti grejan da bi se izvršila promena u orijentaciji magnetskih domena. HAMR tehnologija koristi usmereni laserski snop kojim greje mesto na kom magnetska glava treba da izvrši magnetizaciju medijuma. Na ovaj način se smanjuje vrednost koercitivnog polja materijala medijuma, tako da polje magnetske glave, smanjenim intenzitetom, može znatno lakše da orijentiše domene.

Nakon zapisivanja podataka magnetski materijal medijuma se hladi, čime mu se povećava vrednost koercitivnog polja i obezbeđuje termička stabilnost. Podaci sa ohlađenog medijuma se čitaju na isti način kao i kod konvencionalnih sistema magnetskog zapisa.

Predviđanja su da HAMR tehnologija može povećati granice magnetskog zapisa sa faktorom većim od 100. Ovo može proizvesti gustine magnetskog zapisa veće od 50Tbit/in², koristeći postojeće proizvodne tehnologije.

Kompanija Seagate veruje da može proizvesti čvrste diskove kapaciteta od 37,5TB, koristeći HAMR tehnologiju [64], s tim da su njihova očekivanja da se ovo može desiti tek nakon 2010. godine [65].

Veliki broj kompanija istražuje HAMR tehnologiju, pokušavajući da je što brže komercijalno implementira i time produži trajanje magnetskog zapisa. Realna su očekivanja da će se komercijalizacija ove tehnologije desiti u toku 2012. godine.

2.5 Budućnost tehnologije magnetskog zapisa

Pored izuzetnih otkrića i važnih inovacija, osnovni princip magnetskog zapisa, isti onaj kog su vizionari Oberlin Smith i Valdemar Poulsen učinili praktičnim i upotrebljivim još pre 111 godina, ostao je relativno isti.

U industriji čvrstih diskova magnetske glave su zapisivale podatke sa gustinama od 2,6kbit/in² (IBM model 350), do modernih diskova sa terabitnim gustinama zapisa. Ovaj izuzetan skok u gustini zapisa odigrao se u periodu od samo 56 godina i nameće se pitanje da li će se ovakav progres nastaviti i u skorijoj budućnosti?

Većina skokova u povećanju gustine zapisa ostvarena je zahvaljujući sledećim faktorima:

- smanjenju veličine osnovnih komponenti u sistemu za magnetski zapis,
- otkrivanju novih magnetskih materijala i
- boljem poznavanju fizičkih zakona u samom procesu magnetskog zapisa, kao i mogućnost njihovog boljeg modelovanja.

Glavni problem koji se danas sreće u tehnologijama magnetskog zapisa je nemogućnost stvaranja magnetskog polja velike jačine za potrebe zapisivanja. Jedno od rešenja je da se smanji rastojanje magnetske glave od površine medijuma, pa je u današnjim sistemima postignuto da se magnetska glava nalazi na 7 do 10 nm od površine medijuma, ali za očekivati je da dalji napredak u smanjenju rastojanje bude veoma spor.

Kada govorimo o materijalima upotrebljenim za izradu magnetskih glava, većina njih ima veoma veliku vrednost remanentne indukcije, međutim, uočava se granica od 2,4 T, koja predstavlja granicu kod danas poznatih feromagnetskih legura. Pored velikih napora, predviđanja su da, u bliskoj budućnosti, nije realno očekivati otkrića novih materijala sa znatno većom remanentnom indukcijom.

Pokazalo se da senzori koji se upotrebljavaju prilikom čitanja podataka imaju znatno manje problema nego magnetske glave za zapisivanje, pa su MR i GMR senzori gotovo sigurno u upotrebi i u narednom periodu.

Superparamagnetski efekat je konstantna pretnja tehnologije magnetskog zapisa, a samim tim i arhitekture magnetskih glava. Njegova stalna prisutnost podstiče uverenje da će se izazov za eliminisanjem problema ovog efekta pojaviti u bliskoj budućnosti.

Tehnologija perpendikularnog zapisa je verovatno prvi tehnološki most za prevazi-
laženje problema ovog efekta, ali nikako i poslednji. U bliskoj budućnosti HAMR
tehnologija će biti komercijalizovana, a nakon toga i neke druge tehnologije mag-
netskog zapisa.

3

Magnetski kanal

3.1 Modelovanje kanala za zapisivanje	47
3.2 Ekvalizacija kanala	49
3.3 Modeli kanala za magnetski zapis	50
3.4 Detektori magnetskog kanala.....	54
3.5 Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja	62
3.6 Šumovi i nelinearnosti magnetskog kanala.....	70

Sistem za magnetski zapis se može smatrati komunikacionim kanalom, gde se podaci zapisuju na magnetski medijum da bi se čitali u nekom kasnijem vremenskom periodu. Kod tehnologije magnetskog zapisa komunikacija se odnosi na vremenski domen, umesto na prostorni gde se ona uobičajeno ostvaruje.

Dizajn i analiza tehnika kodovanja i obrade signala zahtevaju odgovarajući model komunikacionog kanala u sistemima za magnetski zapis. Model treba da reflektuje osnovne fizičke pojave u procesu zapisivanja i čitanja, kao i da obezbedi jednostavan opis na nivou čitavog sistema koji omogućava pogodan dizajn, analizu i simulaciju komunikacije i tehnika obrade signala, koje se istražuju.

U sistemu za magnetski zapis podataka pojam kanala obuhvata fizičke elemente za memorisanje podataka, kao što su glave za čitanje i pisanje, potom prapatnu elektroniku i mehaniku za pozicioniranje glava, sam medijum za zapisivanje i fizičko okruženje u kom oni postoje.

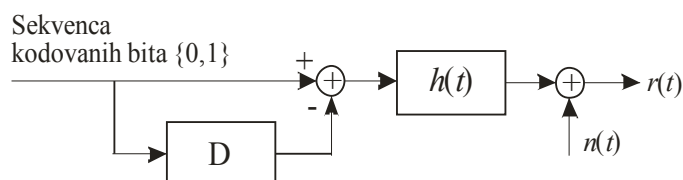
Performanse sistema za magnetsko memorisanje informacija, potom odzivi, distorzija i šumovi, koji postoje u procesu zapisivanja i čitanja, razmatraju se u kontekstu modela kanala.

3.1 Modelovanje kanala za zapisivanje

U magnetskom zapisu korisnički podaci se prvo koduju a potom zapisuju, tako što se vrši magnetizacija magnetskog medijuma. Elementarni delovi medijuma se magnetišu u dva suprotna smeru predstavljajući na taj način bite 0 i 1, a ovakva magnetizacija je poznata i kao saturaciono zapisivanje.

Nakon što su podaci zapisani, čitanje podataka se ostvaruje senzorom koji detektuje promene magnetskog polja nad namagnetisanim medijumom.

Pošto u toku procesa čitanja, magnetska glava proizvodi izlazni napon samo onda kada postoji promena magnetskog fluksa, sistem se može posmatrati kao diferencijalni sistem, gde se kodovani korisnički biti diferenciraju 1-D modulom [14], kao što je prikazano na slici 25.



Slika 25. Linearni model kanala za magnetski zapis

Signal na izlazu magnetske glave može se zapisati u obliku

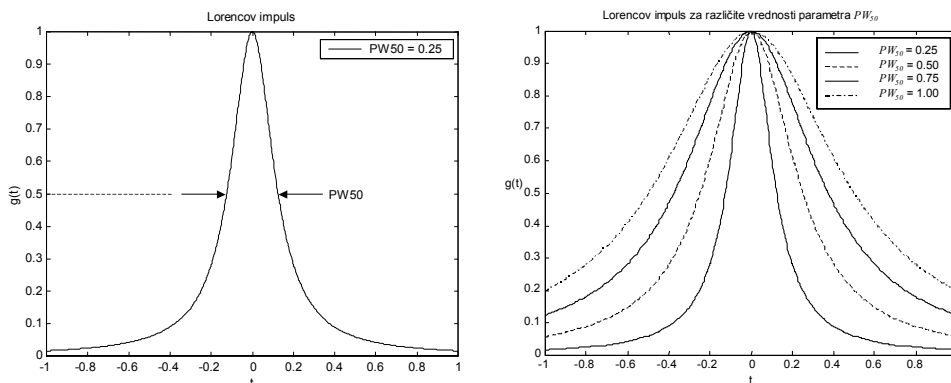
$$r(t) = \sum_{k=-\infty}^{\infty} (a_k - a_{k-1})h(t - kT_b) + n(t), \quad (2)$$

gde niz $\{a_k\}$ predstavlja niz kodovanih korisničkih bita $[0, 1]$, T_b bitski interval a $n(t)$ elektronski šum, koji se može smatrati aditivnim belim Gausovom šumom.

Kod longitudinalnog magnetskog zapisa uobičajeno da se impulсни odziv $h(t)$ modeluje Lorencovim impulsom datim jednačinom

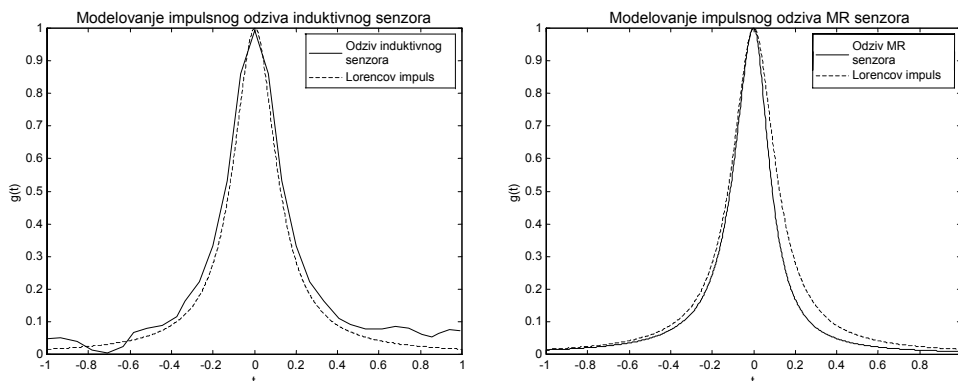
$$h(t) = \frac{1}{1 + (2t/PW_{50})^2}, \quad (3)$$

gde parametar PW_{50} predstavlja širinu impulsa $h(t)$ na polovini njegove maksimalne vrednosti. Lorencov impuls i njegovi talasni oblici za različite vrednosti parametra PW_{50} prikazani su na slici 26.



Slika 26. Lorencov impuls

Lorencov impuls je prilično jednostavan i relativno nesavršen model, ali dovoljno dobro modeluje impulsne odzive induktivnog i MR senzora [4], kao što je to prikazano na slici 27.



Slika 27. Modelovanje impulsnog odziva induktivnog i MR senzora

Signal magnetske glave se može napisati i kao

$$r(t) = \sum_{k=-\infty}^{\infty} a_k p(t - kT_b) + n(t), \quad (4)$$

gde se $p(t) = h(t) - h(t - T_b)$ naziva i *dibitni* odziv sistema.

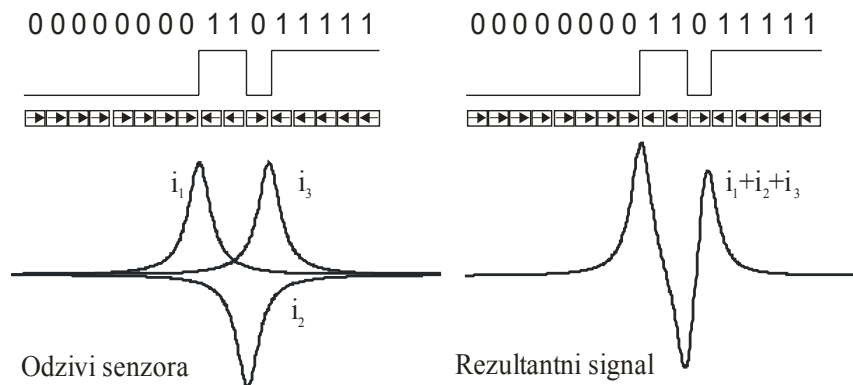
3.1.1. Intersimbolska interferencija (ISI)

Linjska ili linearna gustina zapisa definisana je kao

$$D_s = PW_{50}/T_b, \quad (5)$$

i predstavlja broj bita koji se mogu zapisati u intervalu vremena PW_{50} .

Jedan od načina povećanja gustine zapisa, odnosno broja zapisanih bita u stazi, je smanjenje veličine elementarnih magnetskih domena duž staze. Međutim, tranzicije u namagnetisanosti se tada sve teže detektuju usled preklapanja odziva senzora na bliske tranzicije u magnetizaciji domena. Ovaj efekat je poznatiji kao pojava intersimbolske interferencije (ISI), kao što je prikazano na slici 28.



Slika 28. Preklapanje odziva senzora glave za čitanje

Odgovarajući odmerak, ovog rezultantnog signala, u trenutku $n \cdot T_b$, gde je $n = 0, 1, 2, \dots$, može se napisati u obliku

$$r_n = r(nT_b) = \sum_{k=-\infty}^{\infty} a_k p(nT_b - kT_b) + n(nT_b) = a_n p_0 + \sum_{\substack{k=-\infty \\ k \neq n}}^{\infty} a_k p_{n-k} + n_n. \quad (6)$$

Član p_0 , u izrazu (6), je u principu normalizujući faktor i zbog jednostavnosti može se postaviti na jedinicu, tako da je

$$r_n = a_n + \sum_{\substack{k=-\infty \\ k \neq n}}^{\infty} a_k p_{n-k} + n_n, \quad (7)$$

pri čemu izraz

$$\sum_{\substack{k=-\infty \\ k \neq n}}^{\infty} a_k p_{n-k}, \quad (8)$$

predstavlja *intersimbolsku interferenciju* (ISI), odnosno uticaj svih ostalih simbola na simbol koji se odmerava [66] i [67].

U slučaju visokih gustina magnetskog zapisa, tranzicije postaju češće, a preklapanja odgovarajućih odziva sve veća. Preklapanja utiču na oblik rezultatnog signala na izlazu senzora glave i tada su moguća izobličenja koja određenom tipu detektora mogu predstavljati problem u procesu detekcije snimljene sekvence.

3.2 Ekvalizacija kanala

Da bi se u potpunosti eliminisala ISI potrebno je da su odmerci impulsnog odziva $h(t)$ oblika

$$h(kT_b) = \begin{cases} 1, & k = 0 \\ 0, & k \neq 0. \end{cases} \quad (9)$$

Na osnovu teoreme odmeravanja (Nyquist-ova teorema) [66] uslov da bi se ostvarila nulta ISI je da Furijeova transformacija signala $h(t)$ zadovoljava

$$\sum_{m=-\infty}^{\infty} H(f + \frac{m}{T_b}) = T_b. \quad (10)$$

Ako je raspoloživa širina spektra kanala W Hz, teorema odmeravanja tvrdi da je maksimalno mogući binarni prenosni odnos, sa nultom ISI, $1/T_b = 2W$ simbola/sec, koji se ostvaruje impulsnim odzivom čija je Furijeova transformacija oblika

$$H(f) = \begin{cases} T_b, & |f| \leq W \\ 0, & |f| > W. \end{cases} \quad (11)$$

Frekvencijska karakteristika ovog oblika ne može biti ostvarena praktičnom realizacijom filtra, ali ako je prenosni odnos $1/T_b$ manji od $2W$ simbola/sec tada je moguće konstruisati filter čija frekvencijska karakteristike zadovoljava uslov (10) i koji daje nultu ISI [66] i [67].

Jedan od načina da se dostigne maksimalni prenosni odnos od $2W$ simbola/sec je da se relaksira uslov za nultom ISI. Ako se dozvoli postojanje kontrolisane količine ISI tada i drugi odmerci impulsnog odziva mogu biti različiti od nule, za razliku od (9). Pretpostavimo da su nenulti odmerci impulsnog odziva: $h_0 = h(0)$, $h_1 = h(1)$, ..., $h_L = h(LT_b)$. Najčešće se oni predstavljaju polinomom parcijalnog odziva, reda L

$$P(D) = h_0 + h_1 D + h_2 D^2 + \dots + h_L D^L, \quad (12)$$

gde D^i označava kašnjenje od i vremenskih jedinica T_b .

Ekvalizacija magnetskog kanala u suštini predstavlja modelovanje njegovog odziva polinomom oblika (12) [6], [33] i [36]. Uobičajeno je da se kanali sa ovim prenosnim polinomom nazivaju i kanali sa parcijalnim odzivom (*partial response* – PR *channels*) [36], pri tome se često govori i o ekvalizaciji izlaznog signala kanala na određeni parcijalni odziv.

Thapar i Patel su pokazali da se za širok opseg linijske gustine zapisa karakteristike magnetskog kanala mogu uspešno modelovati klasom PR kanala definisanih prenosnim polinomom oblika

$$P(D) = (1 - D)(1 + D)^N, \quad (13)$$

gde je N nenegativan ceo broj [6].

U tabeli 1 je dat pregled najčešće korišćenih PR modela magnetskog kanala.

$P(D)$	Odmerci $P(D)$	Naziv PR kanala
$1-D$	$1-D$	Dicode
$(1-D)(1+D)$	$1-D^2$	PR4
$(1-D)(1+D)^2$	$1+D-D^2-D^3$	EPR4
$(1-D)(1+D)^3$	$1+2D-2D^3-D^4$	E ² PR4

Tabela 1 PR modeli magnetskog kanala za memorisanje

PR modeli su široko usvojeni za opisivanje magnetskih kanala srednje i visoke gustine zapisa, u kojima je ISI glavni ometajući faktor prilikom detekcije snimljene sekvence podataka.

U zavisnosti od linijske gustine zapisa upotrebljavaju se različiti modeli PR kanala. Za niske i srednje gustine koriste se Dicode i PR4 model, dok pri visokim gustinama zapisa, zbog izraženog uticaja ISI, EPR4 i E²PR4 modeli daleko bolje opisuju magnetski kanal.

Pored modela navedenih u tabeli 1, za visoke linijske gustine zapisa koristi se i takozvani modifikovani E²PR4 model, koji se označava kao ME²PR4 kanal [68]. ISI je u ovom kanalu modelovana prenosnim polinomom oblika

$$P(D) = (1 - D^2)(5 + 4D + 2D^2). \quad (14)$$

Model je dobijen tako što je izvršena modifikacija odziva E²PR4 kanala u cilju minimizacije bitske verovatnoće greške na izlazu magnetskog kanala [68].

3.3 Modeli kanala za magnetski zapis

U godinama dinamičnog razvoja tehnologije magnetskog zapisa, verni pratilac svih tehnoloških inovacija je bio zahtev za povećanjem površinske gustine zapisa, odnosno kapaciteta memorijskih uređaja. Sa jedne strane ovi zahtevi su predstavljali momente nadahnuća za novim tehnološkim otkrićima, dok sa druge strane konstantan pritisak kako na istraživače tako i na industriju.

Povećanje površinske gustine magnetskog zapisa moguće je ostvariti na dva načina:

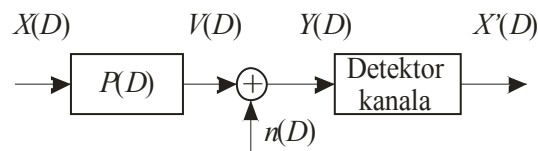
- povećanjem linearne, odnosno linijske gustine ili
- povećanjem radijalne gustine zapisa.

Analiza performansi sistema kod kojih se teži povećanju gustine zapisa zahteva odgovarajući model kanala. Povećanje linijske gustine zapisa se uobičajeno analizira u modelima sa jednom stazom i jednom glavom za zapisivanje, dok se povećanje radijalne gustine analizira u sistemima sa više staza i više glava za zapisivanje.

3.3.1. OTOH model kanala

U tradicionalnim sistemima za magnetsko memorisanje informacija uobičajeno je da se podaci zapisuju duž jedne staze a čitaju pomoću jedne glave za čitanje.

U zavisnosti od linijske gustine zapisa, primenjuju se različite PR ekvalizacije, a čitav sistem se naziva model kanala sa jednom stazom za zapisivanje i jednom glavom za čitanje, takozvani OTOH model kanala, kao što je prikazano na slici 29.



Slika 29. Model kanala sa jednom stazom i jednom glavom za čitanje

Na slici 29 prikazan je samo osnovni deo sistema koji modeluje magnetski kanal, pri čemu su sve sekvence podataka date u diskretnom D -transformacionom domenu.

Pretpostavimo da se sekvence podataka $\underline{x}_1 = \{x_{1i} \in [-1,+1]\}$, gde je $-\infty < i < \infty$, i čija je D -transformacija oblika

$$X_1(D) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} x_{1i} D^i, \quad (15)$$

zapisuje duž staza OTOH magnetskog kanala. Detektor kanala, sa jednom glavom za čitanje, na osnovu primljene sekvence

$$Y(D) = V(D) + n(D) = X(D) \cdot P(D) + n(D), \quad (16)$$

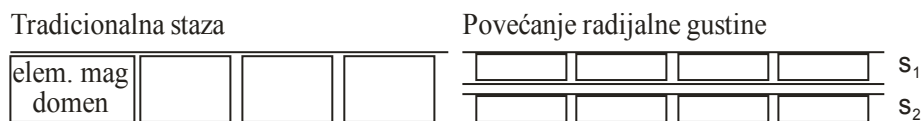
formira procenu $X'(D)$, sekvence zapisanih podataka $X(D)$, odnosno procenu ulazne sekvence u OTOH modelu kanala u prisustvu šuma $n(D)$.

U ovom modelu povećanje linijske gustine zapisa se ostvaruje smanjivanjem dimenzija elementarnih magnetskih domena [4], ali pri tome je neminovan superparamagnetski efekat [39], gde u jednom momentu domeni mogu spontano da izgube magnetizaciju, čak i pri maloj promeni sobne temperature.

3.3.2. Princip povećanja radijalne gustine zapisa

Dodatni način za povećanje površinske gustine zapisa jeste smanjenje širine staza i razmaka između njih [4], [5], [69] i [70]. Na ovaj način se na samom medijumu povećava broj staza, duž kojih je moguće zapisivati podatke.

Povećanje broja staza se ostvaruje time što se jedna klasična staza OTOH modela, podeli na M užih staza, kao što je za $M = 2$ prikazano na slici 30.



Slika 30. Povećanje radijalne gustine zapisa

Ovaj princip se još naziva i povećanje radijalne gustine zapisa, pri čemu se rezultantna gustina zapisa povećava srazmerno broju novonastalih staza M .

Međutim, povećanje radijalne gustine zapisa neminovno je praćeno i neželjenim efektima. Najizraženiji od njih je takozvano preslušavanje susednih staza, nastalo indukovanjem dodatnog signala, usled magnetskih tranzicija u domenima susednih staza. Indukovani signal predstavlja neželjeni signal na izlazu senzora za čitanje, a poznat je i kao efekat interferencije između staza (*inter-track interference* – ITI).

Dodatni problem predstavlja i mehanika magnetske glave za čitanje/pisanje, kako njene dimenzije tako i servo mehanizma za pozicioniranje. Smanjenje širine staze treba da je praćeno i smanjenjem dimenzija glave, a mehanizam za pozicioniranje mora biti dovoljno brz i tačan da bi pozicionirao glavu iznad određene staze.

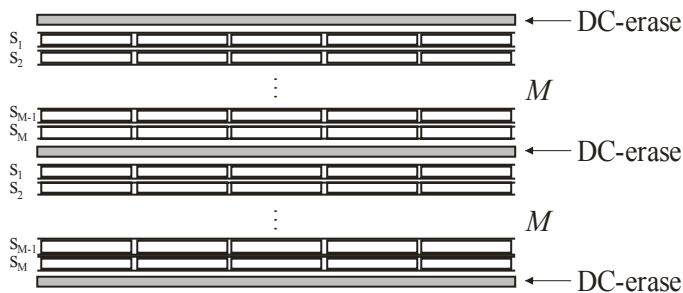
U sistemima sa magnetskim memorisanjem koji imaju povećanu radijalnu gustinu zapisa pored kontrolisane količine ISI duž staza, prisustvo ITI predstavlja dodatni ometajući faktor za ispravnu detekciju podataka.

Jedno od rešenja za ublažavanje i eventualno eliminisanje uticaja ITI efekta predloženo je u upotrebi nizova magnetskih glava (*multiple-head arrays*) koje omogućavaju istovremeno i paralelno zapisivanje i čitanje podataka duž više staza [5].

Soljanin i Georghiades su pokazali da se sistemi sa nizovima magnetskih glava dobro bore sa prisustvom ITI [71], koja znatno degradira performanse detektora u sistemu sa jednom glavom za čitanje [4].

Dodatno, sistemi sa više glava su robusniji u odnosu na greške u pozicioniranju magnetske glave za čitanje duž staze [72].

Sistem za magnetsko memorisanje sa nizom magnetskih glava pomoću kojih se zapisivanje i čitanje podataka vrši istovremeno duž svih staza, naziva se i sistem sa više staza i više glava za čitanje (*multi-track multi-head system*). Organizacija staza na magnetskom medijumu ovog sistema principski je prikazana na slici 31.



Slika 31. Organizacija staza u sistemu sa više staza i više glava za čitanje

Grupe od M susednih staza odvojene su takozvanom *DC-erase* stazom, koja je namagnetisana u jednom smeru i poznata je detektoru. Ona služi kao separator grupa staza, a ujedno pomaže i servo mehanizmu da bolje pozicionira glave.

Proces zapisivanja i detekcije podataka se analizira preko pojma kanala sa više staza i više glava, pri čemu se pod ovim pojmom podrazumeva sam magnetski medijum, nizovi magnetskih glava i servo mehanizam za njihovo pozicioniranje, kao i fizičko okruženje.

U ovoj disertaciji pažnja je posvećena specijalnom slučaju kanala sa dve staze za zapisivanje i dve glave za detekciju podataka, takozvani TTTH model kanala [4].

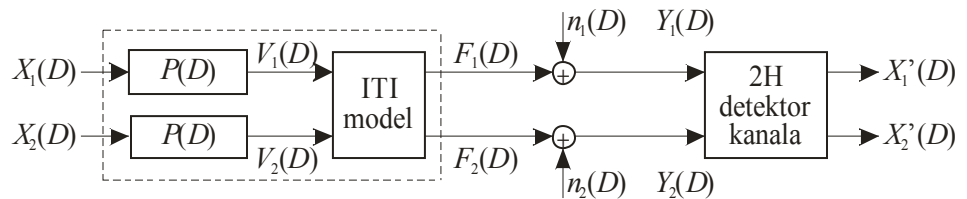
3.3.3. TTTH model kanala

Kao i kod OTOH modela magnetskog kanala i ovde se, u zavisnosti od linijske gustine zapisa pojedinih staza, koriste različiti modeli PR ekvalizacije za opisivanje ISI unutar staza.

Dodatni problem prilikom detekcije signala predstavlja i preslušavanje između staza, odnosno neminovno prisustvo ITI efekta. U disertaciji je razmatran TTTH model kanala, pod pretpostavkom da je prisutna aditivna, linearna i simetrična interferencija između staza, opisana sledećom ITI matricom

$$A = \begin{bmatrix} 1 & \varepsilon \\ \varepsilon & 1 \end{bmatrix}, \quad (17)$$

pri čemu $\varepsilon \in [0, 1]$ predstavlja nivo interferencije između susednih staza [71], [73]-[76] u modelu prikazanom na slici 32 [4].



Slika 32. Model kanala sa dve staze i dve glave za čitanje

Pretpostavimo da se sekvence podataka $\underline{x}_1 = \{x_{1i} \in [-1, +1]\}$ i $\underline{x}_2 = \{x_{2i} \in [-1, +1]\}$, gde je $-\infty < i < \infty$, čije su D -transformacija oblika

$$X_1(D) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} x_{1i} D^i \text{ i } X_2(D) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} x_{2i} D^i, \quad (18)$$

zapisuju duž staza TTTH magnetskog memorijskog kanala. Detektor sa dve glave za čitanje podataka, na osnovu primljenih sekvenci $Y_1(D)$ i $Y_2(D)$,

$$\begin{bmatrix} Y_1(D) \\ Y_2(D) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & \varepsilon \\ \varepsilon & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} P(D)X_1(D) \\ P(D)X_2(D) \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} n_1(D) \\ n_2(D) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} P(D)(X_1(D) + \varepsilon X_2(D)) + n_1(D) \\ P(D)(\varepsilon X_1(D) + X_2(D)) + n_2(D) \end{bmatrix}, \quad (19)$$

formira procene $X_1'(D)$ i $X_2'(D)$, zapisanih sekvenci podataka $X_1(D)$ i $X_2(D)$, odnosno procene ulaznih sekvenci u TTTH kanal u prisustvu šumova $n_1(D)$ i $n_2(D)$, u pojedinim stazama.

Pretpostavka je da detektor poseduje informaciju o vrednostima ITI u kanalu (17), pri čemu simetričnom ITI matricom smatramo da je međusobni uticaj staza i preslušavanje signala podjednako [4] i [77].

3.4 Detektori magnetskog kanala

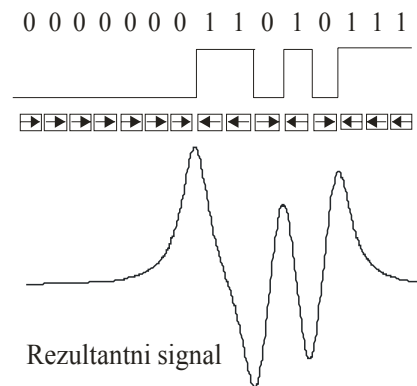
Detekcija podataka predstavlja jedan od najvažnijih delova sistema za magnetsko memorisanje i od nje se zahteva da na brz i jednostavan način detektuje zapisanu sekvencu podataka, bez obzira na prisutne nelinearnosti i šumove medijuma.

3.4.1. Vršni detektor

Vršni detektor (*peak detector*) [78] takozvani detektor vrha predstavlja jedan od prvih detektora upotrebljenih za detekciju podataka na magnetskim kanalima.

Detektor svoj rad zasniva na detekciji prisutnosti ili odsutnosti impulsa u izlaznom signalu glave za čitanje, prouzrokovan tranzicijom namagnetisanosti elementarnih domena na magnetskom medijumu. Detektor praga detektuje kada apsolutna vrednost amplitude signala pređe određeni prag i na taj način određuje prisutnost impulsa.

Vršni detektor je robustan i jednostavan za primenu, a najbolje funkcioniše pri malim linijskim gustinama zapisa. Njegove performanse se degradiraju ako je u sistemu izraženo prisustvo ISI. U tom slučaju je onemogućeno ispravno detektovanje impulsa zbog mogućeg prisustva amplitudskih izobličenja u izlaznom signalu, kao što je prikazano na slici 33.



Slika 33. Amplitudska izobličenje signala usled prisustva ISI

Amplitudska izobličenja su još prisutnija u sistemima sa visokom gustinom zapisa, kada vršni detektor postaje neupotrebljiv. Jedna od mogućnosti da se poprave performanse sistema sa ovom vrstom detektora jeste i upotreba modulacionih kodova, tačnije klase RLL kodova [14].

RLL kodovi ograničavaju razmak između tranzicija, čime se dobija dovoljna širina impulsa za ispravnu detekciju. U nekodovanom kanalu minimalno vreme između tranzicija iznosi T_b , a maksimalno može biti neograničeno. Primenom (d, k) RLL kodova, minimalno vreme između tranzicija postaje dT_b , dok se maksimalno vreme ograničava na kT_b . Ograničenje u vidu parametra k proizilazi iz potrebe za uspešnom bitskom sinhronizacijom.

3.4.2. PRML detekcija

PRML (*partial response maximum likelihood*) detekcija menja strategiju obrade izlaznog signala glave za čitanje i zasniva se na detekciji sekvence, za razliku od vršnog detektora. Magnetski memorijski kanal se ekvalizuje na određeni odziv PR kanala, a pri tom se sekvenca detektuje principom maksimalne verodostojnosti (ML – *maximum-likelihood*).

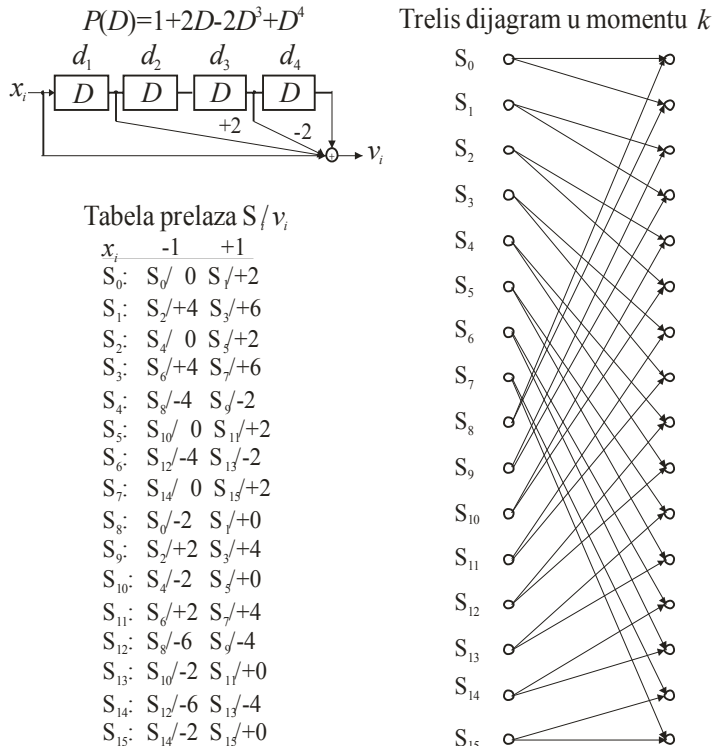
Pretpostavimo da, ako je na ulazu u PR kanal prisutna sekvenca podataka $\underline{x} = \{x_i \in [-1,+1]; -\infty < i < \infty\}$, odgovarajuća izlazna sekvenca iz kanala je $\underline{v} = \{v_i \in \underline{A}; -\infty < i < \infty\}$, pri čemu se skup vrednosti \underline{A} menja u zavisnosti od korišćenog PR kanala.

Kriterijum koji koristi ML detektor, svodi se na pronalaženje ulazne sekvence \underline{x} u PR kanal koja, prema euklidskom kvadratnom rastojanju, daje najbližu sekvencu primljenoj sekvenci, $\underline{y} = \{y_i; -\infty < i < \infty\}$, odnosno

$$\min_{\underline{x} \rightarrow \underline{y}} \sum_{i=-\infty}^{\infty} \|y_i - v_i\|^2. \quad (20)$$

Ovu minimizaciju treba uraditi po svim mogućim ulaznim sekvencama \underline{x} , određene dužine. Međutim, zbog velikog broja mogućih sekvenci ovako prosta minimizacija bi prouzrokovala izuzetno veliku kompleksnost detektora.

Viterbijev algoritam predstavlja metod za dobijanje istog rezultata kao i (20), pri čemu se kompleksnost povećava sa redom prenosnog polinoma PR kanala, a ne sa dužinom sekvence [79]. Viterbijev algoritam se zasniva na odgovarajućem trelijs dijagramu PR kanala, koji je na primeru E²PR4 modela kanala prikazan na slici 34.



Slika 34. Trelis dijagram E²PR4 kanala

U trellis dijagramu u svakom momentu postoje dve moguće tranzicije iz stanja S_i , $i \in [0, \dots, 2^4-1]$, zavisno od bipolarne vrednosti x_i na ulazu kanala. Iz istog razloga postoje i tačno dve tranzicije u određeno stanje.

Uobičajeno je da se tranzicije iz pojedinih stanja nazivaju i grane trellis dijagrama, pri čemu se za svaku granu navodi par x_i/v_i , gde je x_i ulazni informacioni bit, koji je izazvao prelaz iz jednog stanja u drugo, a v_i izlazni simbol iz PR kanala, koji kod E^2PR4 kanala uzima vrednosti iz skupa $\underline{A} = [-4, -2, 0, 2, 4]$.

Za granu koja iz stanja i , u momentu $k-1$, odlazi u stanje j , u momentu k , Viterbijev algoritam računa takozvanu gransku metriku

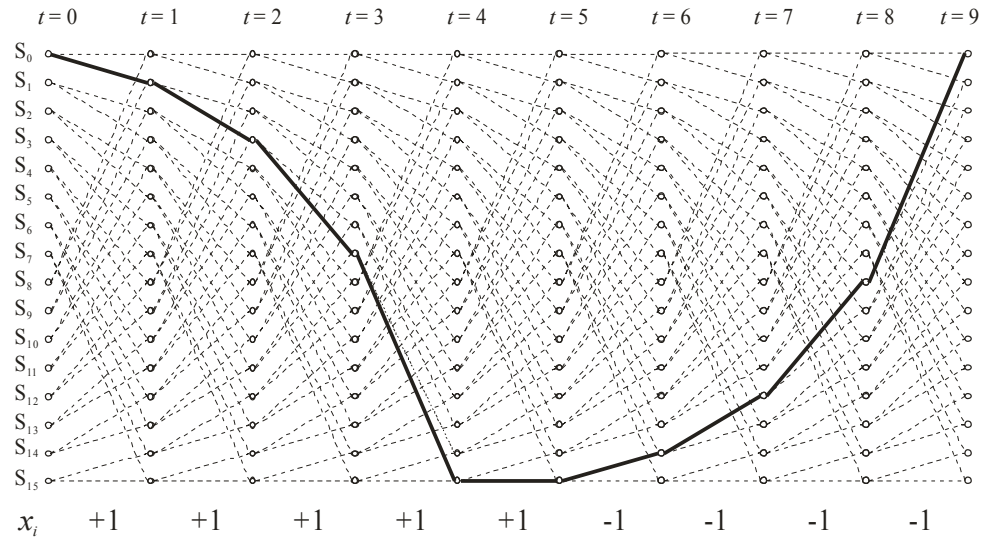
$$(y_k - v_{i,j})^2, \quad (21)$$

gde y_k predstavlja očitane vrednosti primljene zašumljene sekvence u momentu k , a $v_{i,j}$ izlazni simbol na grani trellisa koja spaja stanje i i stanje j . Metrika se dodaje na akumuliranu metriku stanja i

$$M_{k,j} = M_{k-1,i} + (y_k - v_{i,j})^2, \quad (22)$$

i predstavlja metriku puta, kom pripada data grana, a koji u momentu k stiže u stanje j . Metrike oba ulazna puta se u stanju j porede i odbacuje se onaj put koji ima slabiju metriku. Na ovaj način, kroz trellis dijagram preživljava samo put sa najboljom metrikom, na osnovu kog se vrši procena bipolarne sekvence \underline{x} na ulazu u kanal.

Primer najboljeg puta kroz trellis dijagram prikazan je na slici 35.



Slika 35. Primer puta sa najboljom metrikom kroz E^2PR4 trellis

Pošto se unapred ne poznaje dužina ulazne sekvence u kanal uobičajeno je da se odluka o bitu sekvence vrši posle $5N$ vremenskih intervala, gde N predstavlja red odgovarajućeg polinoma PR kanala.

U opštem slučaju ako je N red prenosnog polinoma PR kanala, a sekvenca na ulazu u kanal binarna odnosno bipolarna, Viterbijev algoritam radi sa trellisom od 2^N stanja. U slučaju visokih linijskih gustina zapisa ovo može predstavljati problem, jer raste kompleksnost detektora, što jeste i jedan od razloga razvoja klasa kodova koje uvode ograničenja u ulaznu sekvencu \underline{x} , takozvano *constraint coding* kodovanje.

Ovim načinom kodovanja se može smanjiti broj stanja treliisa, a time i sveukupna kompleksnost detektora. Primer ovih kodova su i MTR kodovi [1], koji su glavni predmet istraživanja u okviru disertacije i koji će se u tekstu detaljnije razmatrati.

3.4.3. Kvadratno euklidsko rastojanje

Veoma važan pokazatelj performansi sistema sa treliis detektorom jeste i d_{min}^2 – minimalno kvadratno euklidsko rastojanje (*m.e.r.*), koje predstavlja meru različitosti između dve ulazne sekvence \underline{x} i \underline{x}' čije zašumljene verzije detektor može veoma lako pomešati. *m.e.r.* ujedno predstavlja i meru različitosti između parova puteva \underline{v} i \underline{v}' kroz beskonačno dugačak treliis, pri čemu se može izračunati kao

$$d_{min}^2 = \min_{\underline{x} \neq \underline{x}'} \left\{ \sum_{i=0}^{\infty} (v_i - v'_i)^2 \right\}. \quad (23)$$

U kanalu sa Gausovim šumom, nulte srednje vrednosti i varijanse σ^2 , verovatnoća greške za srednje i visoke odnose signal/šum može se aproksimirati sa [44] i [80]

$$P_e \approx M_{d_{min}} Q\left(\frac{d_{min}}{2\sigma}\right), \quad (24)$$

gde je $M_{d_{min}}$ broj puteva u treliisu na rastojanju d_{min} , a $Q(x)$ funkcija definisana kao

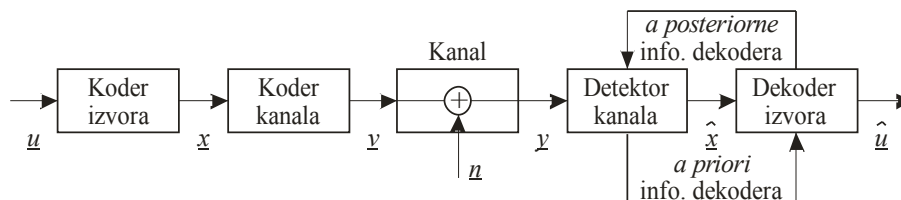
$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-\frac{z^2}{2}} dz. \quad (25)$$

Stoga je od veoma velike važnosti analiza kvadratnog euklidskog rastojanja korišćenih modela magnetskih kanala.

3.4.4. SOVA detektor

Jedan od osnovnih rezultate Šenonove teorije informacija jeste i to da se kodovanje izvora i kanala može posmatrati odvojeno. Naravno, ovo je tačno u smislu teorije informacija: "dok je entropija izvora manja od kapaciteta kanala postoje odvojene šeme kodovanja izvora i kanala koje dozvoljavaju prenos kroz kanal sa proizvoljno malom verovatnoćom greške" [3].

Međutim, Šenon u svom radu iz 1948. godine takođe pominje da: "Bilo koja redundansa izvora će obično pomoći, ako se iskoristi na prijemnoj strani. Ako izvor već poseduje redundansu i nije bilo pokušaja da se ona eliminiše prilagođavanjem kanalu, ova redundansa će pomoći u borbi sa šumom" [3]. Redundansa ili korelisanost bita u koderu mogla bi se iskoristiti zajedničkim snagama dekodera izvora i detektora kanala. Ideja je da kanal i dekodeer izvora više ne razmenjuju samo bite, već i sve moguće informacije o njima, kao što je prikazano na slici 36.



Slika 36. Blok šema iterativnog dekodovanja

U ovoj blok šemi detektor kanala na svom izlazu daje odluku o simbolu/bitu i pouzdanost same odluke, što predstavlja takozvanu *finu vrednost* (*soft-value*) [2] i [3]. Na osnovu ovih informacija, dekodler izvora već unapred ima saznanje, sa određenom verovatnoćom, o mogućoj vrednosti simbola/bita i nju uzima u obzir prilikom dekodovanja.

Na isti način i dekodler izvora na svom izlazu daje odluku i pouzdanost svoje odluke, koja se sad prosleđuje detektoru kanala, da bi u narednoj iteraciji detektor formirao bolju odluku. Uvek je bolje detektoru/dekoderu dati sve moguće informacije o simbolu/bitu koji se dekoduje, nego ga pustiti da pravi greške nerazumnim dekodovanjem i podsticati ga da ubuduće prikriva ove greške [3].

SOVA algoritam [3] je zasnovan na Viterbijevom algoritmu i poseduje mogućnost razmene sopstvenih finih vrednosti, koje se nazivaju i *a posteriorne* informacije na izlazu detektora, a na osnovu kojih ima interakciju sa dekodlerom izvora. Ove informacije se na ulazu samog dekodera nazivaju i *a priori* informacije dekodera, na osnovu kojih on unapred dobija određena saznanja.

SOVA algoritam spada u klasu algoritama koji minimizuju verovatnoću greške informacionog simbola/bita, za razliku od ML detektora koji minimizuje verovatnoću greške cele informacione sekvence.

Pretpostavimo da slučajna promenljiva x_i uzima vrednost iz skupa $[-1, +1]$ sa određenim verovatnoćama $p(x_i = +1)$ i $p(x_i = -1)$. Definišimo *log-likelihood* odnos kao

$$L(x_i) = \ln \frac{p(x_i = +1)}{p(x_i = -1)}. \quad (26)$$

$L(x_i)$ se naziva i fina vrednost (*soft-value*) binarne slučajne promenljive x_i , pri čemu njen znak predstavlja grubu odluku o vrednosti date slučajne promenljive, dok njena apsolutna vrednost $|L(x_i)|$ predstavlja pouzdanost odluke.

SOVA algoritam računa metrike grana trelisa koje dospevaju iz stanja i , u momentu $k-1$, u stanje j , u momentu k , kao

$$M_{k,j} = M_{k-1,i} + (y_k - v_{i,j})^2 + x_i \cdot L(x_i), \quad (27)$$

gde x_i predstavlja informacioni bit na ulazu u trelis, koji je izazvao prelaz iz stanja i u stanje j , a $L(x_i)$ odgovarajuću finu vrednost promenljive. Ovom modifikacijom omogućeno je da SOVA u svoju odluku ugradi informacije koje dobija od spoljašnjeg dekodera, odnosno dekodera izvora.

Procena ulazne sekvence u kanal odvija se kao i kod standardnog Viterbijeovog algoritma. Na osnovu metrika pristiglih grana u određeno stanje bira se ona grana i put koji imaju bolju metrika. Verovatnoća puta m_o je sa metrikom stanja j , u momentu k , povezana na sledeći način [3]

$$p(m_o) = e^{\frac{1}{2}M_{k,j}}. \quad (28)$$

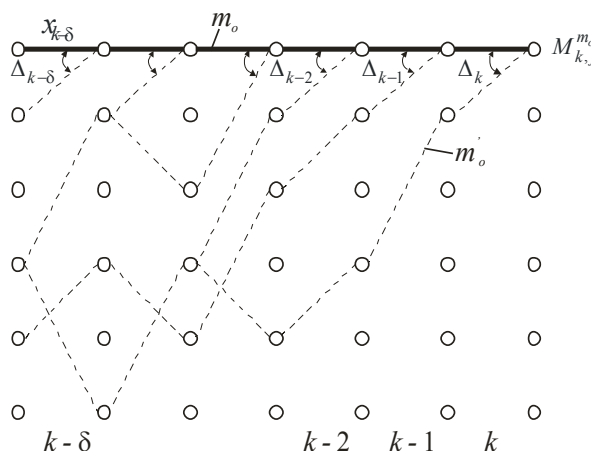
Neka su u stanje j , u momentu k pristigle dve grane, koje pripadaju putevima m_o i m_o' , od kojih put m_o ima bolju metrika. Definišimo razliku metrika pristiglih puteva kao

$$\Delta_k^0 = \frac{1}{2} \left(M_{k,j}^{m_o} - M_{k,j}^{m_o'} \right) \geq 0. \quad (29)$$

Na osnovu ove definicije se može pokazati da je pouzdanost odabira najboljeg puta, u momentu k , upravo [3]

$$\ln \frac{p(\text{ispravan put})}{1 - p(\text{ispravan put})} = \ln \frac{p(m_o)}{p(m'_o)} = \Delta_k. \quad (30)$$

Duž puta m_o sa najboljom metrikom, postoji $\delta + 1$ odbačeni put, kao što je prikazano na slici 37.



Slika 37. Primer najboljeg i odbačenih puteva u trelis dijagramu

Pored procene informacione sekvence na ulazu u trelis, SOVA algoritam na svom izlazu daje i pouzdanost procene za svaki bit sekvence, pri čemu se može pokazati da je pouzdanost odluke o bitu $x_{k-\delta}$ oblika

$$L(x_{k-\delta}) \approx x_{k-\delta} \cdot \min_{l=0, \dots, \delta} \Delta_{k-l}, \quad (31)$$

gde se procena $x_{k-\delta}$ dobija na osnovu najboljeg puta, a pouzdanost na osnovu minimalne vrednosti razlika metrika najboljeg i odbačenih puteva [3].

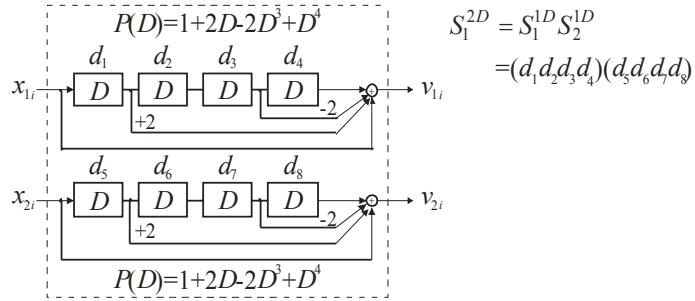
Ova informacija predstavlja izlaznu finu vrednost promenljive iz SOVA algoritma i predaje se spoljašnjem dekoderu, odnosno dekoderu izvora. Optimalno je da se odlučivanje o bitu vrši nakon $\delta = 5N$ koraka, gde je N red prenosnog polinoma PR kanala za koji se posmatra odgovarajući trelis dijagram.

Za svako stanje trelis dijagrama čuva se najbolja metrika, kao i razlika metrika puteva, što u određenoj meri povećava memorijsku kompleksnost detektora. Međutim, kompleksnost koja se tiče broja operacija je ista kao i kod samog Viterbijevog algoritma i znatno je manja u odnosu na standardnu PRML detekciju (20).

3.4.5. 2H-SOVA detektor

2H-SOVA detektor predstavlja verziju SOVA detektora prilagođenog paralelnoj i istovremenoj detekciji sekvenci iz pojedinih staza TTTH kanala [4] i [77]. Princip rada je sličan kao i kod SOVA detektora, pri čemu se na nešto drugačiji način formiraju granske metrike da bi se uzelo u obzir neizbežno postojanje interferencije između staza.

Detekcija pomoću 2H-SOVA detektora je takođe bazirana na trelis dijagramu, ali u ovom slučaju TTTH kanala. Stanja rezultatnog treliisa TTTH modela kanala dobijaju se kombinovanjem stanja treliisa dijagrama pojedinih staza, kao što je to na primeru E²PR4 ekvalizacije staza prikazano na slici 38 [4].

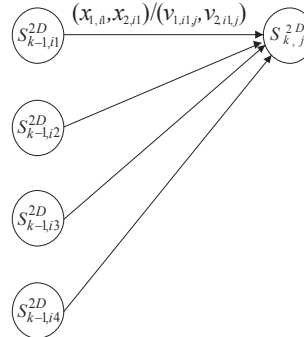
Slika 38. Konstrukcija trellis dijagrama E^2PR4 TTTT kanala

Binarni sadržaj memorijskih ćelija formira stanje rezultatnog trellisa E^2PR4 TTTT kanala, pri čemu ukupan broj stanja iznosi

$$N = 2^4 \cdot 2^4 = 2^8 = 256. \quad (32)$$

Ovako velik broj stanja utiče na povećanje kompleksnosti 2H-SOVA detektora, ali je to neminovno, jer je došlo od porasta reda ekvivalentnog prenosnog PR polinoma TTTT magnetskog kanala.

Označimo sa $S_{k-1,i}^{2D}$ i -to stanje E^2PR4 TTTT trellisa u trenutku $k-1$. Tranziciju iz ovog stanja u stanje $S_{k,j}^{2D}$ u momentu k , određuje binarna kombinacija para ulaznih bita $(x_{1,i}, x_{2,i})$, odnosno bita u pojedinim stazama, što znači da se iz određenog stanja može preći u najviše četiri druga. Isto tako se u određeno stanje može stići iz najviše četiri različita stanja, kao što je prikazano na slici 39.



Slika 39. Ulazni putevi u stanje trellis dijagrama TTTT kanala

Oznake na granama TTTT trellisa predstavljaju kombinaciju uredenog para ulaznih bita $(x_{1,i1}, x_{2,i1})$ odgovornih za tranziciju iz određenog stanja i_1 u naredno stanje j i uredenog para izlaznih simbola $(v_{1,i1,j}, v_{2,i1,j})$ pojedinih staza tokom tranzicije.

2H-SOVA detektor na osnovu ML detekcije i para primljenih sekvenci (y_1, y_2) vrši procenu sekvenci na ulazu u kanal (x_1, x_2) , tako što u trellis dijagramu TTTT kanala pretražuje najbolje slaganje sa parom primljenih sekvenci. U toku same pretrage, 2H-SOVA algoritam računa metrike grana trellisa koje dospevaju iz stanja i_1 , u momentu $k-1$, u stanje j , u momentu k , kao

$$\begin{aligned} M_{k,j} &= M_{k-1,i1} + \\ &+ [y_{1k} - (v_{1,i1,j} + \varepsilon \cdot v_{2,i1,j})]^2 + x_{1,i1} \cdot L(x_{1,i1}) + \\ &+ [y_{2k} - (\varepsilon \cdot v_{1,i1,j} + v_{2,i1,j})]^2 + x_{2,i1} \cdot L(x_{2,i1}), \end{aligned} \quad (33)$$

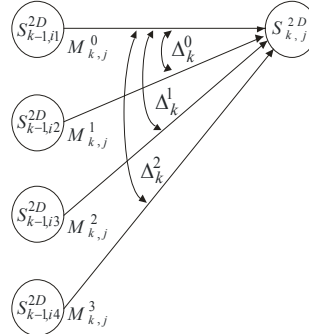
gde $(x_{1,i1}, x_{2,i1})$ predstavlja informacione bite na ulazu u TTTT trellis, koji su izazvali prelaz iz stanja i_1 u stanje j [4] i [81]. Par $(L(x_1, i_1), L(x_2, i_1))$ predstavlja odgovarajuće fine vrednosti informacionih bita, a ε nivo interferencije između staza.

Ovom modifikacijom pri računanju metrike, omogućeno je da 2H-SOVA algoritam ugradi informacije koje u toku iterativnog dekodovanja dobija od dekodera izvora, ali isto tako da iskoristi poznavanje ITI i da izvrši što bolju procenu.

Pretpostavimo da putevi koji odlaze u stanje $S_{k,j}^{2D}$ trelisa imaju metrike $M_{k,j}^m$, gde $m \in \{0, 1, 2, 3\}$ označava dolazne puteve, pri čemu je metrika prvog puta $M_{k,j}^0$ bolja od ostalih. Definišimo razliku metrika ovog i ostalih puteva kao

$$\Delta_k^n = \frac{1}{2} [M_{k,j}^0 - M_{k,j}^n] \quad (34)$$

gde je $n \in \{0, 1, 2\}$, kao što je prikazano na slici 40.



Slika 40. Razlika metrika najboljeg i ostalih puteva u TTH trellisu

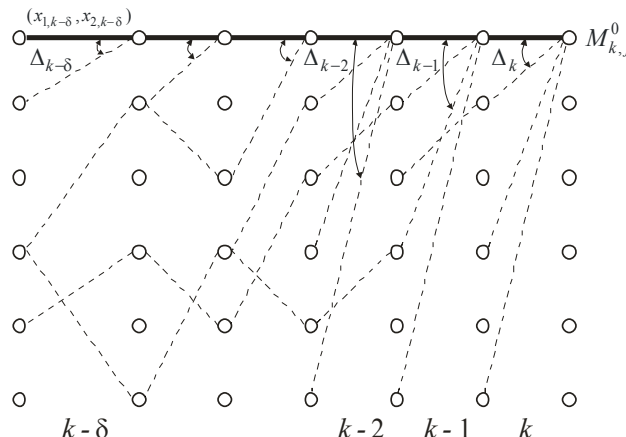
Na osnovu veze između verovatnoće određenog puta i njegove metrike (28), verovatnoća da se od pristigla četiri puta izabere put sa najboljom metrikom [4], svodi se na izraz

$$\begin{aligned} p(\text{ispravan put}) &= \frac{p(\text{put } 0)}{p(\text{put } 0) + p(\text{put } 1) + p(\text{put } 2) + p(\text{put } 3)} \\ &= \frac{e^{\frac{1}{2}M_{k,j}^0}}{e^{\frac{1}{2}M_{k,j}^0} + e^{\frac{1}{2}M_{k,j}^1} + e^{\frac{1}{2}M_{k,j}^2} + e^{\frac{1}{2}M_{k,j}^3}} = \frac{1}{\sum_{n=1}^3 e^{-\Delta_k^n}}, \end{aligned} \quad (35)$$

pri čemu je pouzdanost odabranog puta [4], u momentu k

$$\ln \frac{p(\text{ispravan put})}{1 - p(\text{ispravan put})} = -\ln \sum_{n=1}^3 e^{-\Delta_k^n} \approx -\max_n (-\Delta_k^n) = \min_n |\Delta_k^n| = \Delta_k. \quad (36)$$

Procena informacionih sekvenci staza vrši se na osnovu najboljeg puta u trellis dijagramu TTH kanala, kao što je prikazano na slici 41.



Slika 41. Primer procene informacionih bita 2H-SOVA detektorom

Na osnovu pouzdanosti odabranih puteva u pojedinim momentima, 2H-SOVA detektor formira fine vrednosti procenjenih bita kao

$$\begin{aligned} L(x_{1,k-\delta}) &\approx x_{1,k-\delta} \cdot \min_{l=0,\dots,\delta} \Delta_{k-l}, \\ L(x_{2,k-\delta}) &\approx x_{2,k-\delta} \cdot \min_{l=0,\dots,\delta} \Delta_{k-l}, \end{aligned} \quad (37)$$

koje se kasnije prosleđuju spoljašnjem dekoderu, odnosno dekoderu izvora.

U procesu detekcije vrši se paralelna obrada obe staze TTTH kanala, tako da se na izlazu 2H-SOVA detektora istovremeno dobijaju procene bita informacionih sekvenci iz obe staze.

3.5 Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja

U odeljku o PRML detekciji je pomenuto da se verovatnoća greške detekcije u kanalu sa aditivnim Gausovim šumom, za srednje i visoke odnose signal/šum, može aproksimirati izrazom (24). Stoga jedan od glavnih pokazatelja performansi detektora predstavlja minimalno kvadratno euklidsko rastojanje d_{\min}^2 , koja je karakteristika samog modela kanala i koje se računa po izrazu (23).

Na osnovu ovoga, neophodno je izvršiti analizu kvadratnog euklidskog rastojanja kanala za bolje razumevanje performansi primenjenog detektora nad tim kanalom i na osnovu dobijenih rezultata pokušati unaprediti njegov rad.

3.5.1. Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja OTOH kanala

Pretpostavimo da su sekvence $\underline{x}_1 = \{x_{1i} \in [-1,+1]\}$ i $\underline{x}_2 = \{x_{2i} \in [-1,+1]\}$, gde je $-\infty < i < \infty$, dve proizvoljne sekvence na ulazu u kanal i definišimo u D -transformacionom domenu, *ulaznu sekvencu greške* kao

$$e_x(D) = \frac{X_1(D) - X_2(D)}{2} = \sum_{i=-\infty}^{\infty} e_{xi} D^i, \quad (38)$$

pri čemu e_{xi} uzima vrednosti iz skupa $[-1, 0, +1]$. Izlazna, odnosno filtrirana, sekvenca greške iz kanala je sada

$$e_v(D) = \frac{V_1(D) - V_2(D)}{2} = P(D) \cdot e_x(D) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} e_{vi} D^i. \quad (39)$$

Performanse SOVA detektora u velikoj meri su određene ulaznim sekvencama grešaka e_x , koje rezultuju malim kvadratnim euklidskim rastojanjem kanala [7]

$$d^2(e_x) = \|e_v(D)\|^2 = \|e_x(D)P(D)\|^2 = \sum_{i=-\infty}^{\infty} (e_x(D)P(D))_i^2 = \sum_{i=-\infty}^{\infty} (e_{vi})^2, \quad (40)$$

a naročito sa

$$d_{\min}^2 = \min_{e_x \neq 0} (d^2(e_x)), \quad (41)$$

takozvanim *minimalnim euklidskim rastojanjem (m.e.r.)*.

Količina energije sadržane u impulsnom odzivu PR kanala naziva se *matched filter bound* (MFB) i za E²PR4 kanal iznosi

$$d_{MFB}^2 = \|P(D)\|^2 = 10, \quad (42)$$

pri čemu se kaže da kanal dostiže MFB granicu ako je

$$d_{\min}^2 = d_{MFB}^2. \quad (43)$$

Na osnovu klasifikacije ulaznih sekvenci grešaka [7] i [82], koje daju malo kvadratno euklidsko rastojanje PR kanala, moguće je identifikovati određene uzorke u ulaznoj sekvenci čijim eliminisanjem bi se u određenoj meri povećalo kvadratno euklidsko rastojanje kanala, pomoću pogodno konstruisanih modulacionih kodova, a samim tim poboljšale performanse detektora [1], [73], [83] i [84].

Razvijeno je nekoliko računarski efikasnih algoritama za klasifikaciju ulaznih uzoraka grešaka na osnovu dužine sekvence greške i kvadratnog euklidskog rastojanja, i to za širok dijapazon PR modela kanala koji se primenjuju kako za magnetski, tako i za optički zapis [7].

Ovi algoritmi vrše klasifikaciju grešaka na osnovu dijagrama greške, pošto se svaka ulazna sekvenca greške može predstaviti kao putanja kroz orijentisani dijagram greške [85]. Slično kao i kod trelijskih dijagrama, grane dijagrama greške označene su ulaznim simbolom greške i odgovarajućom izlaznom vrednošću kvadratnog euklidskog rastojanja. Kritiče su greške sa zatvorenim petljom, definisane kao

$$e_x(D) = \sum_{i=k_1}^{k_2} e_{xi} D^i, \quad (44)$$

gde su $k_1 < k_2$ konačni brojevi tako da je $e_{xk} = 0$ za $k < k_1$ i $k > k_2$ i za koje je $e_{xk} \neq 0$ za $k_1 < k < k_2$. Deo rezultata analize dominantnih zatvorenih uzoraka greške za model E^2PR4 kanal, prikazanih u [7], dat je u tabeli 2, pri čemu je zbog jednostavnosti izvršeno mapiranje $+1 \rightarrow +$ $-1 \rightarrow -$.

Polaritet greške	e_x	$d^2(e_x)$
±	+ - + 0 0 0	6
	+ - + 0 0 + - 0 0 0 0	8
	+ - + - (+ -) 0 0 0 0	
	+ - + - (+) 0 0 0 0	
	+ 0 0 0 0	
	+ - + 0 0 + 0 0 0 0	10
	+ 0 0 + - 0 0 0 0	
	+ - + 0 - + - 0 0 0 0	
	+ - + 0 0 0 + - 0 0 0 0	
	+ - + 0 0 + 0 0 + - 0 0 0 0	
	+ - + 0 0 + - (+ -) 0 0 0 0	
	+ - + - (+ -) 0 0 - + - 0 0 0 0	
	+ - + 0 0 + - + (-) 0 0 0 0	
	+ - + - (+) 0 0 + - + 0 0 0 0	

Tabela 2 Dominantni uzorci grešaka za nekodovani E^2PR4 kanal

Vidimo da u slučaju E^2PR4 kanala, *m.e.r.* iznosi

$$d_{\min}^2 = 6 < d_{MFB}^2 = 10. \quad (45)$$

U ovom slučaju nekodovani kanal ne dostiže MFB granicu, a uzorak greške koji je odgovoran za to je $\pm[+-+]$. Jasno je da prisustvo ovog i sličnih uzoraka greške, koji rezultuju takođe sa *m.e.r.*, degradira performanse detektora na E^2PR4 OTOH kanalu.

Eliminisanjem kritičnog uzorka eliminišu se i mnogi drugi, čime se u velikoj meri popravljaju performanse primenjenog detektora. Na ovoj činjenici zasnovane su takozvane *constraint* tehnike kodovanja i konstruisani su modulacioni kodovi za povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja kanala [84].

3.5.2. Povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja OTOH kanala

Tehnike kodovanja kojima se uvode ograničenja u sekvencu na ulazu u PR kanal, da bi se eliminisali dominantni uzorci grešaka, poznate su i kao *distance-enhancing constraint* tehnike kodovanja.

Strategija dizajniranja kodova koji unose ograničenja u sekvencu podataka može se prikazati kroz četiri osnovna koraka:

- Identifikacija ulaznih uzoraka greške e_x , čije je kvadratno euklidsko rastojanje manje od nekog željenog

$$d^2(e_x) \leq d_{\text{željeno}}^2, \quad (46)$$

pri čemu je uobičajeno da je $d_{\text{željeno}}^2 = d_{\text{MFB}}^2$.

- Pronalaženje odgovarajućeg ograničenja na sekvencu podataka koje sprečava pojavu barem jedne od ulaznih sekvenci $X_1(D)$ ili $X_2(D)$ (38).
- Modifikacija trellis dijagrama PR kanala tako da se u njemu odslikavaju uneta ograničenja.
- Dizajniranje efikasnog koda zajedno sa dekodrom za uvedena ograničenja.

Povećanje *m.e.r.* kod kanala koji dostižu MFB granicu, tehnike kodovanja bi u sekvenci podataka morale sprečiti pojavu greške $e_x(D) = 1$. Međutim, obično se uvođenjem ograničenja ovog tipa značajno povećava kompleksnost u strukturi koda i dekodera.

Kod kanala koji ne dostižu MFB granicu, neophodno je uvesti ograničenja na čitavu listu neželjenih uzoraka greške, da bi *m.e.r.* dostiglo MFB granicu.

Kao mera kvaliteta, odnosno dobitka uvedenih ograničenja, za povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja, koristi se parametar koji se naziva *dobitak kodovanja*

$$g = \frac{d_{\text{željeno}}^2}{d_{\text{min}}^2}. \quad (47)$$

Ova ograničenja se uvode upotrebom određenog koda, ali je u svakom kodovanom sistemu neophodno je ostvariti i kompromis između informacione brzine (tj. kodne brzine R) i kompleksnosti koda/dekodera. Stoga se kao stvarna mera dobitka, usled ograničenja, koristi proizvod Rg koji se naziva *asimptotski dobitak kodovanja* (ACG – *Asymptotic Coding Gain*) kodovanog sistema. Uobičajeno je da se ACG izražava u decibelima kao

$$ACG = 10 \log(Rg) = 10 \log \left(R \frac{d_{\text{željeno}}^2}{d_{\text{min}}^2} \right). \quad (48)$$

Ovaj parametar daje aproksimaciju sa koliko je više (ili manje) šuma moguće raditi u kodovanom sistemu u odnosu na nekodovani slučaj, za istu verovatnoću greške. Detaljno izvođenje izraza za ACG se može naći u [4] i [44].

3.5.3. Analiza kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH kanala

Kvadratno euklidsko rastojanje TTTH modela magnetskog kanala [71], [77], [86], [87], može se odrediti iz sledeće matrične jednačine

$$\begin{bmatrix} f_1(D) \\ f_2(D) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & \varepsilon \\ \varepsilon & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} e_{v1}(D) \\ e_{v2}(D) \end{bmatrix}, \quad (49)$$

gde $f_k(D)$ predstavlja izlaznu sekvencu greške TTTH kanala u stazi k , $k \in \{1, 2\}$, a $e_{vk}(D)$ filtriranu verziju ulazne sekvence greške $e_{xk}(D)$ u stazi k , datu izrazom (39).

Kvadratno euklidsko rastojanje para ulaznih grešaka (e_{x1}, e_{x2}) , TTTH modela kanala, dato je izrazom

$$\begin{aligned} d_{2D}^2(e_{x1}, e_{x2}) &= \|f_1(D)\|^2 + \|f_2(D)\|^2 \\ &= (1 + \varepsilon^2) [d_1^2(e_{x1}) + d_2^2(e_{x2})] + 4\varepsilon \sum_{i=-\infty}^{\infty} e_{v1i} e_{v2i}, \end{aligned} \quad (50)$$

pri čemu $d_k^2(e_{xk})$, na osnovu izraza (40), predstavlja kvadratno euklidsko rastojanje prouzrokovano ulaznom sekvencom greške e_{xk} , u odgovarajućoj stazi k [87].

Kao i kod OTOH modela kanala sa SOVA detektorom, kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala u velikoj meri utiče na performanse primenjenog 2H-SOVA detektora. U slučaju OTOH kanala klasifikovani su uzorci ulazne greške [7] koji u najvećoj meri određuju ponašanje detektora sa jednom glavom za čitanje. Stoga je od naročitog značaja identifikovati kritične parove grešaka kod TTTH modela kanala [4], [87] i na osnovu njihovog poznavanja pokušati, određenim tehnikama kodovanja, poboljšati performanse 2H-SOVA detektora.

Detaljna analiza generalnog izraza za kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala (50), može se naći u [4] i [87], a njeni najvažniji rezultati predstavljeni su sledećim slučajevima.

Slučaj A) Pretpostavimo da je na ulazu TTTH kanala prisutan par grešaka (e_{x1}, e_{x2}) čije filtrirane verzije u stazama zadovoljavaju

$$(e_{v1i} = 0 \wedge e_{v2i} \neq 0) \quad \vee \quad (e_{v1i} \neq 0 \wedge e_{v2i} = 0); \quad \forall i, \quad (51)$$

što odgovara situaciji kada je ulazna greška prisutna u samo jednoj od staza TTTH kanala, a u drugoj je greška nula. Pretpostavimo da je to prva staza, odnosno da je par ulaznih grešaka oblika $(e_{x1}, 0)$. U tom slučaju, na osnovu (50) kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala postaje

$$d_{2Da}^2 = (1 + \varepsilon^2) \cdot d_1^2(e_{x1}). \quad (52)$$

Odavde se vidi da za čitav opseg vrednosti ITI kvadratno euklidsko rastojanje kontinualno raste. Ovo je veoma povoljno jer neželjeni efekat interferencije između staza povećava kvadratno euklidsko rastojanje, a time pomaže detektoru sa dve glave da efikasnije detektuje oštećene sekvence podataka.

Slučaj B) Kada je prisutan par ulaznih grešaka (e_{x1}, e_{x2}) takav da njihove filtrirane greške, u pojedinim stazama, zadovoljavaju

$$(e_{v1i} \cdot e_{v2i} < 0) \quad \wedge \quad (|e_{v1i}| = |e_{v2i}|); \quad \forall i, \quad (53)$$

što odgovara situaciji da su u stazama prisutne greške suprotnog znaka, ali iste apsolutne vrednosti, odnosno $e_{x1} = -e_{x2}$. U tom slučaju kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala postaje

$$d_{2Db}^2 = 2 \cdot (1 - \varepsilon)^2 \cdot d_1^2(e_{x1}), \quad (54)$$

pri čemu ono monotono opada za sve vrednosti ITI, što degradira performanse detektora.

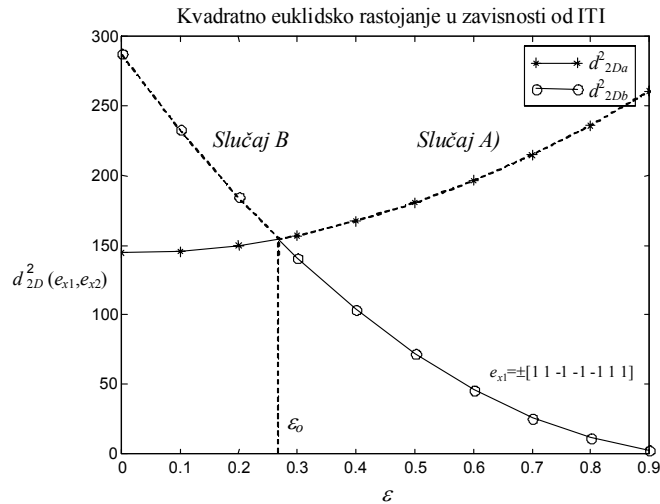
Dodatnom analizom može se utvrditi da kvadratna euklidska rastojanja u ova dva slučaja zadovoljavaju sledeće nejednačine

$$\begin{aligned} d_{2Da}^2 &< d_{2Db}^2; \quad 0 < \varepsilon < \varepsilon_0, \\ d_{2Da}^2 &> d_{2Db}^2; \quad \varepsilon_0 < \varepsilon < 2 + \sqrt{3}, \end{aligned} \quad (55)$$

gde $\varepsilon_0 = 0,268$ predstavlja presečnu tačku (52) i (54). Takođe se vidi da je za $\varepsilon = \varepsilon_0$

$$d_{2Da}^2 = d_{2Db}^2, \quad (56)$$

kao što je za E²PR4 TTTH kanal prikazano na slici 42.



Slika 42. Kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala za slučajeve A) i B)

Ovde treba naglasiti da je prethodna analiza urađena sa pretpostavkom da se i u slučaju A) i u slučaju B) radi sa istom ulaznom greškom u prvoj stazi, odnosno e_{x1} .

Takođe, treba napomenuti da oblik krive kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH kanala u zavisnosti od nivoa ITI, ostaje isti za različite greške e_{x1} . Jedino može doći do njenog podizanja odnosno spuštanja, što zavisi od vrednosti $d_1^2(e_{x1})$, datim izrazima (52) i (54).

Sa slike 42 se vidi da je kvadratno euklidsko rastojanje TTTH kanala određeno sa dve različite klase parova ulaznih grešaka. Za $\varepsilon < \varepsilon_0$ parom grešaka $(e_{x1}, 0)$, dok za $\varepsilon > \varepsilon_0$ parom ulaznih grešaka $(e_{x1}, -e_{x1})$.

Za vrednost $\varepsilon = \varepsilon_0$ rezultantno euklidsko rastojanje TTTH kanala ima lokalni maksimum, što u velikoj meri pomaže detektoru. Bilo bi veoma dobro kada bi se struktura staza na magnetskom medijumu i magnetske glave realizovale tako da je nivo interferencije između staza vrednosti $\varepsilon = \varepsilon_0$, a da pri tome koristimo detektor sa dve glave za čitanje. Međutim, ovo je veoma velik zahtev za fizičku realizaciju i ne možemo očekivati da će u potpunosti biti ispunjen.

Čak i da se ispuni ovaj zahtev, postavlja se pitanje da li je moguće da postoji ulazna greška u drugoj stazi e_{x2} takva, da u paru sa ulaznom greškom prve staze e_{x1} , izazove da kvadratno euklidsko rastojanje TTHH kanala padne ispod vrednosti određenim slučajevima A) i B).

Slučaj C) Pretpostavimo da postoji određena ulazna greška u stazi dva, različita od nule, i da je na ulazu TTHH kanala prisutan par (e_{x1}, e_{x2}) takav da filtrirane greške staza zadovoljavaju uslov

$$\sum_{i=-\infty}^{\infty} e_{v1i} e_{v2i} < 0. \quad (57)$$

Tada se, uz dodatna ograničenja [4], [87]

$$(d_1^2 > d_2^2) \quad \wedge \quad (0.146 \cdot d_1^2 + 1.854 \cdot d_2^2 < 2S < d_1^2 + d_2^2), \quad (58)$$

gde je $d_1^2 = d_1^2(e_{x1})$, $d_2^2 = d_2^2(e_{x2})$ i uslov

$$S = \left| \sum_{i=-\infty}^{\infty} e_{v1i} e_{v2i} \right|, \quad (59)$$

možda može pronaći određena ulazna greška u drugoj stazi e_{x2} , koja u paru sa e_{x1} može izazvati da rezultatno kvadratno euklidsko rastojanje TTHH kanala padne ispod onoga određenog slučajevima A) i B).

Pretraga se vrši tako što se za grešku prve staze e_{x1} fiksira vrednost a onda se na osnovu uslova (57) i (58) pronalaze kritične greške e_{x2} . Ovo praktično znači da određena greška prve staze može imati čitavu klasu grešaka u drugoj stazi koje izazivaju da kvadratno euklidsko rastojanje padne ispod slučajeva A) i B).

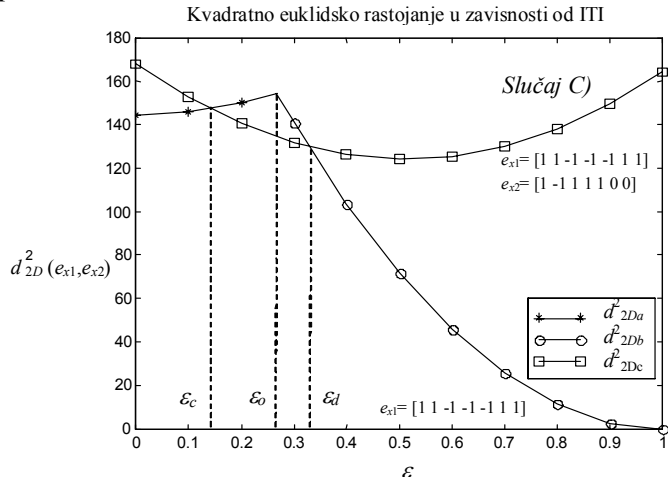
Sve ulazne greške e_{x2} koje u paru sa e_{x1} zadovoljavaju uslove (57) i (58), dovode do toga da kvadratno euklidsko rastojanje TTHH kanala padne ispod d_{2Da}^2 , određenog slučajem A), i to u opsegu od $\varepsilon_c < \varepsilon < \varepsilon_0$ gde je

$$\varepsilon_c = \frac{2S}{d_2^2} - \sqrt{\left(\frac{2S}{d_2^2}\right)^2 - 1}, \quad (60)$$

odnosno ispod d_{2Db}^2 , određenog slučajem B) u opsegu $\varepsilon_0 < \varepsilon < \varepsilon_d$ gde je

$$\varepsilon_d = -\frac{2S - 2d_1^2}{d_1^2 - d_2^2} - \sqrt{\left(\frac{2S - 2d_1^2}{d_1^2 - d_2^2}\right)^2 - 1}, \quad (61)$$

kao što je prikazano na slici 43.



Slika 43. Kvadratno euklidsko rastojanje TTHH kanala za slučaj C)

Analiza slučaja C) pokazuje da za fiksiranu ulaznu grešku u prvoj stazi TTTH kanala degradaciju euklidskog rastojanja izazivaju samo određene ulazne greške druge staze i to one koje zadovoljavaju uslove (57) i (58). U slučaju da postoje takvi parovi grešaka, performanse detektora na TTTH kanalu bi bile određene sa tri različita regiona krive kvadratnog euklidskog rastojanja, i to za $0 < \varepsilon < \varepsilon_c$ slučajem A), za $\varepsilon_c < \varepsilon < \varepsilon_d$ slučajem C) i za $\varepsilon > \varepsilon_d$ slučajem B).

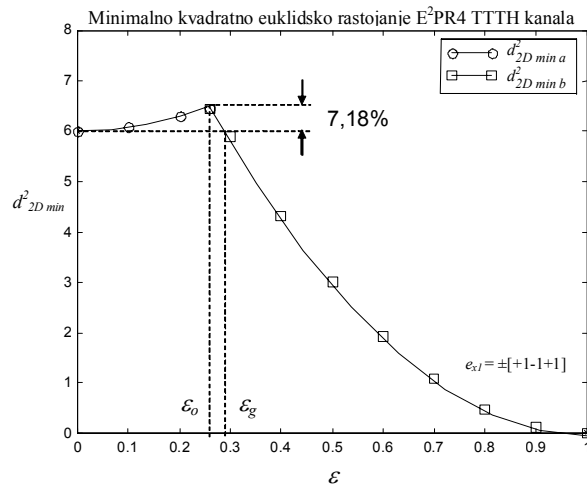
Najmanja euklidska rastojanja u slučajevima A) i B), određeni izrazima (52) i (54), uslovljena su *m.e.r.* ulazne greške u jednoj stazi e_{x1} . Na osnovu kritičnih uzoraka grešaka iz tabele 2 vidi se da $\pm[+-]$ uzorak greške stvara *m.e.r.* jedne staze TTTH kanala sa E²PR4 ekvalizacijom, koje iznosi

$$d_{\min}^2 = 6, \quad (62)$$

pri čemu ova vrednost određuje najmanje vrednosti kvadratnog euklidskog rastojanja slučajeva A) i B), koja sad iznose

$$d_{2D \min a}^2 = (1 + \varepsilon^2) \cdot 6 \quad \wedge \quad d_{2D \min b}^2 = 2 \cdot (1 - \varepsilon)^2 \cdot 6. \quad (63)$$

Pretragom se pokazuje da ne postoji ni jedna greška susedne staze, koja bi u paru sa uzorkom $\pm[+-]$ zadovoljila uslove (57) i (58) za E²PR4 TTTH model kanala tako da ovaj uzorak dominantno određuje *m.e.r.* TTTH kanala [4], [87], kao što je prikazano na slici 44.



Slika 44. *m.e.r.* E²PR4 TTTH kanala u zavisnosti od ITI

Verovatnoća greške detektora TTTH kanala određena je sa dva regiona krive *m.e.r.* u zavisnosti od ITI, pri čemu u regionu $0 < \varepsilon < \varepsilon_0$, postoji monotoni rast sa porastom nivoa ITI, dok u regionu $\varepsilon > \varepsilon_0$ dolazi do znatne degradacije. Povećanje nivoa interferencije između staza E²PR4 TTTH kanala omogućava kontinualni rast *m.e.r.* u prvom regionu, čime se dobija

$$\frac{d_{2D \min a}^2(\varepsilon = \varepsilon_0) - d_{2D \min a}^2(\varepsilon = 0)}{d_{2D \min a}^2(\varepsilon = \varepsilon_0)} \cdot 100\% = 7,18\%, \quad (64)$$

veće kvadratno euklidsko rastojanje za vrednosti ITI $\varepsilon = \varepsilon_0$ u odnosu na slučaj kada nema prisustva ITI, odnosno $\varepsilon = 0$. U ovom delu porast nivoa, u opštem slučaju neželjene ITI, kompenzira se rastom *m.e.r.* TTTH kanala, pri čemu je kompenzacija prisutna za vrednosti ITI $0 < \varepsilon < \varepsilon_g$, gde je

$$\varepsilon_g = 1 - \sqrt{2}/2 = 0,293. \quad (65)$$

U navedenom opsegu ITI 2H-SOVA detektor na TTTH kanalu funkcioniše skoro isto kao i za slučaj da nema interferencije između staza. Na ovaj način upotrebom

TTTH kanala, znatno se povećava površinska gustina zapisa, a uz to se uticaj susjedne staze na detekciju signala eliminiše do određene mere.

3.5.4. Povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH kanala

U prethodnom delu je izvršena analiza kvadratnog euklidskog rastojanja TTTH modela kanala. Pokazano je da je rastojanje ovog kanala prvenstveno određeno sa dve različite klase parova ulaznih grešaka i to, za $\varepsilon < \varepsilon_0$, parom grešaka $(e_{x1}, 0)$, a za $\varepsilon > \varepsilon_0$, parom ulaznih grešaka $(e_{x1}, -e_{x1})$.

Videli smo da *m.e.r.* E²PR4 TTTH kanala prvenstveno određuje prisustvo $\pm[+-+]$ uzorka greške u stazi. Jedno od mogućih ograničenja, koja bi dovela do povećanja kvadratnog euklidskog rastojanja kanala je eliminacija upravo ovog uzorka.

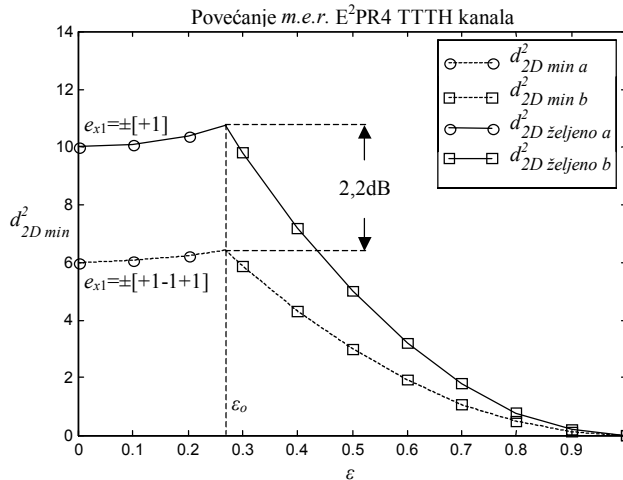
Kod E²PR4 OTOH kanala eliminacijom ovog uzorka, *m.e.r.* se povećava i dostiže MFB granicu. U tom slučaju dobitak kodovanja iznosi

$$g[\text{dB}] = 10 \log \frac{d_{\text{željeno}}^2}{d_{\text{min}}^2} = 10 \log \frac{10}{6} = 2,22 \text{dB}, \quad (66)$$

pri čemu se on prenosi i na E²PR4 TTTH kanal za vrednosti ITI $\varepsilon < \varepsilon_g$.

Naravno, moramo voditi računa da ovo nije stvarni dobitak, pošto se ograničenje $\pm[+-+]$ uzorka greške mora izvesti primenom određene tehnike kodovanja, tako da se mora uračunati kodna brzina primenjenog koda. U tom slučaju se stvarni dobitak meri parametrom *R_g*, odnosno asimptotskim dobitkom kodovanja (48).

Linijsko ograničenje $\pm[+-+]$ uzorka greške neophodno je uvesti u obe staze E²PR4 TTTH kanala da bi se ostvario odgovarajući kodni dobitak, kao što je prikazano na slici 45.



Slika 45. Primer povećanja *m.e.r.* TTTH kanala linijskim ograničenjem

Dodatna mogućnost je uvođenje novog koda ili jačeg ograničenja u informacionu sekvencu čime bi se ograničila pojava $\pm[+-+]$ uzorka greške što bi dalje vodilo ka porastu *m.e.r.* E²PR4 TTTH kanala. Naravno, uvođenjem većeg ograničenja realno je očekivati smanjenje kodne brzine koda što se odlikava na ukupan dobitak, od-

nosno asimptotski dobitak kodovanja. Eliminisanje $\pm[+]$ uzorka greške možda nije ni neophodno ako je detektor kanala dovoljno sposoban da u toku detekcije koriguje pojedinačne greške, u očitanoj sekvenci, ili ako se upotrebi odgovarajući zaštitni kod.

Jedna od važnih prednosti upotrebe TTTH kanala jeste i ta što se ovaj model veoma dobro snalazi u prisustvu interferencije između staza, naravno do određenog nivoa ITI. Druga prednost je povećanje *m.e.r.* TTTH kanala koja ujedno povećava i njegovu robusnost na viši nivo ITI jeste eliminisanje parova ulaznih grešaka koje su oblika $(e_{x1}, -e_{x1})$.

3.6 Šumovi i nelinearnosti magnetskog kanala

Tehnologija magnetskog memorisanja, odnosno zapisa, bazirana je na upotrebi određenog magnetskog medijuma zbog čijih se fizičkih karakteristika i same prirode javljaju različiti šumovi i nelinearnosti u procesu zapisivanja i čitanja podataka.

Šumovi i nelinearnosti magnetskog kanala nisu bili predmet istraživanja disertacije, pa će u ovom odeljku, u kratkim crtama, biti objašnjeni samo osnovni uzroci smetnji koji se pojavljuju u magnetskom kanalu. Znatno više detalja se može naći u stručnoj literaturi.

3.6.1. Elektronski šum

Elektronski šum, poznat i kao termički ili Džonsonov šum, prouzrokovan je slučajnim kretanjem naelektrisanja u provodniku. Ovaj šum je najviše izražen kod rezistivnih elemenata kola.

Uobičajeno je da se veliki broj slučajnih napona prouzrokovanih kretanjem pojedinih naelektrisanja modeluje kao nekorelisan aditivni beli Gausov šum (AWGN) nulte srednje vrednosti.

Prisustvo ovog tipa šuma je uobičajeno u modelovanju komunikacionih kanala pošto svi sistemi imaju bar neku vrstu rezistivnih elemenata. U kanalima za magnetski zapis ovaj šum potiče prvenstveno od rezistivnih elemenata glave za čitanje i od pojačavačke elektronike.

3.6.2. Šum tranzicije

Stohastička priroda tranzicija smera magnetizacije elementarnih magnetskih domena prilikom zapisivanja sekvence podataka na tankoslojne medijume dovodi do pojave još jednog mehanizma šuma, takozvanog šuma tranzicije.

Pokazano je da u sredini tranzicije postoji veća snaga šuma nego na mestima bez tranzicije [88]-[93]. Za razliku od elektronskog šuma, ovaj šum zavisi od uzoraka

tranzicije i nije aditivan. On se manifestuje kao *jitter* pozicije, odnosno pomeranje pozicije impulsa i kao varijacija širine i/ili amplitude impulsa.

3.6.3. Nelinearnosti medijuma prilikom čitanja/pisanja

U magnetskom kanalu postoje nelinearni mehanizmi usled kojih dolazi do distorzije signala kako prilikom pisanja, tako i prilikom čitanja podataka [94]. Jedan od izvora nelinearnosti predstavlja i situacija kada ivice elementarnih magnetskih domena nemaju normalan položaj u odnosu na stazu.

Razlozi ovog efekta mogu biti u lošem dizajnu glave za zapisivanje ili u lošem pozicioniranju magnetske glave. Što su tranzicije u namagnetisanosti domena bliže, kao što je slučaj kod velikih linijskih gustina zapisa, dolazi do većeg preklapanja izbočina zidova elementarnih magnetskih domena. Ovo preklapanje dovodi do pojave uniformne namagnetisanosti datog regiona čime se dobija manja promena fluksa tranzicije nego u slučaju kada su ivice domena normalne na stazu.

Pošto je impulsni odziv senzora glave za čitanje proporcionalan promeni fluksa nastalom na granici tranzicije njegovim smanjenjem proporcionalno se smanjuje i amplituda impulsnog odziva. U slučaju dve tranzicije aproksimativno se može reći da se amplitude odziva smanjuju za isti iznos, dok se u slučaju tri i više uzastopnih tranzicija situacija komplikuje. Ovaj efekat poznat je i kao delimično brisanje podataka [95] i [96].

Dodatna nelinearnost u procesu zapisivanja podataka nastaje usled uticaja magnetskog polja susednih namagnetisanih domena. Prilikom promene smera magnetisanja elementarnog domena magnetsko polje susednog domena može predstavljati demagnetizaciono polje za taj domen, čime se tranzicija magnetizacije može nepotrebno pojaviti ranije ili kasnije.

Ovaj nelinearni efekat se naziva i pomeraj tranzicije (*transition shift*) [97], [98] i dolazi do izražaja pri visokim linijskim gustinama zapisa. Efekat je prisutan i kod prepisivanja prethodno zapisanih podataka, pošto se stanje namagnetisanosti domena ne menja do sledećeg nailaska glave za pisanje.

Treći tip nelinearnosti sreće se kod MR senzora glave za čitanje podataka. Ovaj senzor poseduje nelinearnu prenosnu funkciju na linearnu superpoziciju flukseva na njegovom ulazu. Nelinearnost se iskazuje kroz amplitudsku nesimetričnost između pozitivnog i negativnog impulsa, pošto vrh jednog impulsa postaje zaobljeniji kako prenosna funkcija ulazi u region zasićenja [99].

Pored ove nelinearnosti MR senzor karakteriše i takozvani Barkhausenov (Barkhausen) šum [100] koji u slučaju složenijeg modela kanala treba uzeti u obzir.

3.6.4. Interferencija susednih staza

Jedan od velikih izazova za dizajnere sistema za magnetsko memorisanje informacija predstavlja konstrukcija sistema za servo pozicioniranje glava. Kako se povr-

šinska gustina zapisa povećava smanjenjem širine staza susedne staze postaju sve bliže. U isto vreme mehanički sistem za pozicioniranje mora brzo i precizno pozicionirati glave iznad staze.

Neizbežno se dešava da glave nisu uvek pozicionirane iznad ose staze tako da senzor glave reaguje i na fluks susedne staze [76], [101], čime dolazi do interferencije susednih staza.

Ovaj efekat je sličan efektu preslušavanja signala, s tom razlikom da, što se glava pomeri više sa staze, amplituda željenog signala postaje manja.

4

MTR kodovi

4.1 Dizajn MTR kodova	74
4.2 MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	76
4.3 MTR kod i trellis dijagram E ² PR4 OTOH kanala.....	77
4.4 MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu.....	78
4.5 MTR kod i trellis dijagram E ² PR4 TTTH kanala	79

Eliminisanjem dominantnih uzorka greške u PR kanalima za magnetski zapis u velikoj meri se popravljaju performanse primenjenog detektora na kanalu i utiče se na njegovu kompleksnost. Na ovoj činjenici bazirane su *distance-enhancing constraint* tehnike kodovanja gde se konstruišu modulacioni kodovi, odnosno kodovi koji unose ograničenja za povećanje kvadratnog euklidskog rastojanja kanala.

Jedan od primera modulacionih kodova su i *maximum transition runlength* (MTR) kodovi [1], [102] koji su dizajnirani da unose ograničenja u sekvence podataka, na ulazu u PR magnetski kanal, da bi se poboljšale karakteristike kvadratnog euklidskog rastojanja kanala.

MTR kodovi su prvenstveno namenjeni E²PR4 i ME²PR4 ekvalizaciji kanala u kojima eliminišu dominantni uzorak ulazne greške, $\pm[+-+]$, odnosno barem jednu od dve informacione sekvence koje ovu grešku izazivaju.

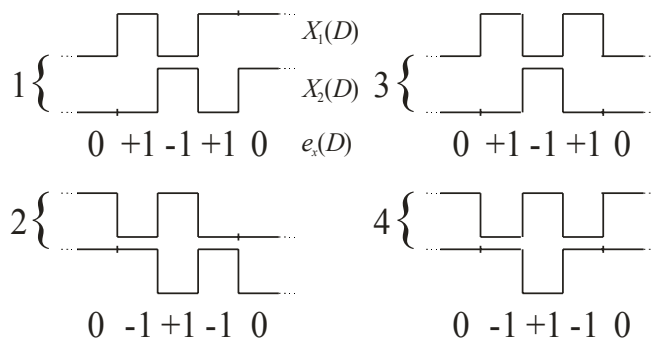
Eliminisanjem dominantnog uzorka greške, kao i svih ostalih grešaka koje ga sadrže, značajno se menja spektar mogućih grešaka u kanalu, odnosno raspored spektralnih komponenti uzoraka grešaka [103]-[106]. Time se u velikoj meri utiče na kvadratno euklidsko rastojanje i povećava se *m.e.r.* kanala.

4.1 Dizajn MTR kodova

Analizom kvadratnog euklidskog rastojanja kanala pokazano je da $\pm[+-+]$ uzorak ulazne greške dominantno određuje *m.e.r.*, kako u slučaju E^2PR4 ekvalizacije [7] tako i u slučaju ME^2PR4 ekvalizacije staze [107] na OTOH i TTTH kanalu.

Eliminisanjem dominantnog uzorka greške omogućilo bi se da oba kanala dostignu MFB granicu, čime bi se, u slučaju E^2PR4 ekvalizacije staze postigao kodni dobitak od 2,22 dB (66), dok bi za ME^2PR4 on iznosio 1,64dB.

Eliminisanja dominantnog uzorka greške, na osnovu definicije (38), svodi se na eliminisanje barem jedne od dve bliske informacione sekvence koje formiraju ovaj uzorak, prikazane na slici 46.



Slika 46. Informacione sekvence koje formiraju $\pm[+-+]$ uzorak greške

Prikazane sekvence su *non-return-to-zero* (NRZ) sekvence i može se primetiti da se jedna ili obe ove sekvence mogu eliminisati ako se zahteva da validna sekvenca ne sadrži više od dve uzastopne tranzicije, pri čemu se pod tranzicijom podrazumeva promena amplitudskog nivoa NRZ sekvence.

Na ovom zahtevu se bazira konstrukcija MTR kodova, tako da oni ograničavaju broj uzastopnih tranzicija koje se mogu pojaviti u sekvenci na ulazu u magnetski memorijski kanal.

Eliminisanjem tri i više tranzicija u informacionoj sekvenci povećava se *m.e.r.* kanala sa E^2PR4 i ME^2PR4 ekvalizacijom staze, tako da je u sistemima visoke linijске gustine zapisa upotreba MTR kodova veoma poželjna.

Uobičajeno je da se MTR kodovi predstavljaju preko parametara $(2, k)$ gde prvi parametar predstavlja dozvoljeni broj tranzicija koje se mogu pojaviti u sekvenci a parametar k predstavlja najveći broj uzastopnih istih simbola, slično kao i kod RLL (d, k) kodova, pri čemu je kod MTR kodova minimalan broj uzastopnih istih simbola $d = 0$.

Posmatrajući sekvencu koja se zapisuje kao *non-return-to-zero-inversion* (NRZI) sekvenca, gde 1 odgovara promeni amplitudskog nivoa NRZ sekvence, a 0 označava da nema promene, tada ograničenje $MTR = 2$ znači da se u sekvenci ne mogu pojaviti više od dve uzastopne jedinice. Nadalje će se za MTR kodne reči koristiti NRZI predstava, pri čemu se NRZ zapis transformiše u NRZI na sledeći način

$$Y(D) = (1 \oplus D)X(D), \quad (67)$$

gde je $X(D)$ D -transformacija NRZ sekvence a $Y(D)$ NRZI sekvence. Obrnut proces transformacije iz NRZI u NRZ zapis vrši se kao

$$Y'(D) = \frac{1}{1 \oplus D} X'(D), \quad (68)$$

gde je $X'(D)$ D -transformacija NRZI sekvence a $Y'(D)$ NRZ sekvence.

Za dato MTR = 2 i k ograničenje može se napraviti računarska pretraga za pronalaženje 2^n validnih m -bitnih kodnih reči MTR (m, n) blok koda [4] i [7].

Za analizu tehnika dekodovanja MTR kodova, u ovoj disertaciji upotrebljen je jednostavan MTR kod sa parametrima ($2, k = 8$) [1], kodne brzine

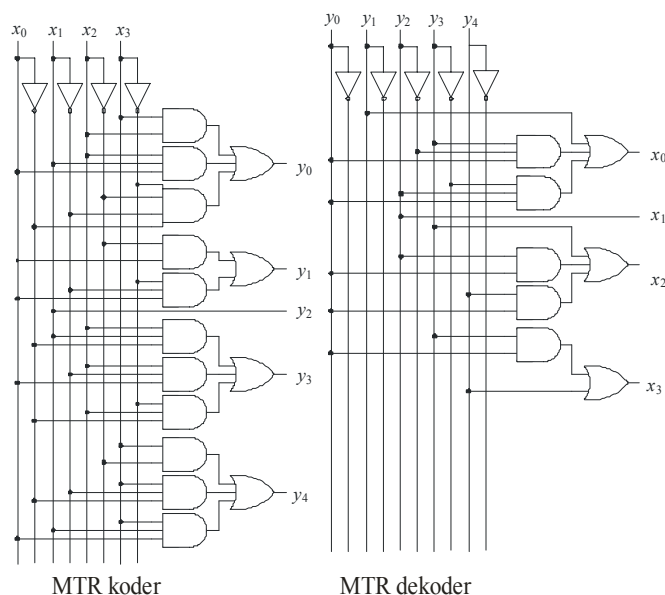
$$R = 4/5 = 0,80, \quad (69)$$

pri čemu su kodne reči prikazane u NRZI formatu u tabeli 3.

Inf. sekvenca	Kodna reč	Inf. sekvenca	Kodna reč
$m_0m_1m_2m_3$	$n_0n_1n_2n_3n_4$	$m_0m_1m_2m_3$	$n_0n_1n_2n_3n_4$
0 0 0 0	1 0 0 0 0	1 0 0 0	0 1 0 0 0
0 0 0 1	0 0 0 0 1	1 0 0 1	0 1 0 0 1
0 0 1 0	0 0 0 1 0	1 0 1 0	0 1 0 1 0
0 0 1 1	1 0 0 0 1	1 0 1 1	1 0 0 1 0
0 1 0 0	0 0 1 0 0	1 1 0 0	0 1 1 0 0
0 1 0 1	0 0 1 0 1	1 1 0 1	0 1 1 0 1
0 1 1 0	0 0 1 1 0	1 1 1 0	1 0 1 0 0
0 1 1 1	1 0 1 1 0	1 1 1 1	1 0 1 0 1

Tabela 3 Kodne reči 4/5 MTR ($2, k = 8$) koda

MTR kodovi u suštini vrše mapiranje određenog skupa sekvenci u neki drugi skup, pa je zbog te osobine moguća jednostavna fizička realizacija pomoću logičkih kola, kao što je to za 4/5 MTR ($2, k = 8$) kod prikazano na slici 47 [1], [108] i [109].



Slika 47. Fizička realizacija 4/5 MTR ($2, k = 8$) kodera/dekodera

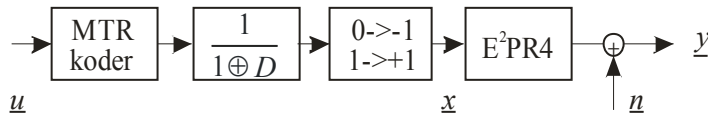
Asimptotski dobitak kodovanja koji se očekuje primenom 4/5 MTR koda na E^2PR4 OTOH kanalu iznosi

$$ACG = 10 \log(Rg) = 10 \log\left(0,80 \frac{10}{6}\right) = 1,25 \text{ dB}. \quad (70)$$

Kodna brzina odabranog MTR koda nije prihvatljiva za sisteme sa visokom gustinom magnetskog zapisa, ali isto tako ne predstavlja ni ograničavajući faktor za početna istraživanja tehnika dekodovanja MTR kodova.

4.2 MTR kod na E²PR4 OTOH kanalu

Prvenstvena namena MTR kodova je modulacionog karaktera, odnosno oni treba da unesu ograničenja u ulaznu sekvencu kanala, tako da je implementacija duž staze OTOH kanala prikazana na slici 48 [110].



Slika 48. Simulaciona šema MTR koda na E²PR4 OTOH kanalu

U simulacionoj šemi, nakon MTR kodera sledi blok prekodera, sa prenosnom funkcijom oblika $1/(1 \oplus D)$, koji vrši translaciju NRZI MTR kodne reči u NRZ sekvencu. Sekvenca se nakon toga mapira kao

$$\begin{aligned} 0 &\leftrightarrow -1, \\ 1 &\leftrightarrow +1. \end{aligned} \quad (71)$$

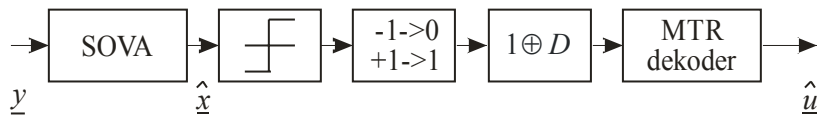
zbog zapisivanja na medijum pomoću magnetskog polja, koje izvrši zasićenje elementarnog domena magnetskog medijuma staze.

U svim analizama i simulacijama koje slede, pretpostavljeno je da u sistemu deluje aditivni beli Gausov šum, pri čemu su odmerci signala šuma nekorelisani duž staze magnetskog kanala. Odnos signal/šum je definisan kao

$$SNR = 10 \log\left(\frac{E_b}{N_o}\right) = 10 \log\left(\frac{E_b}{2\sigma^2}\right) = 10 \log\left(\frac{E_c}{2R\sigma^2}\right), \quad (72)$$

gde je $E_c = RE_b$ energija simbola na izlazu E²PR4 kanala, N_o jednostrana spektralna gustina snage šuma i σ^2 varijansa šuma.

Za detekciju sekvence nekodovanog i MTR kodovanog E²PR4 OTOH kanala korišćen je optimalni SOVA detektor sa detektujućim prozorom širine 20 bita, u simulacionoj šemi prikazanoj na slici 49 [110].



Slika 49. Dekodovanje 4/5 MTR (2, $k = 8$) koda na E²PR4 OTOH kanalu

Na osnovu fine vrednosti promenljive, dobijene od SOVA detektora, vrši se takozvano grubo odlučivanje (*hard-decision*) o sekvenci na ulazu u kanal

$$\begin{aligned} L(x_i) < 0 &\Rightarrow x_i = -1, \\ L(x_i) > 0 &\Rightarrow x_i = +1, \end{aligned} \quad (73)$$

koja se kasnije prosleđuje MTR dekodneru da izvrši dekodovanje informacione sekvence.

4.3 MTR kod i trellis dijagram E²PR4 OTOH kanala

MTR kod unosi ograničenje na uzorak $\pm[+-+]$ greške tako da se u ulaznoj sekvenci u kanal ne mogu pojaviti uzorci prikazani na slici 46, odnosno da se sekvence bita

$$0101 \wedge 1010, \quad (74)$$

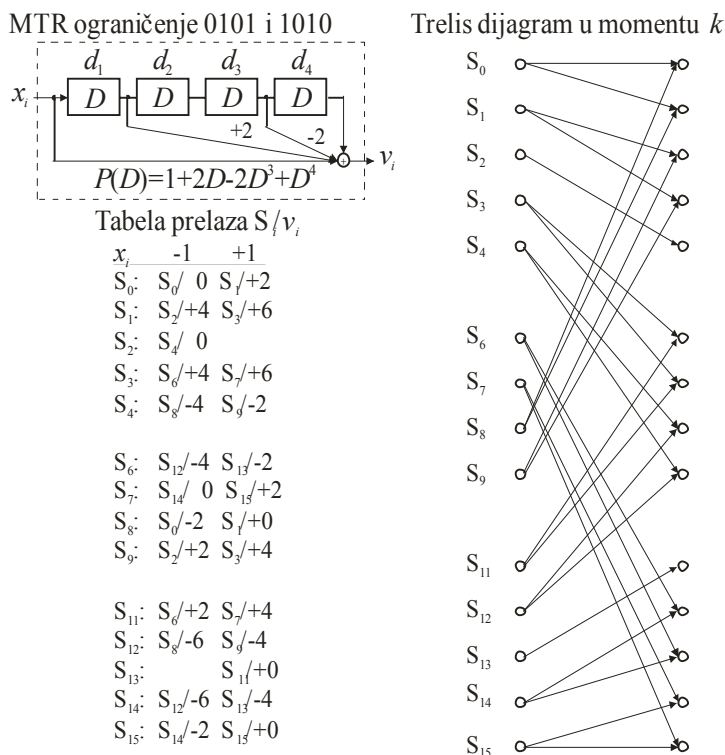
ne mogu pojaviti u memorijskim ćelijama za kašnjenje kanala [1], a samim tim ne postoje ni odgovarajuća stanja u trellis dijagramu.

Linijskim MTR ograničenjem duž staze broj stanja trellis dijagrama E²PR4 OTOH kanala smanjuje se sa 16, koliko ih je u slučaju nekodovanog kanala, na 14 stanja u slučaju MTR kodovanja što predstavlja

$$\frac{16-14}{16} \cdot 100\% = 12,5\% \quad (75)$$

direktnog smanjenja broja stanja u trellis dijagramu.

U modifikovanom trellis dijagramu dva stanja imaju samo jednu odlaznu granu ali i dva stanja imaju samo jednu dolaznu granu, kao što je prikazano na slici 50.



Slika 50. Trellis dijagrama MTR kodovanog E²PR4 OTOH kanala

Granske metrike SOVA detektor računa na osnovu (22), u modifikovanom trellis dijagramu kanala, koji zbog MTR ograničenja poseduje redukovani broj stanja.

U slučaju da nema MTR ograničenja u trellis dijagramu broj operacija neophodnih da se nađe najbolja putanja kao i pouzdanost te odluke, za sva stanja u momentu k , na osnovu (29) i (30) iznosi

$$N^{oper} = 16 \times (1 \text{ poredjenje} + 1 \text{ oduzimanje}) = 32, \quad (76)$$

dok u slučaju prisustva MTR ograničenja ovaj broj iznosi

$$N_{MTR}^{oper} = 12 \times (1 \text{ poredjenje} + 1 \text{ oduzimanje}) = 24, \quad (77)$$

što odgovara smanjenju od

$$\frac{N^{oper} - N_{MTR}^{oper}}{N^{oper}} \cdot 100\% = 25\% \quad (78)$$

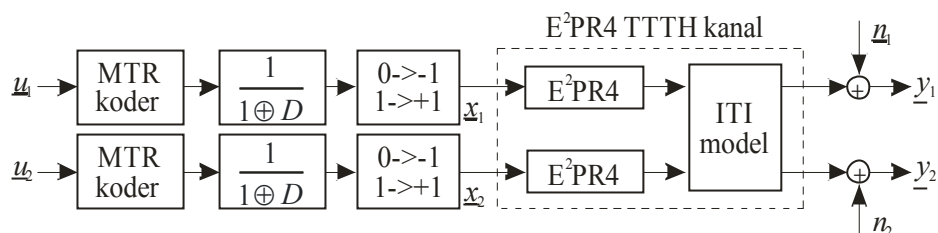
ukupnog broja neophodnih operacija koje SOVA detektor mora da obavi u određenom momentu, odnosno koraku detekcije [111].

Ova činjenica, pored 12,5% smanjenja u broju stanja trellis dijagrama staze, ima velik uticaj na sveukupnu kompleksnost detektora na E²PR4 OTOH kanalu.

4.4 MTR kod na E²PR4 TTTH kanalu

Jednostavna konstrukcija modulacionog MTR koda, njegova laka fizička realizacija pomoću logičkih kola i unošenje 25% smanjenja broja neophodnih operacija detektora u stazi, su razlozi za implementaciju na E²PR4 TTTH kanalu [110].

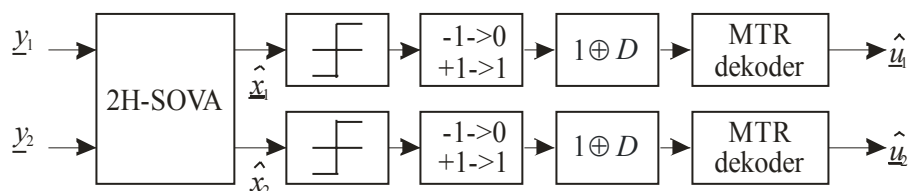
Ostvareni dobitak MTR koda u stazi E²PR4 OTOH kanala obećavajući je i u slučaju E²PR4 TTTH kanala. U ovom modelu 4/5 MTR (2, $k = 8$) kod je implementiran duž pojedinih staza, kao što je prikazano na slici 51.



Slika 51. 4/5 MTR (2, $k = 8$) kod na E²PR4 TTTH kanalu

Na ovaj način MTR ograničenje se unosi u obe staze E²PR4 TTTH kanala, čime se u potpunosti eliminiše kritični uzorak $\pm[+-+]$ a time povećava *m.e.r.* kanala, kao što je prikazano na slici 45. Teorijski, ovo povećanje je praćeno kodnim dobitkom od 2,2 dB za vrednost ITI $\varepsilon = \varepsilon_0$.

Za detekciju nekodovanih i MTR kodovanih sekvenci pojedinih staza, korišćen je optimalni 2H-SOVA detektor kanala, sa detektujućim prozorom širine 20 simbola, kao što je prikazano na slici 52.



Slika 52. Dekodovanje 4/5 MTR (2, $k = 8$) koda na E²PR4 TTTH kanalu

U modelu je korišćena pretpostavka da 2H-SOVA u potpunosti poznaje nivo ITI, pri čemu je razmatrano prisustvo aditivne, linearne i simetrične interferencije između staza, opisane ITI matricom (17).

2H-SOVA detektor radi na modifikovanom trellis dijagramu E²PR4 TTTH kanala zbog unetih MTR ograničenja duž staza, pri čemu metrike puteva računa na osnovu (33), a fine vrednosti procenjenih bita u pojedinim stazama pomoću (37).

Na osnovu finih vrednosti, pojedinačno se za svaku stazu vrši procena sekvence po principu grubog odlučivanja (73). Ove odluke se dalje prosleđuju MTR dekodernima staza koji dekoduju informacione sekvence.

4.5 MTR kod i trellis dijagram E²PR4 TTTH kanala

MTR kod unosi ograničenje na dominantni uzorak $\pm[+-]$ greške u pojedine staze E²PR4 TTTH kanala čime se smanjuje broj stanja rezultatnog trellis dijagrama, sa 256, koliko ih je u slučaju nekodovanog kanala, na 196 u slučaju implementacije MTR koda, što predstavlja

$$\frac{256 - 196}{256} \cdot 100\% = 23,4\% \quad (79)$$

direktnog smanjenja broja stanja rezultatnog trellis dijagrama.

U redukovanom trellisu, četiri stanja imaju po jednu izlaznu granu, pedeset dva stanja po dve grane, dok ostala imaju sve četiri izlazne grane. Ova činjenica se reflektuje na kompleksnost detekcije 2H-SOVA detektora i pojednostavljuje njegov rad.

U regularnoj situaciji kada nema MTR ograničenja u trellisu detektora broj operacija neophodnih da se pronađe najbolja putanja kao i pouzdanost te odluke, za sva stanja u proizvoljnom momentu k , na osnovu (34) i (36) iznosi

$$N^{oper} = 256 \times (3 \text{ poredjenja} \times 3 \text{ oduzimanja}) = 1536, \quad (80)$$

dok u slučaju prisustva MTR ograničenja ovaj broj iznosi

$$N_{MTR}^{oper} = 142 \times (3 \text{ poredjenja} \times 3 \text{ oduzimanja}) + 52 \times 1 \text{ oduzimanje} = 892, \quad (81)$$

što odgovara smanjenju od

$$\frac{N^{oper} - N_{MTR}^{oper}}{N^{oper}} \cdot 100\% = 41,9\% \quad (82)$$

ukupnog broja neophodnih operacija koje 2H-SOVA detektor mora da obavi u određenom momentu na trellis dijagramu E²PR4 TTTH modela kanala [112].

Smanjenje od skoro 42% u ukupnom broju operacija detektora, u određenom momentu, jeste izuzetan dobitak koji se u velikoj meri odslikava na kompleksnost detekcije na E²PR4 TTTH modelu kanala.

Ovako velik dobitak ističe da je implementacija MTR kodova u pojedinim stazama E²PR4 TTTH kanala praktično neophodna, pošto porastom reda ekvivalentnog PR polinoma kanala sveukupna kompleksnost detekcije i samog detektora kanala postaje odlučujući faktor praktične implementacije. Ova problematika je stalno aktuelna i zaokuplja pažnju mnogih istraživača [113]-[115].

5

Tehnike dekodovanja MTR kodova

5.1 Dekodovanje na bazi grubog odlučivanja.....	81
5.2 MAP algoritam sa finim odlučivanjem.....	82
5.3 Varijante MAP algoritma.....	83
5.4 Fino odlučivanje u logičkim kolima	85
5.5 Komentar o statističkoj nezavisnosti	88

Do sada se dekodovanje MTR kodova baziralo na principu takozvanog grubog odlučivanja, gde se kao rezultat dobijala samo informacija da li je bit 0 ili 1. U modernim tehnikama dekodovanja poželjno je da dekođer pored grube odluke daje i informaciju o pouzdanosti same odluke. Ovim se povećava redundansa u informacijama koju dekođer poseduje, što mu daje dodatni stepen slobode prilikom odlučivanja i povećava mogućnost ispravnog dekodovanja.

Ovaj vid dekodovanja naziva se još i dekodovanje na bazi finog odlučivanja i izuzetno je važan, u takozvanom iterativnom procesu, gde dva dekođera međusobno razmenjuju informacije i gde mala pouzdanost odluke dekođeru dodatno ukazuje na moguću grešku u prethodnom koraku. U narednom iterativnom koraku moguće je povećati pouzdanost odluke koja je na početku imala malu vrednost.

MTR kodovi nisu imali mogućnost dekodovanja finim odlučivanjem i osnovni doprinos ove disertacije je upravo razvoj dve originalne tehnike dekodovanja MTR kodova bazirane na principu finog odlučivanja.

5.1 Dekodovanje na bazi grubog odlučivanja

U osnovi MTR kodovi vrše mapiranje skupa sekvenci u neki drugi skup, kao što je prikazano u tabeli 3. Da bi se mapiranje obavilo neophodno je da na početku MTR dekodek dobije informaciju da li je bit 0 ili 1, bez obzira koliko da je ta informacija pouzdana.

U analiziranim simulacionim šemama E²PR4 OTOH i TTTT kanala prikazanim na slikama 49 i 52, na osnovu finih vrednosti pojedinih bita, od SOVA detektora, formira se neophodna ulazna informacija bita za MTR dekodek na sledeći način

$$\begin{aligned} L(x_i) < 0 &\Rightarrow x_i = -1, \\ L(x_i) > 0 &\Rightarrow x_i = +1. \end{aligned} \quad (83)$$

Na osnovu ovih informacija MTR dekodek vrši dekodovanje informacione sekvence koristeći tabelu dekodeka, prikazanu u tabeli 4 za 4/5 MTR (2, $k = 8$) kod [1].

Kodna reč	Inf. sekvenca	Kodna reč	Inf. sekvenca
$n_0n_1n_2n_3n_4$	$m_0m_1m_2m_3$	$n_0n_1n_2n_3n_4$	$m_0m_1m_2m_3$
1 0 0 0 0	0 0 0 0	0 1 0 0 0	1 0 0 0
0 0 0 0 1	0 0 0 1	0 1 0 0 1	1 0 0 1
0 0 0 1 0	0 0 1 0	0 1 0 1 0	1 0 1 0
1 0 0 0 1	0 0 1 1	1 0 0 1 0	1 0 1 1
0 0 1 0 0	0 1 0 0	0 1 1 0 0	1 1 0 0
0 0 1 0 1	0 1 0 1	0 1 1 0 1	1 1 0 1
0 0 1 1 0	0 1 1 0	1 0 1 0 0	1 1 1 0
1 0 1 1 0	0 1 1 1	1 0 1 0 1	1 1 1 1

Tabela 4 Tabela dekodeka 4/5 MTR (2, $k = 8$) koda

Ovaj način MTR dekodovanja naziva se dekodovanje na bazi grubog odlučivanja i u velikoj meri se oslanja na pouzdanost odlučivanja prethodnog detektora.

MTR dekodek je, u svom osnovnom obliku, nemoćan da otkloni eventualne greške nastale u prethodnom koraku, pošto vrši prosto mehaničko mapiranje sekvence u sekvencu i ne poseduje autonomnost odlučivanja, niti bilo kakvu unutrašnju logiku kojom bi iskoristio dobijene, ili eventualno formirao sopstvene pouzdanosti.

MTR dekodek nema ni mogućnost da prosledi pouzdanost svojih odluka, pošto ih ni ne donosi, čime bi se povećala šansa da se u narednom iterativnom koraku izvrši popravka greške.

Zbog ovih razloga, dekodovanje na bazi grubog odlučivanja postaje ograničavajući faktor primene MTR kodova, tako da i pored sjajnih modulacionih karakteristika ovi kodovi ne nalaze svoje pravo mesto u modernim sistemima sa magnetskim zapisom, baziranim na dekodovanju finim odlučivanjem.

Razvoj tehnika dekodovanja na bazi finog odlučivanja primenljivih za dekodovanje MTR kodova postaje sve neophodnije [10]. U narednim poglavljima prikazani su detalji razvoja dva potpuno nova pristupa dekodovanja ovih kodova: prvi pristup – MAP dekodovanje [9] i drugi pristup - dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima MTR dekodeka [10], [111] i [112].

5.2 MAP algoritam sa finim odlučivanjem

Maximum a posteriori (MAP) algoritam za dekodovanja MTR kodova, principom finog odlučivanja, računa izlazne *a posteriori* fine vrednosti pojedinih bita na osnovu kodnih reči MTR koda i finih vrednosti dobijenih od detektora kanala [9].

Ulazne *a priori* informacije MAP algoritma su fine vrednosti na izlazu detektora kanala $L_{in}(i)$, definisane kao

$$L_{in}(i) = \ln \frac{p(n_i = 1)}{p(n_i = 0)}, \quad (84)$$

gde $i \in \{0, 1, \dots, N-1\}$, pri čemu je N dužina kodne reči MTR koda [2], [3]. Na osnovu njih MAP algoritam daje izlazne, odnosno *a posteriori*, informacije $L_{out}(k)$, gde $k \in \{0, 1, \dots, M-1\}$, pri čemu je M dužina izlazne reči MTR dekodera.

Osnovna verzija MAP algoritma radi sa *a priori* verovatnoćama $q_0(i)$ i $q_1(i)$ dobijenim na osnovu (84)

$$q_0(i) = p(n_i = 0) = \frac{e^{-L_{in}(i)/2}}{e^{L_{in}(i)/2} + e^{-L_{in}(i)/2}}, \quad (85)$$

$$q_1(i) = p(n_i = 1) = \frac{e^{L_{in}(i)/2}}{e^{L_{in}(i)/2} + e^{-L_{in}(i)/2}}.$$

Da bi pojednostavili matematičko izvođenje MAP algoritma definišimo skupove

$$N_{set} = \{\underline{n} = (n_0 n_1 \dots n_{N-1}) \in Z_2^N \mid n_i \in (0,1)\}, \quad (86)$$

za kodne reči implementiranog MTR koda i

$$M_{set} = \{\underline{m} = (m_0 m_1 \dots m_{M-1}) \in Z_2^M \mid m_k \in (0,1)\}, \quad (87)$$

koji predstavlja sekvence na izlazu MTR dekodera.

Proces dekodovanja MTR koda svodi se na jednostavno mapiranje između sekvenci i može se opisati kao 1-1 funkcija MTR^{-1}

$$MTR^{-1} : \underline{n} \in N_{set} \rightarrow \underline{m} \in M_{set}. \quad (88)$$

Dodatno, definišimo i podskup

$$N_{\{b,k\} subset} = \{\underline{n} \in N_{set} \mid \underline{m} = MTR^{-1}(\underline{n}) \wedge m_k = b\}, \quad (89)$$

gde je b vrednost određenog bita, $b \in [0, 1]$, a sam podskup sadrži one kodne reči za koje MTR^{-1} mapiranje daje u izlaznoj sekvenci MTR dekodera, na određenom mestu k , da je bit m_k jednak vrednosti b . Ova dva podskupa prikazana su u tabeli 5.

$N_{\{1, k=2\} subset}$		$N_{\{0, k=2\} subset}$	
$n_0 n_1 n_2 n_3 n_4$	$m_0 m_1 m_2 m_3$	$n_0 n_1 n_2 n_3 n_4$	$m_0 m_1 m_2 m_3$
0 0 0 1 0	0 0 1 0	1 0 0 0 0	0 0 0 0
1 0 0 0 1	0 0 1 1	0 0 0 0 1	0 0 0 1
0 0 1 1 0	0 1 1 0	0 0 1 0 0	0 1 0 0
1 0 1 1 0	0 1 1 1	0 0 1 0 1	0 1 0 1
0 1 0 1 0	1 0 1 0	0 1 0 0 0	1 0 0 0
1 0 0 1 0	1 0 1 1	0 1 0 0 1	1 0 0 1
1 0 1 0 0	1 1 1 0	0 1 1 0 0	1 1 0 0
1 0 1 0 1	1 1 1 1	0 1 1 0 1	1 1 0 1

Tabela 5 Primer podskupova za MAP dekodovanje 4/5 MTR (2, $k=8$) MTR koda

Izlazna *a posteriori* verovatnoća bita, na poziciji k , u izlaznoj sekvenci MTR dekodera se može dobiti kao

$$\begin{aligned} q_{out\ b}(k) &= p(m_k = b) = \\ &= \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\} subset}} \prod_{i=0}^{N-1} p(n_i = b) = \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\} subset}} \prod_{i=0}^{N-1} q_b(i), \end{aligned} \quad (90)$$

gde $b \in [0, 1]$. Izraz (89) podrazumeva da su biti statistički nezavisni, što se ne može smatrati u potpunosti tačnim. Nažalost, ova pretpostavka je neophodna da bi se uopšte dobio upotrebljiv algoritam dekodovanja.

Izlazne *a posteriori* log-likelihood vrednosti $L_{out}(k)$ računaju se kao

$$\begin{aligned} L_{out}(k) &= \ln(q_{out\ 1}(k)/q_{out\ 0}(k)) \\ &= \ln q_{out\ 1}(k) - \ln q_{out\ 0}(k). \end{aligned} \quad (91)$$

U ovom trenutku treba skrenuti pažnju da bit na proizvoljnoj poziciji k , u izlaznoj sekvenci MTR dekodera poseduje finu vrednost $L_{out}(k)$, pri čemu njen znak predstavlja grubu odluku o bitu, a moduo $|L_{out}(k)|$ predstavlja pouzdanost same odluke. Na taj način MAP algoritam omogućava dekodovanje finim odlučivanjem.

Pošto unapred poznajemo koji MTR kod će biti implementiran u sistemu podskupove $N_{\{0,k\} subset}$ i $N_{\{1,k\} subset}$ za računanje finih vrednosti bita na izlazu MTR dekodera možemo pripremiti unapred. Time se proces dekodovanja MTR koda MAP algoritmom znatno ubrzava.

5.3 Varijante MAP algoritma

Osnovna verzija MAP algoritma koristi verovatnoće pojedinih bita (85) čime se algoritam, u određenoj meri, usporava jer ih je neophodno izračunati na osnovu finih vrednosti bita, dobijenih od detektora kanala (84).

U toku istraživanja u okviru ove disertacije dodatno su razvijene i dve zasebne verzije MAP algoritma koje direktno koriste fine vrednosti detektora kanala, umesto verovatnoća bita, slično kao u [9] i [116].

5.3.1. log MAP verzija

Izraz za *a priori* verovatnoće bita (85) može se napisati i kao

$$q_b(i) = e^{(-1)^{b+1} L_m(i)/2} / F(i), \quad (92)$$

gde $b \in [0, 1]$, pri čemu je $F(i) = e^{L_m(i)/2} + e^{-L_m(i)/2}$. Zamenom izraza (92) u (90) dobija se

$$q_{out\ b}(k) = \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\} subset}} \prod_{i=0}^{N-1} q_b(i) = \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\} subset}} \prod_{i=0}^{N-1} \frac{e^{(-1)^{b+1} L_m(i)/2}}{F(i)}. \quad (93)$$

Imenilac izraza (93) ne zavisi od kodnih reči u podskupu $N_{\{b,k\} subset}$, pošto se dobija na osnovu ulaznih *a priori* informacija dobijenih od detektora kanala. Zbog toga se može izvući ispred sume čime se dobija

$$q_{out\ b}(k) = \left(\sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} \prod_{i=0}^{N-1} e^{(-1)^{b+1} L_{in}(i)/2} \right) / \prod_{i=0}^{N-1} F(i). \quad (94)$$

Dodatno, imenilac ne zavisi ni od bita na poziciji k u izlaznoj sekvenci MTR dekodera i ima istu vrednost bez obzira da li se računa verovatnoća 0 ili 1 izlaznog bita.

Izlazne *a posteriori* verovatnoće bita $q_{out\ 1}(k)$ i $q_{out\ 0}(k)$ pojavljuju se samo u izrazu (91) i to kao razlika dva logaritma tako da se mogu zameniti izrazom

$$\begin{aligned} r_b(k) &= \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} \prod_{i=0}^{N-1} e^{(-1)^{b+1} L_{in}(i)/2} \\ &= \sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} e^{\sum_{i=0}^{N-1} (-1)^{b+1} L_{in}(i)/2}, \end{aligned} \quad (95)$$

bez promene *a posteriori* log-likelihood vrednosti $L_{out}(k)$. U ovom momentu $L_{out}(k)$ se može izračunati kao

$$L_{out}(k) = \ln(r_1(k)/r_0(k)) = \ln r_1(k) - \ln r_0(k). \quad (96)$$

Pored *log MAP* verzije algoritma razvijena je i jednostavnija suboptimalna verzija koja takođe direktno koristi fine vrednosti detektora kanala, a koja je nazvana *max-log MAP* verzija [9].

5.3.2. max-log MAP verzija

Za razvoj *max-log MAP* varzije algoritma koristi se *log-sum-exponential* (*lsexp*) operator [9], [116], definisan kao

$$lsexp(a_1, a_2, \dots, a_P) = \ln \left(\sum_{i=1}^P e^{a_i} \right). \quad (97)$$

Time se izlazne *a posteriori* verovatnoće MTR dekodera (95) mogu izraziti u logaritamskoj formi kao

$$\begin{aligned} R_b(k) &\equiv \ln r_b(k) \\ &= \ln \left(\sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} e^{\sum_{i=0}^{N-1} (-1)^{b+1} L_{in}(i)/2} \right) \\ &= lsexp \left(\sum_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} \sum_{i=0}^{N-1} (-1)^{b+1} L_{in}(i)/2 \right), \end{aligned} \quad (98)$$

dok *a posteriori* log-likelihood vrednosti $L_{out}(k)$ mogu da se izraze u obliku

$$L_{out}(k) = R_1(k) - R_0(k). \quad (99)$$

Poznato je da se *lsexp()* operator može aproksimirati znatno jednostavnijim operatorom [9], [116] i [117] kao

$$lsexp(a_1, a_2, \dots, a_P) \approx \max(a_1, a_2, \dots, a_P), \quad (100)$$

pri čemu *max()* operator vraća vrednost najvećeg među argumentima.

Koristeći ovu aproksimaciju, izlazne *a posteriori* verovatnoće (98) mogu se napisati u obliku

$$R_b(k) \equiv \ln r_b(k) \approx \max_{\underline{n} \in N_{\{b,k\}, subset}} \left(\sum_{i=0}^{N-1} (-1)^{b+1} L_{in}(i)/2 \right), \quad (101)$$

formirajući na taj način *max-log* MAP verziju algoritma za dekodavanje MTR kodova principom finog odlučivanja.

U ovoj verziji MAP algoritma izlazne *a posteriori* log-likelihood vrednosti $L_{out}(k)$ pojedinih bita, na izlazu dekodera, takođe se računaju na osnovu (99).

5.4 Fino odlučivanje u logičkim kolima

Zbog jednostavnog mapiranja sekvenci MTR kodovi se fizički mogu realizovati upotrebom osnovnih logičkih kola [1], [108], kao što je to prikazano na slici 47.

Upotreba logičkih kola je poželjna u bilo kojoj fizičkoj realizaciji pošto postojeća tehnologija integrisanih kola omogućava njihovu jednostavnu i jeftinu realizaciju.

Nažalost, kodovi koji se mogu bazirati na logičkim kolima osuđeni su na njihovu bazu grubog odlučivanja. Uprkos tome, jednostavna realizacija MTR kodova je bila motivacija da se pokuša sa ugradnjom finog odlučivanja u logička kola tako da izlaz novoformiranih kola dodatno sadrži i pouzdanost odluka, a da se nakon toga, poboljšanim kolima, formira MTR dekođer sa finim odlučivanjem [10], [110].

5.4.1. Fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima

MTR kodovi se realizuju upotrebom kola za komplement (NOT), potom kola za logičke „I“ i „ILI“ operacije (AND i OR) [108]. Ovo su osnovna logička kola koja su bila predmet istraživanja u okviru disertacije i za koje je razvijeno fino odlučivanje.

Može se lako pokazati da je u slučaju kola kojim se vrši komplement binarne promenljive (NOT circuit) izlazna *a posteriori* fina vrednost $L_{out}(x)$ oblika

$$L_{out}(\bar{x}) = \ln \frac{p(\bar{x}=0)}{p(\bar{x}=1)} = \ln \frac{p(x=1)}{p(x=0)} = -L_{in}(x), \quad (102)$$

što predstavlja jednostavnu propagaciju ulazne fine vrednosti kroz ovo kolo. Na taj način izlaz novog kola za komplement, pored grube odluke, daje i pouzdanost same odluke.

Isti princip se može ponoviti i u slučaju logičkog kola koje obavlja „I“ logičku operaciju (AND circuit) [10], [110], gde se dobija da je

$$L_{out}(x_1 \text{ AND } x_2) = \ln(e^{L_{in}(x_1)} + e^{L_{in}(x_2)} + e^{(L_{in}(x_1)+L_{in}(x_2))}), \quad (103)$$

pri čemu se podrazumeva statistička nezavisnost binarnih promenljivih x_1 i x_2 . Nažalost, ni u ovom slučaju statistička nezavisnost se ne može uvek podrazumevati ali je ona neophodna da bi se dobio upotrebljiv način za fino odlučivanje.

U slučaju logičkog kola koje obavlja „ILI“ logičku operaciju (OR circuit) izlazna *a posteriori* fina vrednost $L_{out}(x)$ se dobija u obliku

$$L_{out}(x_1 \text{ OR } x_2) = -\ln(e^{-L_{in}(x_1)} + e^{-L_{in}(x_2)} + e^{-(L_{in}(x_1)+L_{in}(x_2))}), \quad (104)$$

pri čemu se statistička nezavisnost binarnih promenljivih takođe podrazumeva [10], [110].

Ukazala se potreba da se analizira i kolo koje obavlja logičko sabiranje po modulu dva (XOR circuit), pošto MTR dekoderu prethodi $1/(1\oplus D)$ modul, kao što je prikazano na slikama 49 i 52. U slučaju ovog kola dobija se da je

$$L_{out}(x_1 \text{ XOR } x_2) = \ln \frac{1 + e^{L_{in}(x_1)} e^{L_{in}(x_2)}}{e^{L_{in}(x_1)} + e^{L_{in}(x_2)}}, \quad (105)$$

podrazumevajući statističku nezavisnost promenljivih [3], [10], [110].

Formiranjem novih kola koje svoje osnovne logičke operacije obavljaju koristeći izraze (102) do (105) moguće je formirati MTR dekoder koji dekoduje na principu finog odlučivanja i implementirati ga na E²PR4 OTOH i TTTH modelima kanala [10], [110]-[112] i [118].

5.4.2. Suboptimalno fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima

Fizička realizacija logaritamske i eksponencijalne funkcije, u digitalnom svetu, nije jednostavan zadatak. Pri tome, čak i da se to postigne, ovim se funkcijama ne može obezbediti jednostavno i lako prostiranje finih vrednosti promenljivih kroz novoformirana logička kola.

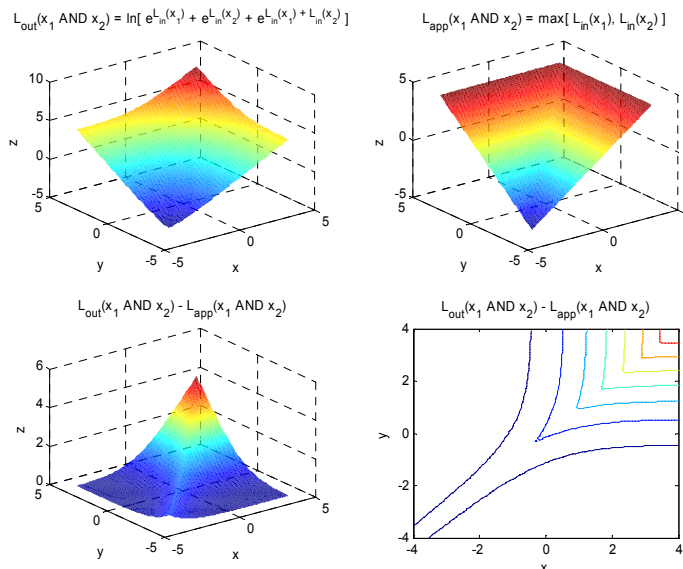
Da bi se to obezbedilo, upotrebljene su aproksimacije izraza za fino odlučivanje u osnovnim logičkim kolima, koristeći izraze (97) i (100).

U slučaju „I“ logičke operacije predložena je sledeća aproksimacija

$$L_{app}(x_1 \text{ AND } x_2) = \max[L_{in}(x_1), L_{in}(x_2)], \quad (106)$$

gde $\max()$ operator vraća vrednost većeg argumenata, čime se u znatnoj meri pojednostavljuje realizacija logike kola, kao i prostiranje finih vrednosti [10], [110].

Predložena aproksimacija se u određenoj meri slaže sa pravim izrazom za izlaznu *a posteriori* finu vrednost (103), kao što je prikazano na slici 53.



Slika 53. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za „I“ (AND) logičko kolo

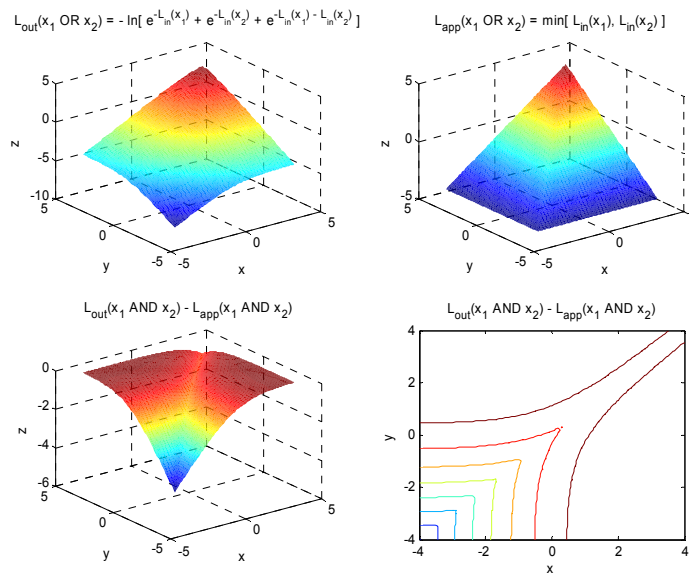
Razlika između egzaktnog izraza (103) i predložene aproksimacije (106) nije toliko kritična pošto se pojavljuje u oblasti velikih pozitivnih vrednosti $L_{in}(x_1)$ i $L_{in}(x_2)$ na osnovu kojih je rezultat logičkog kola dobijen egzaktnim izrazom i aproksimacijom poznat sa dovoljno velikom pouzdanošću za ispravnu procenu bita.

Jednostavna fizička realizacija prostiranja finih vrednosti kroz „ILI“ logičko kolo moguća je upotrebom aproksimacije

$$L_{app}(x_1 \text{ OR } x_2) = \min[L_{in}(x_1), L_{in}(x_2)], \quad (107)$$

gde $\min()$ operator vraća vrednost manjeg argumenta [10], [110].

Ova aproksimacija se takođe u određenoj meri slaže sa pravim izrazom za izlaznu *a posteriori* finu vrednost (104), kao što je prikazano na slici 54.



Slika 54. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za „ILI“ (OR) logičko kolo

Može se primetiti da razlika između egzaktnog izraza (104) i predložene aproksimacije (107) nastaje u oblasti velikih negativnih vrednosti $L_{in}(x_1)$ i $L_{in}(x_2)$, kada je izlaz „ILI“ logičkog kola već poznat sa dovoljno velikom pouzdanošću za ispravnu procenu.

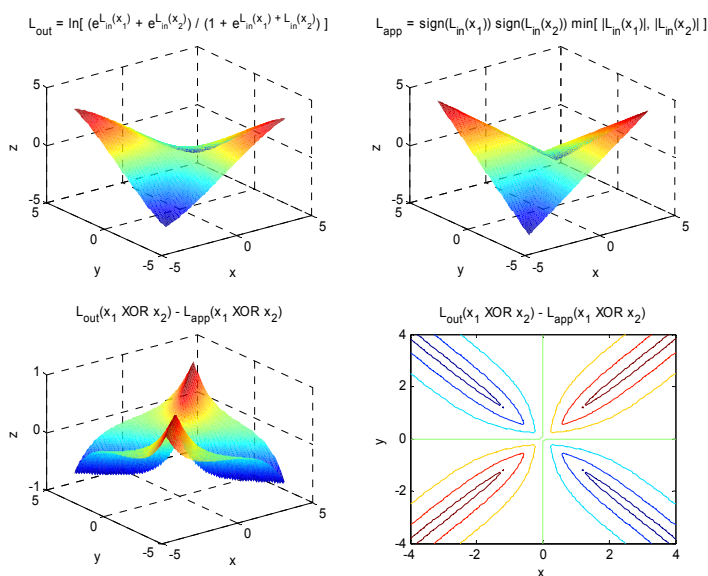
Na kraju, za kolo koje vrši logičko sabiranje po modulu dva jednostavna fizička realizacija finog odlučivanja dobija se upotrebom sledeće aproksimacije

$$L_{app}(x_1 \text{ XOR } x_2) = \text{sign}[L_{in}(x_1)] \cdot \text{sign}[L_{in}(x_2)] \cdot \min[|L_{in}(x_1)|, |L_{in}(x_2)|], \quad (108)$$

gde $\text{sign}()$ operator vraća znak argumenta, a operator $||$ daje apsolutnu vrednost argumenta [3], [10], [110].

Predložena aproksimacija se znatno bolje poklapa sa egzaktnim izrazom (105), kao što je prikazano na slici 55.

Mali stepen odstupanja aproksimacije i egzaktnog izraza nastaje u oblastima gde ulazne fine vrednosti $L_{in}(x_1)$ i $L_{in}(x_2)$ imaju slične vrednosti ali tada je izlaz logičkog kola već uveliko poznat.



Slika 55. Izlazna fina vrednost $L_{out}(x)$ i aproksimacija za logičko kolo operacije sabiranja po modulu dva

Implementacijom log-likelihood algebre, koristeći predložene aproksimacije, u osnovnim logičkim kolima je omogućeno prostiranje finih vrednosti kroz MTR deko-der, omogućavajući tako dekodovanje na bazi finog odlučivanja.

Dodatno, implementacijom novih logičkih kola u MTR deko-der, čije logike koriste izraze (102), (106)-(108), sveukupna kompleksnost fizičke realizacije dekodera se zadržava na nivou kao i sa običnim logičkim kolima.

5.5 Komentar o statističkoj nezavisnosti

U toku razvoja oba pristupa dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja i njihovih podvarijanti, podrazumevala se statistička nezavisnost promenljivih u određenom koraku algoritma.

Nažalost, ova pretpostavka je bila neophodna da bi se dobili upotrebljivi algoritmi dekodovanja iako se ona ne može olako podrazumevati u svakom momentu, ni u jednom ni u drugom algoritmu

Za očekivati je da će statistička zavisnost degradirati performanse dekodera jer on neće biti u stanju da izvuče prave informacije iz *a priori* ulaznih finih vrednosti, ni ti da na pravilan način formira sopstvene *a posteriori* izlazne fine vrednosti.

Da bi se u ovom početnom istraživanju, koji predstavlja razvoj tehnika dekodovanja, donekle izbegao uticaj statističke nezavisnosti u svim simulacionim šemama se posmatra slučaj proste i jednostrane razmene finih vrednosti sa MTR deko-derom, bez povratne iterativne grane.

Dodatno, fine vrednosti dobijene od SOVA detektora samo se prostiru kroz MTR deko-der, pomoću MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima.

Simulacione šeme nemaju oblik šema kod iterativnog dekodovanja, a stvarni uticaj pretpostavke o statističkoj nezavisnosti u pojedinim algoritmima biće predmet nekih budućih istraživanja.

6

LDPC – MTR serijska veza kodova

6.1 Kodovi provere parnosti	91
6.2 Low Density Parity Check (LDPC) kodovi	92
6.3 Dekodovanje LDPC kodova	93
6.4 LDPC – MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	95
6.4 LDPC – MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu	96

Primenom MTR kodova u modelima magnetskog kanala sa E²PR4 i ME²PR4 ekvivalizacijom staze u velikoj meri je popravljen *m.e.r.* kanala.

Kao dodatni efekat, u slučaju PRML detekcije upotrebom SOVA detektora znatno se redukuje trelis dijagram detektora kao i potreban broj operacija u jednom koraku detekcije, čime se smanjuje sveukupna kompleksnost detekcije na kanalu [3], [119] i [120].

Dobre modulacione karakteristike MTR koda su odmah uočene ali nažalost i slabe performanse kao zaštitnog koda, što je pored dekodovanja na bazi grubog odlučivanja prouzrokovalo njegovu malu praktičnu upotrebljivost.

Bilo je jasno da MTR kod mora da se poveže sa nekim drugim kodom pa je dosta istraživača predložilo različite pristupe povezivanja, od kojih navodimo samo neke: sa RLL kodom [121], sa nekim od zaštitnih kodova [122] i za ovu disertaciju veoma interesantnim *low density parity check* (LDPC) kodom [116].

Predloženi pristupi povezivanja MTR koda sa zaštitnim kodom [116], [122] zasni-
vaju se na upotrebi MTR koda kao spoljašnjeg koda, i to iz dva razloga. Prvi razlog
je to što je za očekivati da zaštitni kod, dobrih performansi, kada se postavi kao
unutrašnji kod bliže kanalu ima veće šanse da detektuje i otkloni eventualne greške
nastale u kanalu. Nažalost, MTR kod, sa svojim slabim zaštitnim performansama,
nije u stanju da to obavi dovoljno dobro.

Drugi razlog leži u činjenici da su MTR kodovi dekodovani na bazi grubog odluči-
vanja i da njihovo postavljanje kao unutrašnjeg koda, bliže kanalu, neće omogućiti
pravilnu razmenu informacija sa dekoderom spoljašnjeg koda, pogotovo razmenu
finih vrednosti u iterativnim postupcima dekodovanja.

Ovi razlozi dovode do toga da je neophodno uvoditi dodatne module i povećavati
kompleksnost detekcije/dekodovanja, kao što je to urađeno u [116] uvođenjem ta-
kozvanog MTR *enforcera* da bi se obezbedila razmena finih informacija između
detektora kanala i dekodera.

Ideja vodilja ove disertacije bila je postavljanje MTR koda bliže kanalu, čime bi se
iskoristile njegove dobre modulacione karakteristike, a da se sa spoljašnjim zaštit-
nim kodom obezbedi povećan nivo zaštite snimljenih podataka. Ovim pristupom bi
se iskoristile dobre strane i modulacionih i zaštitnih kodova. Međutim, realizacija
ove zamisli povlači za sobom razvoj tehnika dekodovanja MTR kodova principom
finog odlučivanja što je bio glavni zadatak i doprinos ove disertacije.

Jedan od sporednih zahteva istraživanja, ali izuzetno važan, jeste da se obezbedi
smanjena kompleksnost detekcije/dekodovanja, pogotovo u E^2PR4 TTTT modelu
kanala, pa je u disertaciji analizirana jednostavna serijska veza veoma dobro pozna-
tih zaštitnih LDPC [8], [123] i MTR kodova.

Analiziran je scenario gde je LDPC postavljen kao spoljašnji zaštitni kod a MTR,
kao modulacioni unutrašnji kod, pri čemu se razmena finih vrednosti vrši od detek-
tora kanala, kroz MTR dekoder, ka dekoderu LDPC koda i to u samo jednom sme-
ru bez povratne grane i iterativnog dekodovanja.

LDPC kodovi nisu primarna tema istraživanja u okviru ove disertacije, pa naredna
poglavlja samo, u kratkim crtama, predstavljaju neke od njihovih glavnih karakte-
ristika. Mnogo više detalja se može pronaći u široko rasprostranjenoj stručnoj lite-
raturi, od koje pominjeno samo neke, [14], [123]-[128] kao i reference unutar njih.

6.1 Kodovi provere parnosti

Kodovi provere parnosti spadaju u klasu blok kodova. Ovakvi kodovi ne poseduju
memoriju, što znači da kodna reč na izlazu koder zavisi samo od informacione
sekvence koja se, u tom trenutku, nalazi na ulazu u koder a ne zavisi od prethodnih
informacionih sekvenci.

Kodna reč kodova provere parnosti sastoji se od informacionih bita i bita provere
parnosti, pri čemu se biti provere parnosti formiraju kao sume po modulu 2 pojedini-
nih kombinacija informacionih bita.

Svakom kodu provere parnosti jednoznačno odgovara matrica provere parnosti H , kojom se proverava da li je neka sekvenca kodna reč. Ako pretpostavimo da je sekvenca \underline{x} kodna reč, tada mora biti zadovoljena sledeća jednačina

$$H \times \underline{x}^T = 0^T. \quad (109)$$

Broj kolona, N , matrice provere parnosti, odgovara broju bita u kodnoj reči, dok broj vrsta, M , odgovara broju provera parnosti, odnosno broju bita provere parnosti koji su redundantni biti u kodnoj reči. Kodna brzina kodova provere parnosti iznosi

$$R = \frac{N-M}{N} = \frac{K}{N}, \quad (110)$$

gde $K = N - M$ predstavlja broj informacionih bita u kodnoj reči.

Oblik matrice H u kom se ona završava jediničnom matricom, odnosno

$$H_{N \times M} = [P_{K \times M} \mid I_{M \times M}] \quad (111)$$

naziva se sistematski oblik.

Da bi se od informacione sekvence \underline{i} formirala kodna reč \underline{x} , potrebno je pronaći takozvanu generatorsku matricu G , pri čemu je tada

$$\underline{x} = \underline{i} \times G. \quad (112)$$

Generatorska matrica G se dobija iz matrice provere parnosti H , nakon što se matrica H prvo prevede u sistematski oblik, kao

$$G_{N \times K} = [P_{M \times K}^T \mid I_{K \times K}] \quad (113)$$

pri čemu važi da je

$$\begin{aligned} H \times \underline{x}^T &= H \times (\underline{i} \times G)^T = H \times G^T \times \underline{i}^T = 0^T \quad \forall \underline{i}, \\ \Rightarrow H \times G^T &= 0. \end{aligned} \quad (114)$$

Kod kodova provere parnosti, elementi matrice H uzimaju vrednosti iz skupa $[0, 1]$ sa podjednakim verovatnoćama. Ovo za sobom povlači činjenicu da broj jedinica u matrici raste sa kvadratom dužine kodne reči što je veoma nepovoljno sa stanovišta kodovanja i dekodovanja. Ovo je jedan od razloga za uvođenje specijalne klase kodova provere parnosti, takozvanih kodova provere parnosti male gustine, odnosno LDPC kodova.

6.2 Low Density Parity Check (LDPC) kodovi

Kodove provere parnosti male gustine, odnosno binarne kodove za otklanjanje grešaka čija je odgovarajuća matrica provere parnosti retka, opisao je još davne 1962. godine Robert Galager [123].

Sve do sredine devedesetih godina prošlog veka bili su zaboravljeni a od tada sve više dobijaju na aktuelnosti. Glavni razlog je postojanje efikasnog i jednostavnog algoritma za dekodovanje, pri čemu je odnos signal/šum, za željenu verovatnoću greške uporediv sa onim kod turbo kodova. Uz to se kodna brzina koda približava kapacitetu kanala [8].

Već je rečeno da je matrica provere parnosti LDPC kodova retka i sastoji se uglavnom od nula i malog broja jedinica. LDPC kodovi se mogu podeliti u dve grupe:

- regularne LDPC kodove, kod kojih je broj jedinica u svakoj koloni i svakoj vrsti konstantan, i u opštem slučaju može biti različit i

- neregularne LDPC kodove, kod kojih broj jedinica po vrstama i kolonama može da varira.

U ovom radu pažnja je posvećena regularnim LDPC kodovima, pri čemu je kod opisan uređenom trojkom (N, j, k) gde je:

- N – dužina kodne reči,
- j – broj jedinica u svakoj koloni matrice H i
- k – broj jedinica u svakoj vrsti matrice H .

Broj kolona matrice H , regularnog LDPC koda, jednak je N , a broj vrsta je

$$M = \frac{N \cdot j}{k}, \quad (115)$$

pošto je ukupan broj jedinica u matrici, posmatrano po kolonama, $N \cdot j$ i on mora biti jednak ukupnom broju jedinica posmatrano po vrstama, odnosno $M \cdot k$. Ne može se desiti da neka jedinica pripada vrsti a da ujedno ne pripada i koloni matrice.

Na osnovu izraza (115), vidi se da postoji određena restrikcija na izbor parametara N, j i k , odnosno izraz (115) mora dati ceo broj. U praksi je obično $N \approx 1000$, a j i $k < 10$, pri čemu se j i k biraju tako da je $j < k$.

Konstantan broj jedinica k u svakoj vrsti matrice H , znači da u svakoj jednačini provere parnosti učestvuje tačno k bita kodne reči. Takođe, konstantan broj jedinica j , u svakoj koloni matrice, znači da svaki bit kodne reči učestvuje u tačno j provera. Zbog ovoga je i odabrano da je u matrici provere parnosti $j < k$ pošto se time dobija da jedan bit ne učestvuje u puno različitih jednačina provere parnosti već da puno različitih bita učestvuje u jednoj jednačini, čime se sprečava moguće prostiranje grešaka.

6.3 Dekodovanje LDPC kodova

Maximum likelihood (ML) dekodovanje LDPC koda u praksi nije primenljivo, jer bi zahtevalo da se primljena sekvenca uporedi sa svim kodnim rečima, kojih za datu dužinu N , ima 2^N . Za velike vrednosti N to predstavlja problem.

Međutim, postoji suboptimalan postupak baziran na grafu koda, odnosno matrici provere parnosti H , čija je kompleksnost daleko manja. Ovaj postupak spada u grupu algoritama zasnovanih na principu *a posteriori* verovatnoća i praktična je realizacija message-passing algoritma [129].

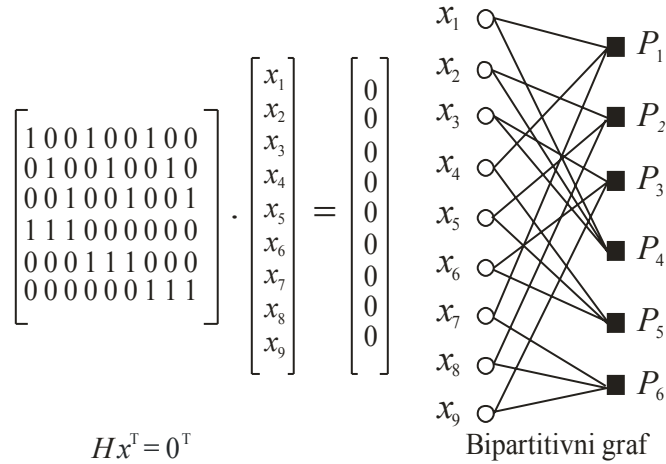
Message-passing algoritam se koristi za izračunavanje *a posteriori* verovatnoća u grafovima koji ne sadrže petlje. Na osnovu ovih verovatnoća donosi se odluka o kodnoj reči u poslednjoj iteraciji algoritma.

Algoritam je primenljiv i na LDPC kodove pošto se svakom kodu može pridružiti neorijentisani bipartitivni graf na osnovu matrice H . Takav graf se sastoji od čvorova i grana koje ih povezuju. Čvorovi grafa se dele u dve grupe:

- čvorovi bita - odgovaraju bitima kodne reči, crtaju se za svaku kolonu matrice i ima ih tačno N i

- čvorovi provere - odgovaraju proverama parnosti, crtaju se za svaku vrstu matrice i ima ih M .

Između čvora bita i čvora provere parnosti postoji grana, ako u preseku kolone koja odgovara čvoru bita i vrste, koja odgovara čvoru provere parnosti, postoji jedinica. Ovako dobijen graf je neorijentisan, jer granama nije pridružen smer, a bipartitivan je jer se čvor bita može povezati pomoću grane samo sa čvorom provere parnosti i obrnuto, kao što je, za primer, prikazano na slici 56.



Slika 56. Primer bipartitivnog grafa pridruženog LDPC kodu

U toku algoritma preko grana grafa se razmenjuju poruke, odnosno skup verovatnoća sa kojima bit - binarna promenljiva koja odgovara grani preko koje se razmenjuju poruke, uzima vrednosti iz skupa $[0, 1]$. Na primer, za proizvoljno x_i iz primljene sekvence poruka je oblika

$$[p(x_i = 0), p(x_i = 1)] \quad (116)$$

U svakoj iteraciji postoje ulazne i izlazne poruke za svaki čvor. Ulazne poruke čvora su *a priori* verovatnoće $p^{a \text{ priori}}(x_i = 0)$ i $p^{a \text{ priori}}(x_i = 1)$, za datu iteraciju, dok su izlazne verovatnoće same *extrinsic* verovatnoće, koje predstavljaju verovatnoće dobijene na osnovu svih drugih saznanja ili informacija, a odnose se na dati događaj, sem *a priori* saznanja o samom slučajnom događaju. U grafu se one dobijaju na osnovu informacija svih grana koje dolaze u dati čvor, osim one grane preko koje će se informacija dalje slati.

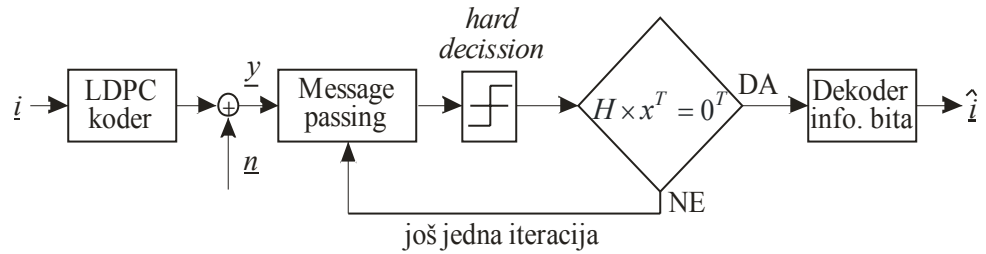
Koristeći log-likelihood odnos binarne promenljive x_i (26) može se pokazati da je za svaki čvor grafa jednačina

$$LLR^{a \text{ posteriori}}(x_i) = LLR^{a \text{ priori}}(x_i) + LLR^{\text{extrinsic}}(x_i), \quad (117)$$

zadovoljena [129], pri čemu je $LLR^{a \text{ posteriori}}$ *a posteriori* verovatnoća čvorova. Ova jednačina predstavlja osnovu za iterativno dekodovanje LDPC kodova, pri čemu se u prvoj iteraciji, kao *a priori* verovatnoća, koristi ona informacija koja se dobija od unutrašnjeg dekodera/detektora. U narednim iteracijama *extrinsic* informacije predstavljaju izlazne informacije određene vrste čvorova dok su u tom momentu za one druge čvorove ove informacije u stvari *a priori* informacije. Na primer: izlazne *extrinsic* informacije $LLR^{\text{extrinsic}}$ čvorova bita predstavljaju ulazne *a priori* informacije $LLR^{a \text{ priori}}$ čvorova provere.

U poslednjoj iteraciji, na osnovu *a posteriori* verovatnoća $LLR^{a \text{ posteriori}}$ čvorova bita, koje predstavljaju ujedno i fine vrednosti algoritma, vrši se procena kodne reči, pri

čemu se message-passing algoritam u procesu dekodovanja koristi kao što je prikazano na slici 57.



Slika 57. LDPC dekodovanje message-passing algoritmom

U simulacionoj šemi, nakon message-passing algoritma, dolazi blok za grubo odlučivanje, u kom se na osnovu *a posteriori* verovatnoća algoritma dobijenih posle N_{iter} , vrši procena pojedinih bita moguće kodne reči LDPC koda pomoću (83), a nakon toga i dekodovanje informacionih bita.

Karakteristika grafa LDPC koda je da sadrži petlje, što posle izvesnog broja iteracija algoritma dovodi do toga da poruke koje se razmenjuju preko grana nisu više nezavisne. Posledica toga je da izlazi iz algoritma nisu tačne *a posteriori* verovatnoće što se odlikava na krivu verovatnoće greške [4]. Međutim, pokazalo se da su dobijene vrednosti dobre procene *a posteriori* verovatnoća i da se kao takve mogu efikasno koristiti za procenu kodne reči.

6.4 LDPC – MTR kod na E^2 PR4 OTOH kanalu

Razvojem MTR kodova odmah su zapažene njihove mogućnosti kao modulacionih kodova, ali i njihove loše karakteristike kao eventualnog zaštitnog koda. MTR kod je znatno slabiji od zaštitnog LDPC koda čije su validne reči, zahvaljujući dužini i retkoj generatorskoj matrici, na znatno većem međusobnom euklidskom rastojanju. Zbog toga LDPC kod ima znatno veće šanse da popravi velik broj eventualnih grešaka.

Razmatrajući prednosti modulacionih i zaštitnih kodova njihovo povezivanje se nameće kao prirodno i čini se da bi proizvelo mnogo prednosti. Ova ideja je prisutna već neko vreme i nekoliko autora je pokušalo da kombinuje LDPC i MTR kodove [10], [111], [112], [116], [118], [122], [130] i [131].

Todd i Cruz u svom radu [116] razmatraju vezu kodova u kojoj je MTR spoljašnji, a LDPC unutrašnji zaštitni kod, iz prostog razloga da bi se što više iskoristila snaga LDPC koda, kada sekvenca prolazi kroz zašumljeni magnetski kanal.

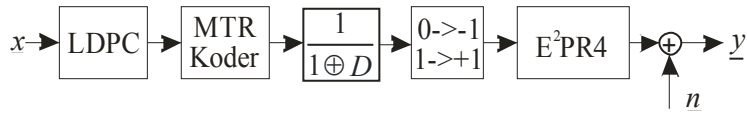
Ovaj pristup je poznat kao takozvani *reverse concatenation* i u njemu LDPC kod ima veće šanse da otkloni eventualne greške.

Međutim, neophodnost finog odlučivanja u čitavoj simulacionoj šemi dovodi do uvođenja takozvanog MTR *enforcer* modula i algoritma za ekstrakciju finih informacija. Nažalost, kompleksnost dekodovanja se povećala a dobitak je neznatan, sugerisući da predloženi pristup ne predstavlja obećavajući put ka dobrom dekodovanju MTR kodova principom finog odlučivanja.

Njihov rad predstavlja početnu motivaciju istraživanja kojom se bavi disertacija. Međutim, za razliku od njih, u ovoj disertaciji je razmatran obrnut pristup, pri čemu je LDPC korišćen kao spoljašnji zaštitni kod, a MTR kao unutrašnju modulacioni.

Ovaj pristup je proistekao iz potrebe da se smanji kompleksnost detektora koristeći ograničenja koja unosi MTR kod i njegov uticaj na trellis detektora, pogotovo u TTTH modelu kanala. Prisustvo interferencije između staza i šuma u kanalu pokušano je da se ublaži upotrebom LDPC koda dobrih performansi.

LDPC – MTR serijska veza je razmatrana na E^2PR4 OTOH modelu kanala koristeći LDPC kodne brzine $R = 0,96$ i $4/5$ MTR ($2, k = 8$) kod, u simulacionoj šemi prikazanoj na slici 58.

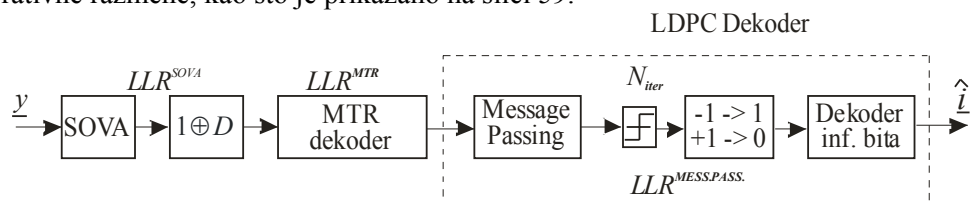


Slika 58. LDPC – MTR kod na E^2PR4 OTOH kanalu

LDPC kod dužine $N = 4732$, sa $M = 169$ bita za proveru parnosti i težinom kolona 3, baziran je na Kirkmanovim sistemima [132].

U ovom momentu treba naglasiti da cilj disertacije nije bio implementacija bilo kog specijalno dizajniranog ili prilagođenog koda već tehnike dekodovanja MTR koda i analiza njihovih performansi. Zato su u istraživanju korišćeni jednostavni i dobro poznati kodovi, a kao posledica je dobijena mala kodna brzina od svega $R = 0,771$, što nije odgovarajuće za magnetski zapis visoke gustine ali ne predstavlja ni ograničavajući faktor za početna istraživanja.

Drugi važan subjekat, implicitno prisutan, u istraživanju u okviru disertacije jeste potreba da se što više smanji sveukupna kompleksnost detektora kanala na OTOH i TTTH modelu. Zbog toga se u kodnim šemama simulira samo situacija kada detektor kanala prosleđuje fine informacije spoljašnjim dekodeerima bez međusobne iterativne razmene, kao što je prikazano na slici 59.



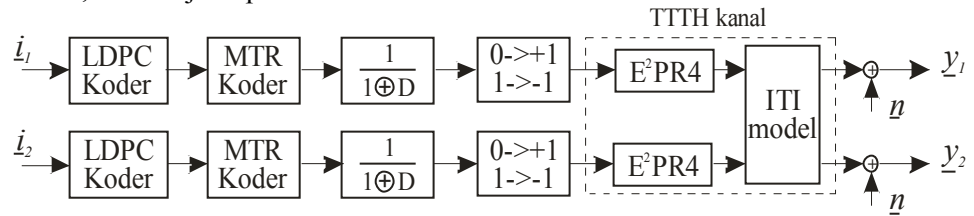
Slika 59. LDPC – MTR dekodovanje na E^2PR4 OTOH kanalu

U ovoj simulacionoj šemi prisutno je prostiranje finih vrednosti samo u jednom smeru i treba primetiti da nema razmene između message-passing modula i SOVA detektora tako da SOVA ne dobija *a priori* informacije.

6.5 LDPC – MTR kod na E^2PR4 TTTH kanalu

Jedan od ciljeva istraživanja u okviru ove disertacije jeste i analiza performansi dekodovanja MTR kodova principom grubog i finog odlučivanja. U TTTH modelu

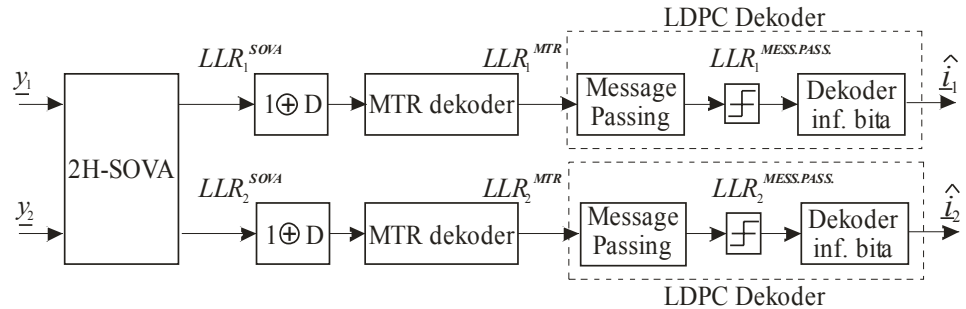
kanala analizirana je LDPC – MTR serijska veza kojom se koduje svaka staza po-naosob, kao što je to prikazano na slici 60.



Slika 60. LDPC – MTR kod na E^2PR4 TTTH kanalu

Kodovanje u stazama je potpuno nezavisno, pošto je upotrebljen MTR kod koji nije prilagođen TTTH kanalu i prisustvu interferencije u njemu. Analiza MTR koda koji računavaju prisustvo ITI, delom je predstavljena u [4] i biće jedan od budućih pravaca istraživanja.

U TTTH modelu kanala do izražaja dolazi kompleksnost detektora i da bi se ona što više smanjila, ponovo je analiziran slučaj kada detektor kanala samo prosleđuje fine vrednosti message-passing modulima u pojedinim stazama, kao što je prikazano na slici 61.



Slika 61. LDPC – MTR dekodovanje na E^2PR4 TTTH kanalu

U simulacionoj šemi ponovo nema iterativne razmene informacija između detektora kanala i pojedinih dekodera a message-passing moduli rade sa jednom internom iteracijom, nakon čega se donosi odluka o LDPC kodnoj reči.

Rezultati simulacija

7.1 MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	99
7.2 LDPC – MTR kod na E ² PR4 OTOH kanalu.....	103
7.3 MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu.....	106
7.4 LDPC – MTR kod na E ² PR4 TTTH kanalu	110

Osnovni cilj disertacije je razvoj i analiza tehnika dekodovanja MTR kodova, baziranih na principu finog odlučivanja, kao i međusobno poređenje njihovih performansi.

Razvoj ovih tehnika je nametnut potrebom da se MTR kodovi kao kodovi koji unose ograničenja u sekvencu podataka, odnosno modulacioni kodovi, implementiraju zajedno sa zaštitnim kodovima dobrih performansi.

Disertacija se nije bavila razvojem i implementacijom nekog specijalno dizajniranog ili prilagođenog koda, već isključivo osnovnim razvojem tehnika dekodovanja MTR koda finim odlučivanjem i analizom njihovih performansi.

U istraživanju su korišćeni jednostavni i dobro poznati kodovi da bi se u što lakšem obliku prikazale postojeće i novorazvijene tehnike dekodovanje. Kao posledica povezivanja LDPC i MTR kodova u serijsku vezu, dobijena je mala kodna brzina od svega $R = 0,771$, što nije odgovarajuće za magnetski zapis visoke gustine, ali isto tako nije ni ograničavajući faktor za početna istraživanja.

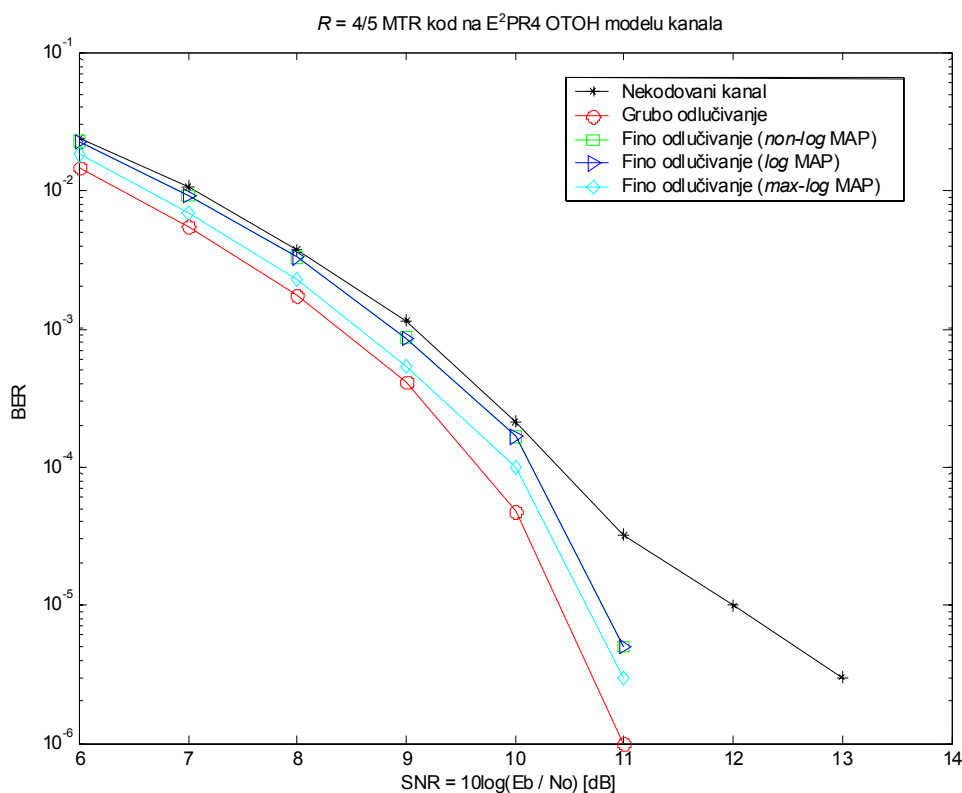
LDPC – MTR veza je razmatrana na E²PR4 OTOH i TTTH modelu kanala koristeći LDPC kodne brzine $R = 0,96$ [132] i dobro poznati 4/5 MTR ($2, k = 8$) kod [1].

7.1 MTR kod na E^2PR4 OTOH kanalu

U poglavlju 4.2 je predstavljena simulaciona šema u kojoj je implementiran MTR kod na E^2PR4 OTOH kanalu. Ova jednostavna simulaciona šema ima za cilj da prikaže performanse pojedinih tehnika dekodovanja, na bazi grubog odlučivanja, kao i novorazvijenih tehnika na bazi finog odlučivanja, predstavljenih u poglavlju 5.

7.1.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom

Performanse optimalnog MAP algoritma za dekodovanje MTR kodova, kao i dve njegove varijante, u situaciji kada je implementiran kao jedini kod u E^2PR4 OTOH modelu kanala, prikazane su na slici 62.



Slika 62. MAP dekodovanje MTR koda na E^2PR4 OTOH kanalu

Poređene su performanse dekodovanja MTR koda na bazi grubog i finog odlučivanja, koristeći novorazvijeni MAP algoritam dekodovanja.

Može se primetiti da takozvane *non-log* i *log* verzije MAP algoritma imaju identične performanse. Razlog leži u tome što je *log* verzija matematički identična originalnoj *non-log* verziji iako radi u logaritamskom domenu [116] i [133].

Za razliku od *non-log* verzije, koja radi sa *a priori* verovatnoćama bita, *log* verzija radi sa *a priori* finim vrednostima koje dobija direktno od SOVA detektora.

Obe varijante algoritima rezultuju sa skoro 1,2dB dobitka, za verovatnoću greške od $BER = 10^{-5}$, u odnosu na nekodovani kanal [9].

Max-log verzija MAP algoritma sa dobitkom od skoro 1,3dB, za istu verovatnoću greške, daje praktično iste performanse kao i prve dve verzije. Ovo samo ukazuje na činjenicu da upotrebljena aproksimacija (100) ne pogoršava performanse, a pri tome znatno pojednostavljuje dekodovanja MTR koda [9].

Na osnovu poglavlja 5.3.2, gde su predstavljeni detalji *max-log* MAP verzije, može se uočiti da je ona računarski znatno jednostavnija od prve dve verzije, a sa ovim dobitkom kodovanja predstavlja optimalan izbor u slučaju praktične primene dekodovanja MTR kodova na bazi finog odlučivanja MAP algoritmom.

Nažalost, poredeći performanse originalnog *non-log* MAP algoritma sa uobičajenim dekodovanjem na bazi grubog odlučivanja može se uočiti da je princip grubog odlučivanja superiorniji za 0,3dB, za verovatnoću greške od $BER = 10^{-5}$ [9].

Jedan od razloga su i numeričke greške, kao i greške usled nagomilanih operacija, koje su izvesnije u *non-log* i *log* verziji algoritma nego kod dekodovanja principom grubog odlučivanja. Pored toga, MAP algoritam, u svim verzijama, podrazumeva statističku nezavisnost pojedinih bita, da bi se uopšte dobilo upotrebljivo dekodovanje, iako se statistička nezavisnost ne može uvek podrazumevati.

Ova mala razlika u dobitku kodovanja nestaje pred činjenicom da grubo odlučivanje ne može dati fine vrednosti na izlazu MTR dekodera i praktično je neupotrebljivo prilikom povezivanja MTR koda sa nekim drugim kodom, pogotovo u modernim sistemima koji koriste iterativno dekodovanje.

U simulacionoj šemi E²PR4 OTOH kanala prvenstvena namena MTR koda je da redukuje trelis dijagram detektora kanala i smanji kompleksnost detekcije, kao što je objašnjeno u poglavlju 4.3. Pokazano je da se unošenjem MTR ograničenja potreban broj operacija koje SOVA detektor treba da obavi u jednom koraku smanjuje za četvrtinu (25%) [111] i [112].

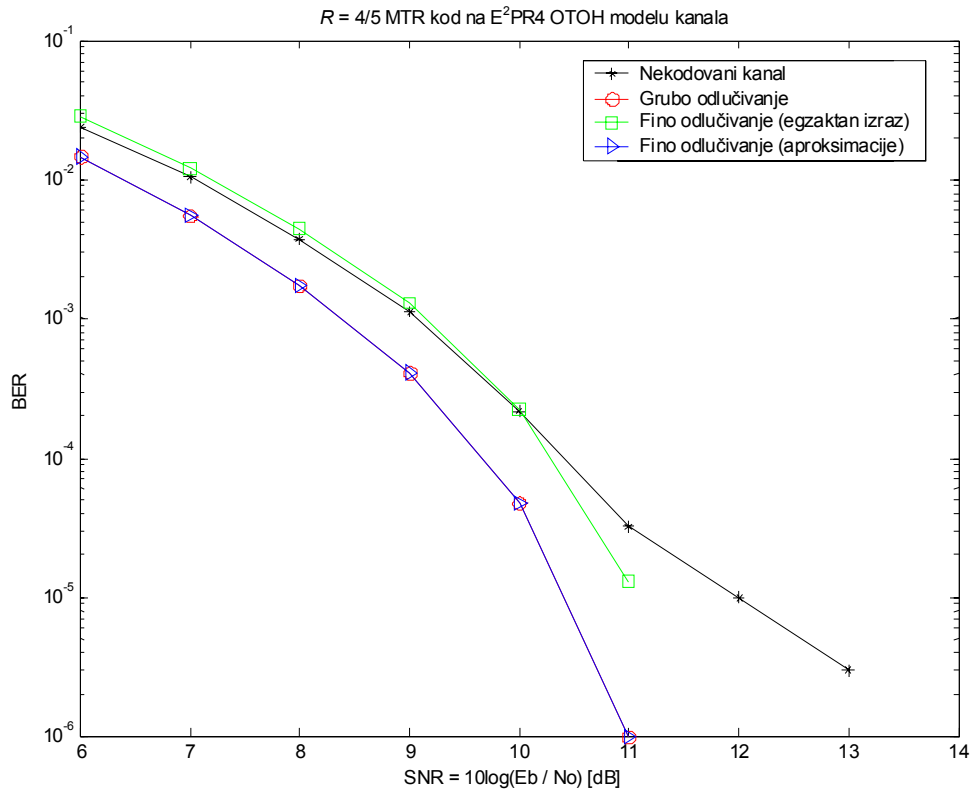
Ova činjenica, kao i postojanje tehnike dekodovanja na principu finog odlučivanja, otvaraju znatno veće mogućnosti primene modulacionih MTR kodova u sistemima za magnetski zapis.

7.1.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima

Dekodovanje MTR kodova pomoću finog odlučivanja u logičkim kolima proistekla je iz jednostavne fizičke realizacije MTR dekodera, kao što je prikazano na slici 47.

Ideja je da se fino odlučivanje implementira u logiku rada pojedinih logičkih kola i da se potom, sa tako novorazvijenim logičkim kolima, formira MTR dekodera koji će biti sposoban da na svom izlazu daje i informaciju o pouzdanosti odluke.

Performanse dekodovanja MTR kodova finim odlučivanjem u logičkim kolima, u obe varijante ovog pristupa, u situaciji kada je MTR implementiran kao jedini kod u E²PR4 OTOH modelu kanala, prikazane su na slici 63.



Slika 63. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima na E^2PR4 OTOH kanalu

Poređene su performanse dekodovanja MTR koda na bazi grubog i finog odlučivanja implementiranog u logičkim kolima, koristeći egzaktan izraz i aproksimacije, objašnjene u poglavlju 5.4.

U ovom simulacionom scenariju, dekodovanje MTR koda na bazi grubog odlučivanja, kao i finim odlučivanjem, upotrebom aproksimacija (102), (106)-(108) u logici pojedinih kola, rezultuje dobrotkom od skoro 1,6dB, za verovatnoću greške od $BER = 10^{-5}$, u odnosu na nekodovani kanal [110].

Nažalost, dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem upotrebom egzaktних izraza za propagaciju finih vrednosti kroz logička kola, daje znatno slabije rezultate. Osnovni razlog leži u činjenici da MTR koder/dekoder, baziran na logičkim kolima, sadrži velik broj zavisnosti među ulazno/izlaznim varijablama pa upotreba egzaktnih izraza sa $\ln()$ i e^x funkcijama u velikoj meri akumuliraju i propagiraju grešku.

Pretpostavljajući da je ulazna sekvenca označena sa $x_3x_2x_1x_0$ a odgovarajuća kodna reč sa $y_4y_3y_2y_1y_0$ tada su jednačine $4/5$ MTR koda ($2, k = 8$) date sledećim izrazima

$$\begin{aligned}
 y_0 &= \overline{x_2 x_3} + \overline{x_0 x_1 x_2} + \overline{x_0 x_1 x_2 x_3} & x_0 &= \overline{y_1} + \overline{y_0 y_2 y_3} + \overline{y_0 y_2 y_3} \\
 y_1 &= \overline{x_0 x_2} + \overline{x_0 x_1 x_3} & x_1 &= \overline{y_2} \\
 y_2 &= \overline{x_1} & x_2 &= \overline{y_3} + \overline{y_0 y_2} + \overline{y_0 y_4} \\
 y_3 &= \overline{x_0 x_1 x_2} + \overline{x_0 x_1 x_2} + \overline{x_0 x_2 x_3} & x_3 &= \overline{y_0 y_3} + \overline{y_4} \\
 y_4 &= \overline{x_2 x_3} + \overline{x_0 x_1 x_3} + \overline{x_0 x_1 x_3}
 \end{aligned} \tag{118}$$

Na osnovu izraza za koder/dekoder, može se uočiti da do izražaja dolazi i statistička nezavisnost koja je takođe podrazumevana u ovoj metodi. Velik broj međusobnih zavisnosti bita dovodi u pitanje pretpostavku o statističkoj nezavisnosti, mada je to bio jedini način da se dobije upotrebljiv algoritam dekodovanja.

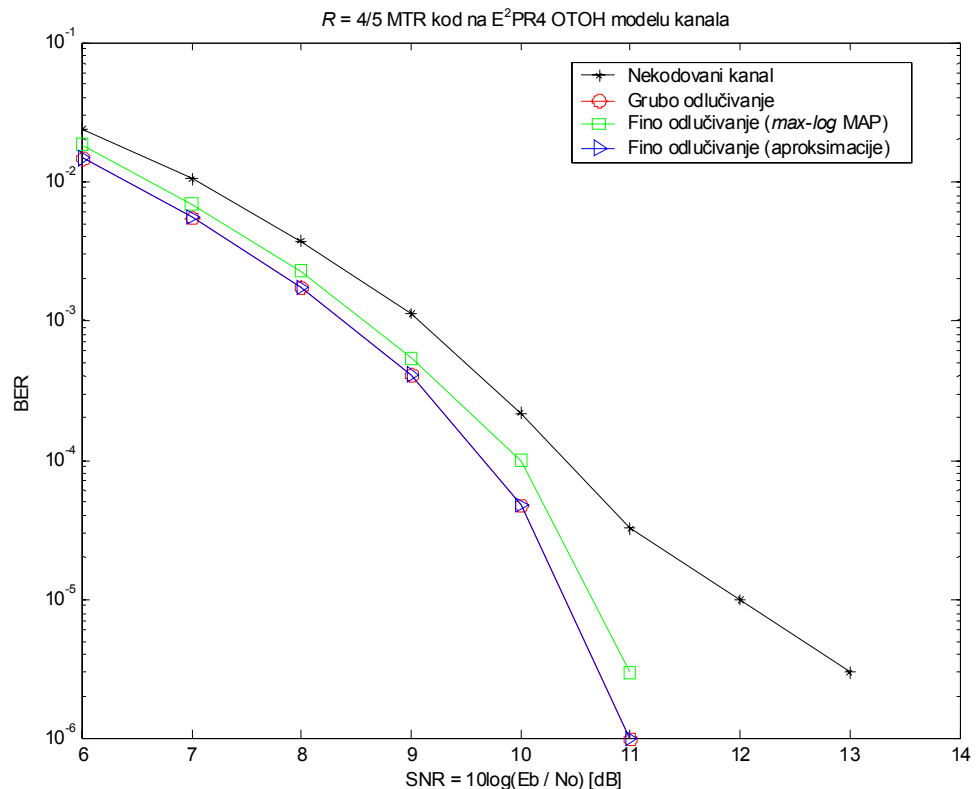
Sa druge strane, fino dekodovanje upotrebom aproksimacija, znatno smanjuje akumulaciju eventualnih grešaka, pošto se koriste samo $\min()$ i $\max()$ funkcije, kojima se fine vrednosti propagiraju bez dodatne modifikacije. Na taj način se mogu očekivati znatno bolji rezultati dekodovanja, koji su na kraju i dobijeni simulacijama, iako je statistička nezavisnost takođe podrazumevana.

7.1.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima

Vremenski gledano, tehnika dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja u logičkim kolima [10] razvijena je ranije nego MAP algoritam [9]. Kod obe tehnike dekodovanja cilj je da se omogući prostiranje finih vrednosti promenljivih kroz MTR dekoder.

U obe tehnike su primenjene različite ideje, da bi se omogućilo dekodovanje MTR kodova, pa je zanimljivo pogledati i međusobno porediti njihove performanse.

U ovom odeljku su poređene *max-log* MAP verzija, kao optimalan izbor za praktičnu realizaciju MAP-a i fino dekodovanje u logičkim kolima, sa upotrebom aproksimacija u logici pojedinih kola. Rezultati simulacija prikazani su na slici 64.



Slika 64. Poređenje max-log MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima

MAP algoritmi za dekodovanje, kao i njegova prilagođena verzija za dekodovanje MTR kodova, se generalno smatraju optimalnim algoritmima dekodovanja. Međutim, njegova suboptimalna verzija, *max-log* MAP, daje slabije rezultate za 0,3dB u odnosu na dekodovanje koristeći fino odlučivanje u logičkim kolima.

Treba napomenuti da je ovo mala razlika u dobicima pojedinih tehnika, a dodatno, u sistemu je implementiran samo MTR kod, kao modulacioni kod. Treba očekivati da upotrebom spoljašnjeg zaštitnog koda ova razlika u performansama dve tehnike praktično nestane.

Poredeći ove dve tehnike dekodovanja, u smislu praktične realizacije, blaga prednost bi bila na strani implementacije finog odlučivanja u logičkim kolima, jer je upotrebom *min()* i *max()* funkcija, propagiranje finih vrednosti kroz MTR dekođer prisutno bez njihovog dodatnog modifikovanja.

U zavisnosti od upotrebljenog koda propagacija finih vrednosti je moguća u svega nekoliko koraka. Na primeru analiziranog 4/5 MTR ($2, k = 8$) koda to se obavlja u dva koraka, kao što se može videti sa slike 47.

Sa druge strane, sve verzije MAP algoritma svoj rad zasnivaju na podskupovima $N_{\{b,k\} subset}$, datim izrazom (89), koji se mogu formirati pre početka procesa dekodovanja ali pri tome zahtevaju dodatni memorijski prostor.

U toku procesa dekodovanja za svaku primljenu sekvencu finih vrednosti ulazi se u proces formiranja izlaznih finih vrednosti pojedinih bita na izlazi dekođera, izrazi (90), (95) i (98). Ovo izračunavanje zahteva određeno procesorsko vreme koje je sigurno veće od vremena potrebnog za prosto propagiranje kroz logička kola.

Dodatni problem MAP verzija je što se sa porastom dužine kodne reči podskupovi $N_{\{b,k\} subset}$ dodatno uvećavaju a samim tim povećava i broj operacija i produžuju nepohodno vreme da bi se formirala fina vrednost izlaznih bita MTR dekođera.

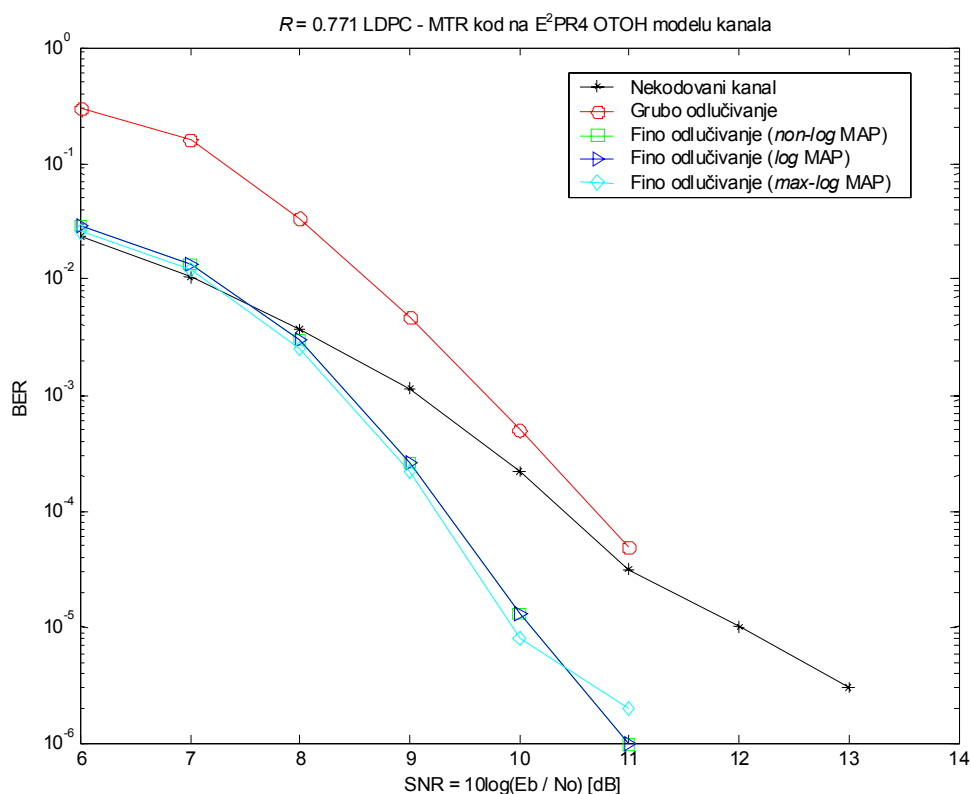
U prilog dekodovanja logičkim kolima sa finim odlučivanjem, dodatno ide i visok stepen razvijenosti tehnologije integrisanih kola, tako da je fizička realizacija sistema veoma poželjna upotrebom logičkih kola.

7.2 LDPC – MTR kod na E^2PR4 OTOH kanalu

Već je pomenuto da MTR kod ima slabe performanse kao zaštitni kod, pa je njegovo kombinovanje sa nekim od snažnijih zaštitnih kodova neminovno. U ovoj disertaciji odabrana je i analizirana jednostavna serijska veza sa spoljašnjim LDPC zaštitnim kodom, kao što je prikazano na slikama 58 i 59.

7.2.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom

Performanse optimalnog MAP algoritma za dekodovanje MTR kodova, kao i dve njegove varijante, u situaciji kada je MTR implementiran u kombinaciji sa LDPC kodom na E^2PR4 OTOH modelu kanala, prikazane su na slici 65.



Slika 65. MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 OTOH kanalu

LDPC kod je postavljen kao spoljašnji da bi došle do izražaja zaštitne karakteristike, prilikom prolaska sekvence kroz zašumljeni kanal, a MTR je unutrašnji kod, da bi bio što bliže kanalu i u što većoj mjeri redukovao treliš detektora kanala.

U rezultatima simulacija može se odmah uočiti da sve tri verzije MAP algoritma imaju praktično iste performanse, pri čemu se upotrebom *non-log* i *log* MAP verzije ostvaruje dobitak od skoro 1,9dB, za verovatnoću greške $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal, dok se upotrebom suboptimalne *max-log* MAP verzije algoritma, dobija 2dB dobitka [134].

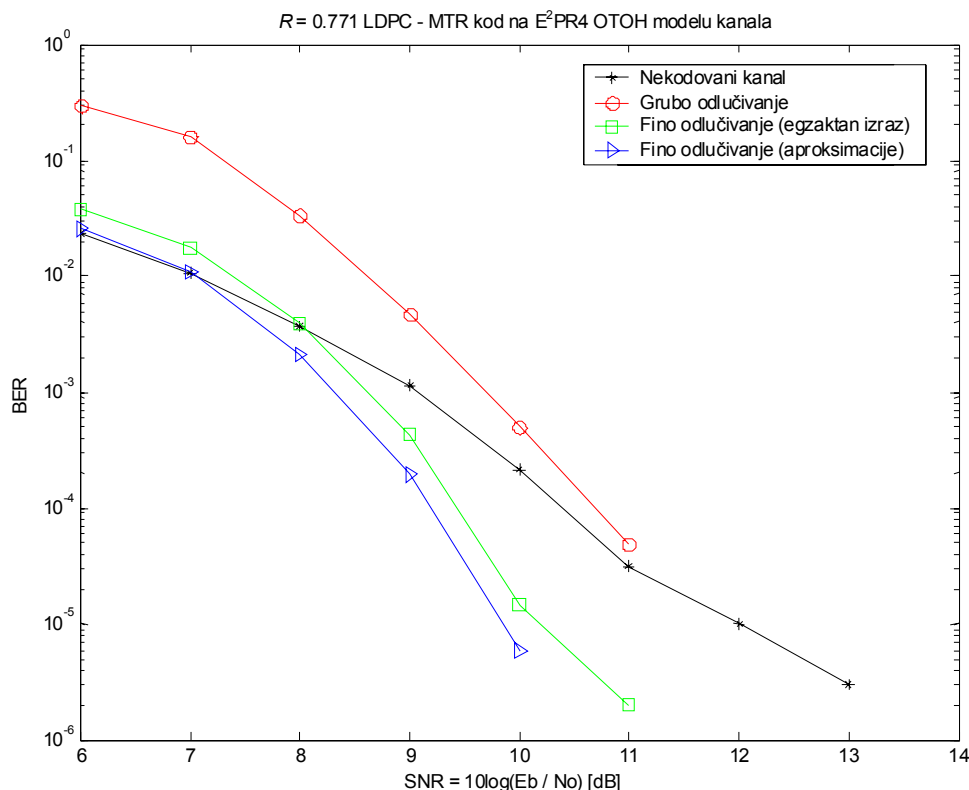
Nažalost, dekodovanje MTR koda upotrebom grubog odlučivanja daje znatno lošije rezultate simulacija u LDPC – MTR serijskoj vezi, pošto u ovom slučaju MTR dekođer na svom izlazu daje samo informaciju da li je bit 0 ili 1. Ne postoji fina vrednost pojedinih bita, pa je pouzdanost odluke unapred predefinisana, što ne ide u prilog message-passing algoritmu za dekodovanje LDPC koda.

Ovaj rezultat je na neki način i očekivan jer message-passing algoritam ne dobija upotrebljive fine vrednosti, za razliku od upotrebe dekodovanja MTR koda pomoću MAP algoritama. U kombinaciji sa njima, message-passing funkcioniše znatno bolje i tada do izražaja dolaze zaštitna svojstva LDPC koda.

Treba napomenuti da je kodna brzina LDPC – MTR veze svega $R = 0,771$ što je nedovoljno za magnetski zapis visokih gustina. Međutim, ostvareni dobitak upotrebom MAP algoritama, za dekodovanje MTR koda u ovom početnom istraživanju, jasno sugerira neophodnost razvoja tehnika dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja, kao i to da bi upotreba MTR koda veće kodne brzine ostvarila i dodatni veći dobitak kodovanja.

7.2.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima

Rezultati simulacija LDPC – MTR serijske veze, sa dekodovanjem MTR koda pomoću finog odlučivanja u logičkim kolima, prikazani su na slici 66.



Slika 66. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 OTOH kanalu

U rezultatima simulacija ponovo do izražaja dolazi problem dekodovanja MTR koda principom grubog odlučivanja, koji daje inferiornije rezultate, sugerišući time da je ovaj princip dekodovanja MTR koda beskoristan u serijskoj vezi LDPC – MTR.

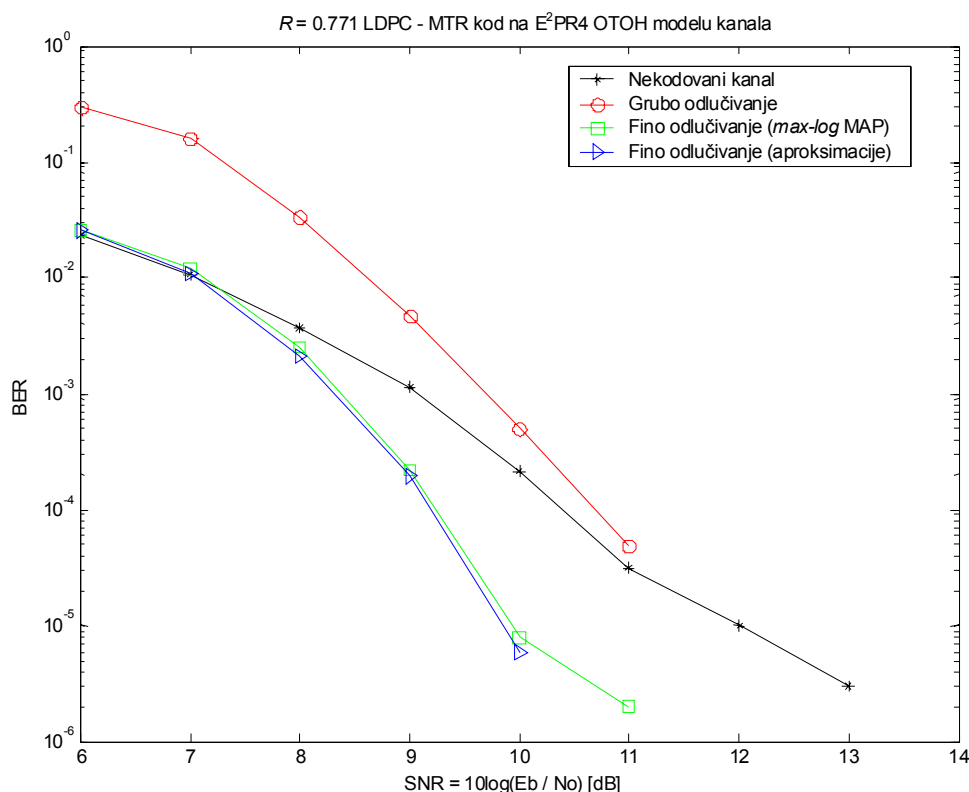
Sa druge strane, dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima, ostvaruje daleko bolje rezultate, pri čemu upotreba egzaktnih izraza, u logici kola MTR dekodera, ostvaruje dobitak od skoro 1,8dB, za verovatnoću greške $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal, dok upotreba aproksimacija u logici kola daje dobitak od 2,1dB, za istu verovatnoću greške.

Rezultati simulacije sugerišu i upotrebu finog dekodovanja koristeći aproksimacije u logici osnovnih kola MTR dekodera, pošto se fine vrednosti od detektora kanala prosleđuju message-passing algoritmu bez modifikovanja u MTR dekoderu [135] i [136].

Dodatno, eventualne numeričke greške i greške nagomilanih operacija se u manjoj meri akumuliraju i propagiraju, omogućavajući bolje uslove za message-passing i dekodovanje spoljašnjeg LDPC koda.

7.2.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima

U jednom od prethodnih poglavlja analizirane su prednosti upotrebe finog odlučivanja u logičkim kolima u odnosu na MAP algoritam pa je od interesa poređenje ovih tehnika u LDPC – MTR vezi. Rezultati simulacija su prikazani na slici 67.



Slika 67. Poređenje max-log MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima kod dekodovanja MTR koda u serijskoj vezi LDPC – MTR na E^2PR4 OTOH kanalu

Kada je samo MTR kod implementiran u E^2PR4 OTOH sistemu bolji ostvareni dobitak je bio na strani finog odlučivanja u logičkim kolima. Međutim, u vezi LDPC – MTR obe tehnike dekodovanja daju praktično isti dobitak, sa zanemarljivom razlikom od 0.1dB, za verovanoću greške $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal.

Sa strane praktične realizacije, prednost je još uvek na strani finog odlučivanja u logičkim kolima, tako da ova tehnika dekodovanja predstavlja optimalni izbor u slučaju implementacije LDPC – MTR serijske veze na E^2PR4 OTOH kanalu.

7.3 MTR kod na E^2PR4 TTTH kanalu

Istraživanja u okviru ove disertacije bazirana su na upotrebi MTR kodova, sa ciljem da se redukuje trelis detektora kanala i što više pojednostavi njegovo funkcionisanje, pogotovo u magnetskim sistemima sa više staza i više glava za čitanje.

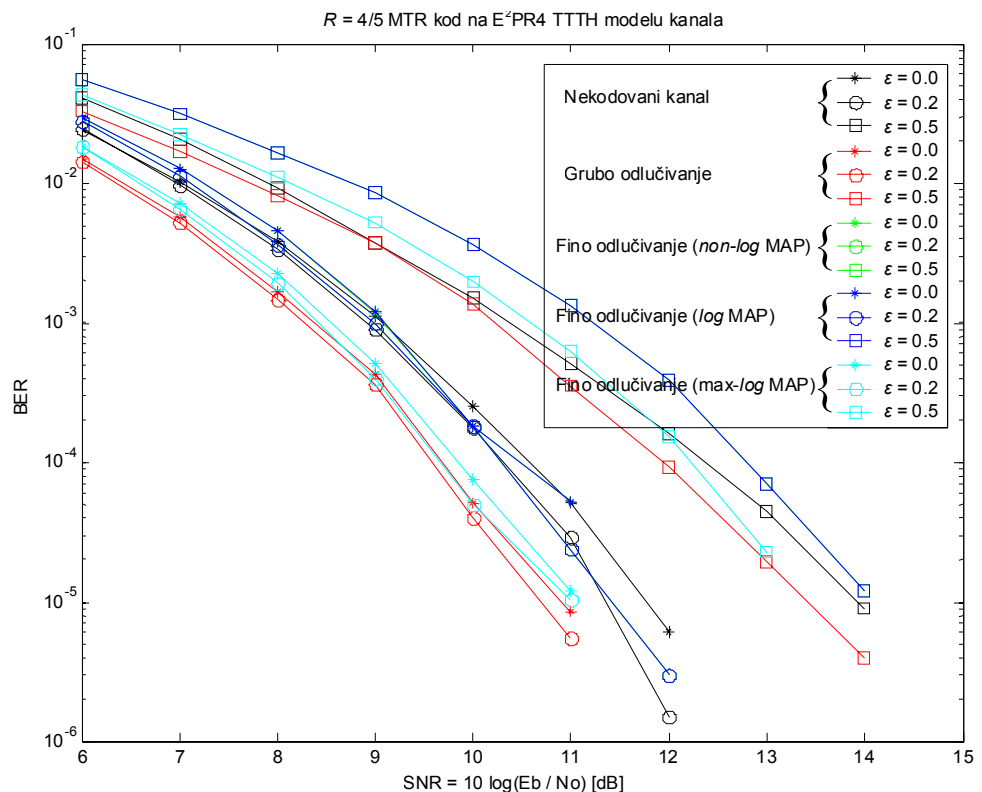
Ograničenja MTR koda utiču na izgled trelisa detektora kanala, kao što je objašnjeno u poglavljima 4.3 i 4.5 i imaju izuzetno velik uticaj na kvadratno euklidsko rastojanje kanala, analizirano u poglavlju 3.5. Ovaj uticaj dolazi do izražaja kod sistema sa više staza i više glava za čitanje, u prisustvu interferencije među stazama, pa je od interesa analiza performansi MTR koda i njegovih tehnika dekodovanja kada je implementiran u E^2 PR4 TTTH modelu kanala.

U poglavljima 3.5.3 i 3.5.4 analizirane su karakteristike kvadratnog euklidskog rastojanja E^2 PR4 TTTH kanala, pri čemu je pokazano da detektor kanala kompenzuje neželjeno prisustvo interferencije među stazama porastom *m.e.r.* E^2 PR4 TTTH kanala u opsegu ITI od $0 < \varepsilon < \varepsilon_g = 0,293$ [71], [73], [112] i [118]. Ovo praktično znači da će i u situaciji da se trećina energije susedne staze E^2 PR4 TTTH kanala preslika u stazu u kojoj se vrši detekcija sekvence, detektor dobro funkcionisati kao i u situaciji da nema prisustva ITI.

Dodatno treba primetiti da povećanje nivoa interferencije između staza omogućava kontinualni rast *m.e.r.* a da se za vrednost $\varepsilon_0 = 0,268$ dobija 7,18% veće kvadratno euklidsko rastojanje u odnosu na slučaj kada nema prisustva ITI, odnosno $\varepsilon = 0$, kao to je prikazano na slici 44.

7.3.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom

Performanse optimalnog MAP algoritma za dekodovanje MTR kodova, kao i dve njegove varijante, u situaciji kada je implementiran kao jedini kod u E^2 PR4 TTTH modelu kanala, prikazane su na slici 68.



Slika 68. MAP dekodovanje MTR koda na E^2 PR4 TTTH kanalu

Ponovo *non-log* i *log* verzije MAP algoritma imaju identične performanse ali, na žalost, ostvaruju neznatne dobitke kodovanja, pogotovo sa povećanjem nivoa interferencije među stazama.

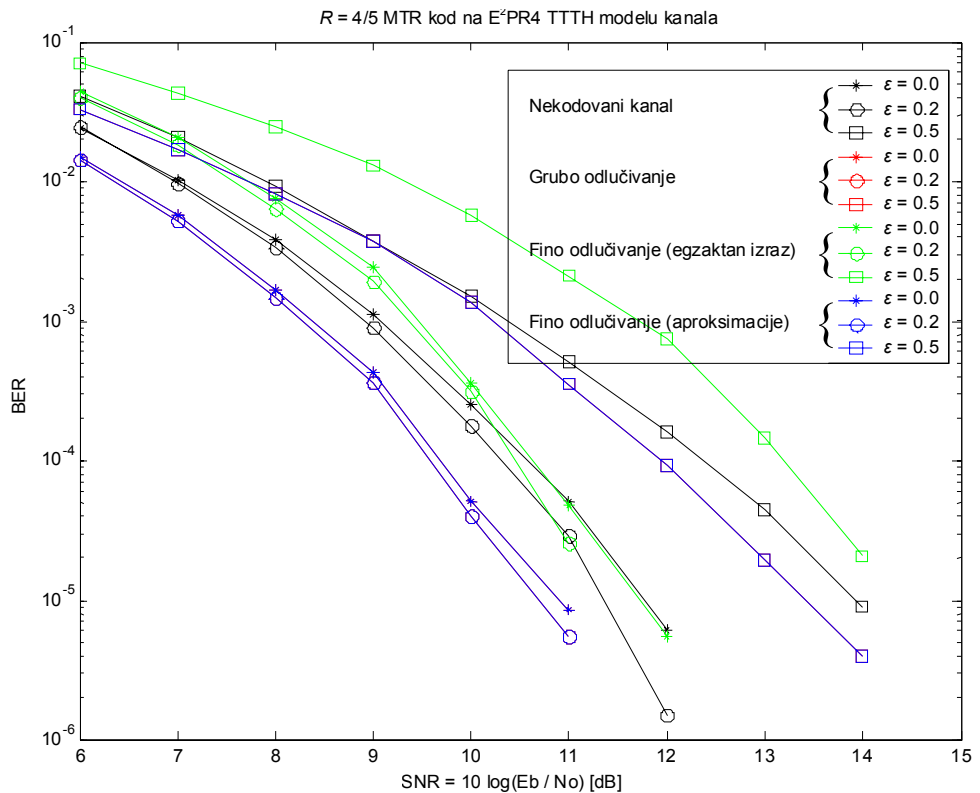
U ovim situacijama do izražaja dolaze slabe zaštitne karakteristike MTR koda čiji dekodirer nije u stanju da izvrši pravilno dekodovanje sekvenci, oštećenih prisustvom šuma i ITI, ali i mogućnost akumulacije greške i greške usled numeričkog izračunavanja, na koju su u velikoj meri osetljive ove dve verzije MAP algoritma.

Max-log MAP verzija pokazuje bolje performanse i ostvaruje dobitak od 0,8dB, kada nema prisustva ITI, dok za nivo ITI od $\varepsilon = 0,2$ ostvaruje dobitak od neznatnih 0,6dB, za verovatnoću greške od $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal. Međutim, povećanjem nivoa ITI i ova verzija MAP algoritma nije u stanju da izvrši pravilno dekodovanje i daje zanemarljiv dobitak za nivo ITI od $\varepsilon = 0,5$.

U ovoj situaciji, grubo odlučivanje kod dekodovanja MTR koda se pokazalo kao najbolje rešenje, jer je veoma malo osetljivo na akumulaciju greške i greške usled nagomilanih operacija. Međutim, ovaj način dekodovanja ne predstavlja potencijalno rešenje za implementaciju u LDPC – MTR vezi.

7.3.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima

Fino odlučivanja u logičkim kolima pokazalo se kao veoma dobro na E^2PR4 OT-OH sistemu, dok su njegove performanse na TTTH kanalu prikazane na slici 69.



Slika 69. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima na E^2PR4 TTTH kanalu

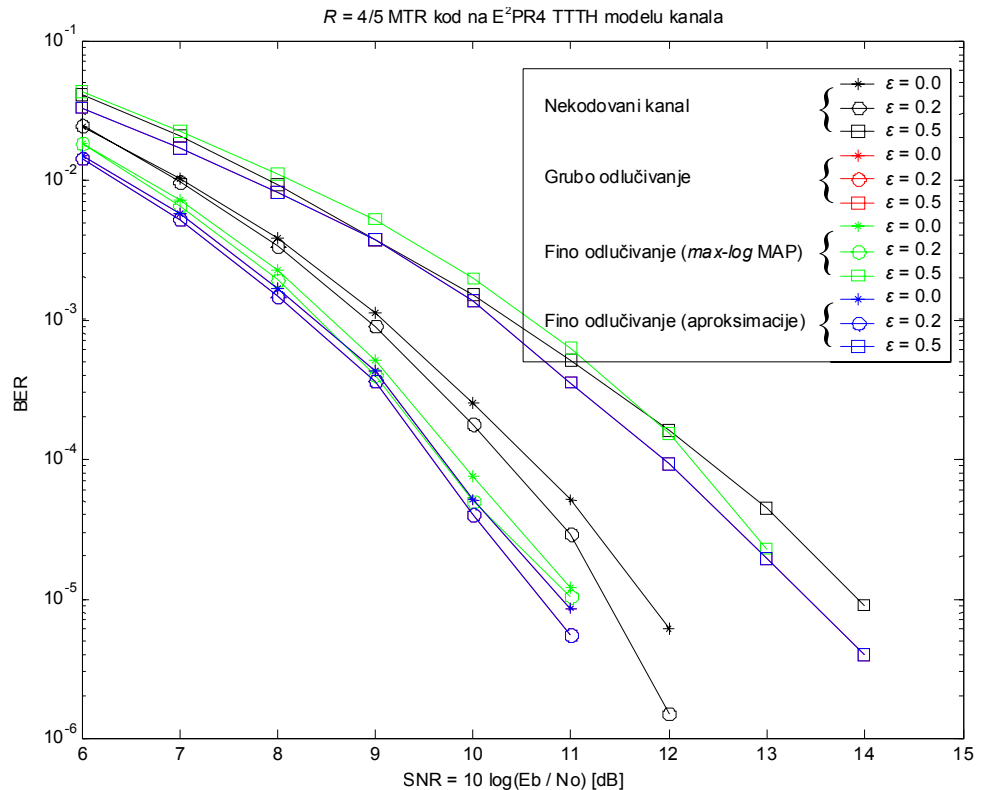
MTR dekođer sa finim odlučivanjem, koristeće egzaktne izraze u logici pojedinih kola, ima veoma loše performanse u odnosu na nekodovani kanal, kao posledicu akumulacije greške usled mnogobrojnih numeričkih izračunavanja. Ova verzija algoritma na ITI kanalu je praktično neupotrebljiva.

Nešto bolje performanse daje fino odlučivanje, koristeći aproksimacije u logici kola, ostvarujući dobitak od 0,9dB u situaciji kada nema ITI među stazama i 0,6dB za nivo ITI od $\varepsilon = 0,2$, za verovatnoću greške od $\text{BER} = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal.

Treba naglasiti da ovaj način dekodovanja MTR kodova ostvaruje praktično iste performanse kao i princip grubog odlučivanja ali, za razliku od njega, omogućava prostiranje finih vrednosti kroz MTR dekođer.

7.3.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima

MTR kodovi nikako nisu optimalan izbor za samostalnu implementaciju na $E^2\text{PR4}$ TTTH modelu kanala. Međusobno poređenje performansi prikazano je na slici 70.



Slika 70. Poređenje max-log MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima kod dekodovanja MTR koda na $E^2\text{PR4}$ TTTH kanalu

Rezultati simulacija ponovo pokazuju blagu prednost finog odlučivanja u logičkim kolima, u odnosu na max-log MAP varijantu dekodovanja MTR kodova. Za očekivati je da će se ovo odraziti i na implementaciju u LDPC – MTR serijskoj vezi na $E^2\text{PR4}$ TTTH modelu kanala.

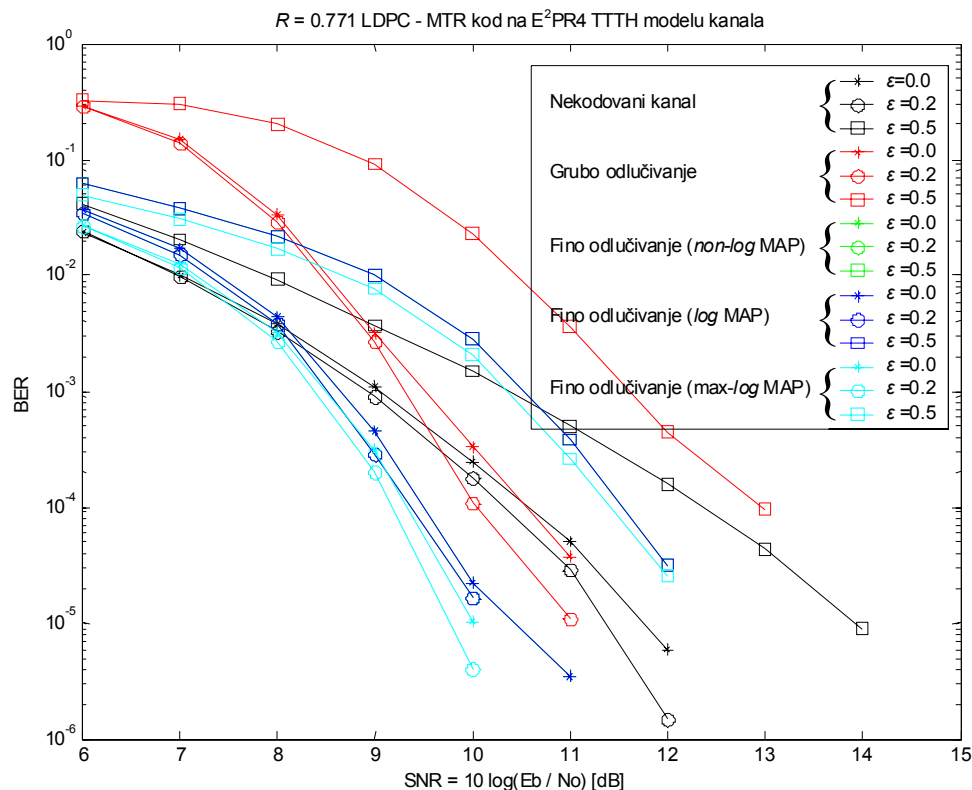
7.4 LDPC – MTR kod na E^2PR4 TTTH kanalu

Implementirana kodna šema sa serijskom vezom LDPC – MTR kodova je pokazala veoma dobre karakteristike na E^2PR4 OTOH modelu kanala, ostvarivši pri tome dobitak od 2,1dB, za verovatnoću greške BER = 10^{-5} i u odnosu na nekodovani kanal, kao i dodatnih 12,5% smanjenja broja neophodnih operacija detektora kanala u jednom koraku, zahvaljujući LDPC kodu i upotrebi MTR dekodera zasnovanog na principu finog odlučivanja.

Rezultati dobijeni na E^2PR4 OTOH sistemu su obećavajući i za E^2PR4 TTTH sistem pogotovo zbog niza korisnih osobina koje proističu iz implementacije linijskog MTR koda u stazama E^2PR4 TTTH kanala, kao što je objašnjeno u poglavljima 3.5 i 4.5. Pored toga, od interesa jeste i analiza performansi sistema sa serijskom vezom LDPC – MTR koda u pojedinim stazama kanala.

7.4.1. Dekodovanje MTR koda MAP algoritmom

Već je pokazano da je način dekodovanja MTR koda od izuzetne važnosti u serijskoj vezi LDPC – MTR. U ovom delu analizirana se performanse MAP algoritma za dekodovanje na E^2PR4 TTTH modelu kanala, pri čemu su rezultati simulacija prikazani na slici 71.



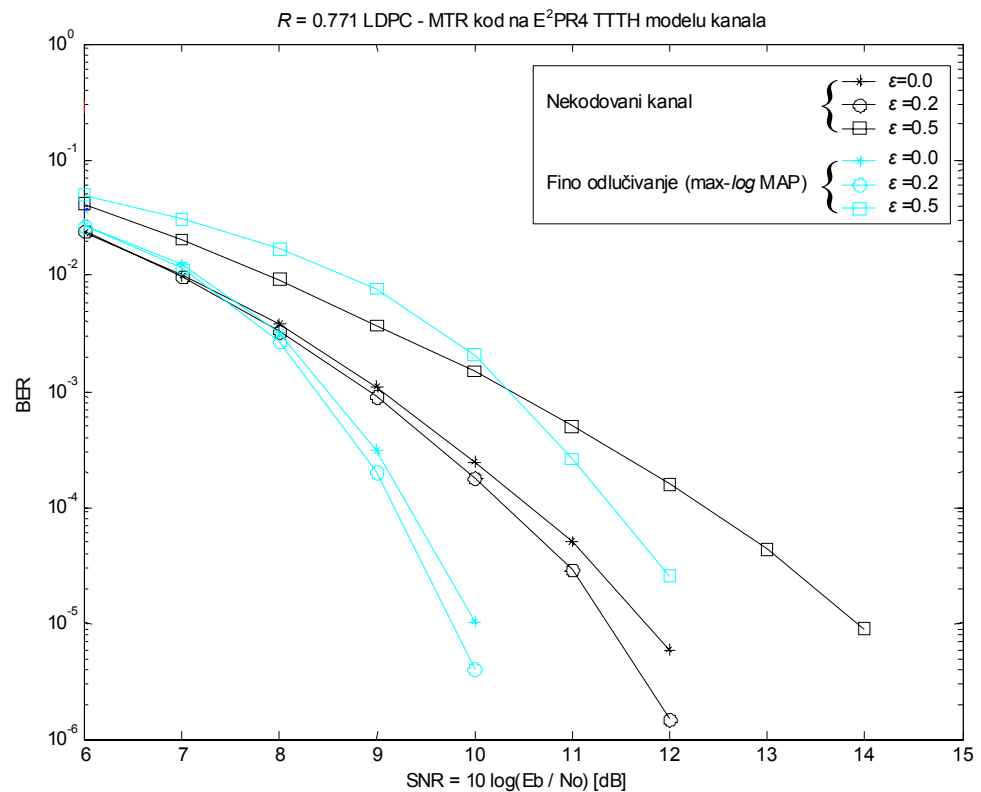
Slika 71. MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu

Problem dekodovanja MTR koda principom grubog odlučivanja prisutan je i u sistemu sa TTTH modelom. Međutim, detektor kanala, zbog svoje *m.e.r.* karakteristike u kombinaciji sa LDPC dekodierom, ostvaruje određeni dobitak, iako beznačajno mali za nivoe ITI od $\varepsilon = 0$ i $\varepsilon = 0,2$.

Sa druge strane, dekodovanje MTR koda MAP algoritmom u sistemu ostvaruje zapaženije rezultate za sve analizirane nivoe ITI, pri čemu su performanse *non-log* i *log* MAP verzija ponovo identične. Ovo je očekivani rezultat zbog matematičke ekvivalentnosti ovih verzija.

Analizirajući dobitak nastao kodovanjem LDPC – MTR vezom, rezultati simulacija ponovo sugerišu upotrebu *max-log* MAP verzije za dekodovanje MTR koda, kao i u slučaju serijske veze LDPC – MTR na E²PR4 OTOH kanalu. Ova verzija dekodovanja MTR koda ostvaruje nešto bolje rezultate, u odnosu na *non-log* i *log* MAP verziju na svim analiziranim nivoima ITI, pa zbog jednostavnije i lakše fizičke realizacije stiče prednost u slučaju implementacije MTR dekodera.

Da bi se u što boljoj meri uočio dobitak, rezultati simulacija LDPC – MTR kodovanja na E²PR4 TTTH kanalu, sa implementiranim *max-log* MAP dekodovanjem ponovo su prikazani na slici 72.



Slika 72. *max-log* MAP dekodovanje MTR koda u LDPC – MTR serijskoj vezi na E²PR4 TTTH kanalu

Može se odmah uočiti robustnost detektora TTTH kanala na prisustvo ITI, pošto je ostvaren dodatni dobitak kodovanja sa povećanjem ITI. Zahvaljujući *m.e.r.* karakteristici E²PR4 TTTH kanala detektor ostvaruje dodatni dobitak kodovanja u opsegu ITI od $0 < \varepsilon < \varepsilon_g = 0,293$. Ovaj dobitak je takođe prisutan bez obzira koji način dekodovanja MTR koda je implementiran, kao što je prikazano na slici 69.

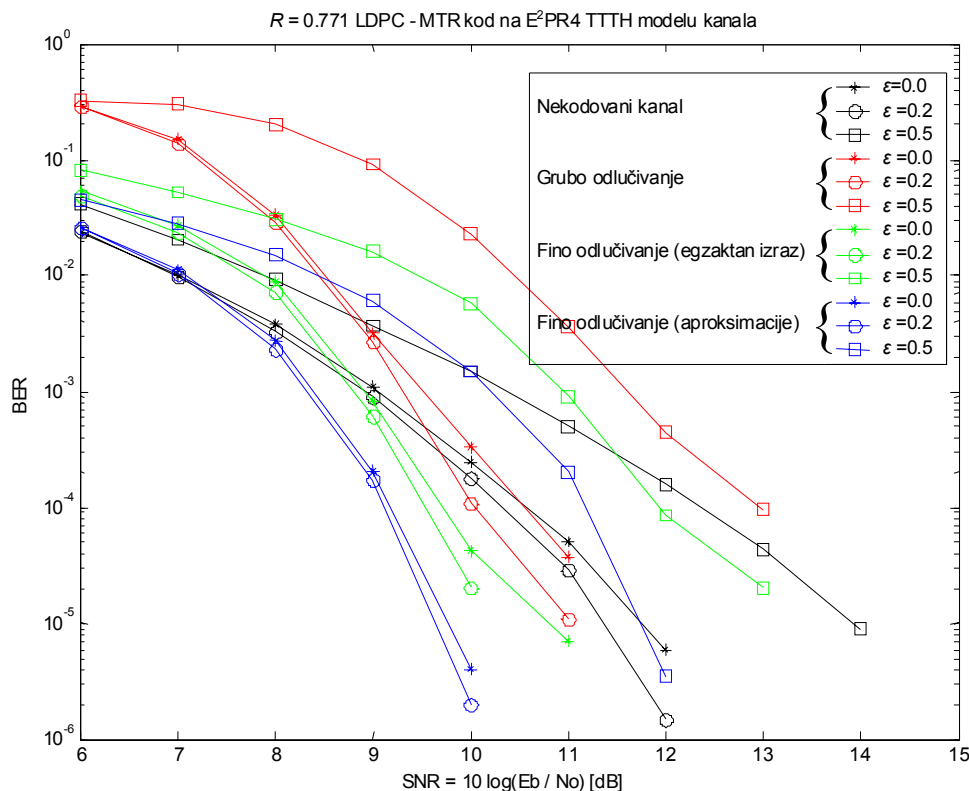
Upotrebom *max-log* MAP verzije dekodovanja, ostvaruje se dobitak od približno 1,8dB za nivoe ITI od $\varepsilon = 0$ i $\varepsilon = 0,2$, za verovatnoću greške BER = 10^{-5} i u odnosu na nekodovani kanal.

Nažalost, daljim povećanjem ITI do nivoa od $\varepsilon = 0,5$, detektor ostvaruje nešto manji dobitak kodovanja, ali je to razumljivo, pošto se u toj situaciji polovina energije signala susedne staze preslika u stazu u kojoj se vrši detekcija i time u znatnoj meri ometa ispravnu detekciju signala staze.

Treba napomenuti da je u analiziranom sistemu upotrebljen LDPC – MTR kod male kodne brzine od svega $R = 0,771$, što je nedovoljno za visoke gustine magnet-skog zapisa. Međutim, ostvareni dobitak je ohrabrujući, ističući pri tome da aproksimacija (100), korišćena u razvoju *max-log* MAP verzije dekodovanja, ne degradira performanse analiziranog sistema omogućavajući pri tome upotrebljivo dekodovanje MTR koda principom finog odlučivanja.

7.4.2. Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima

Jednostavnošću svoje praktične realizacije, dekodovanje MTR koda upotrebom logičkih kola sa finim odlučivanjem, postaje veoma interesanto za implementaciju u serijskoj vezi LDPC – MTR kodovanja pojedinih staza E²PR4 TTTH kanala. Rezultati simulacija prikazani su na slici 73.



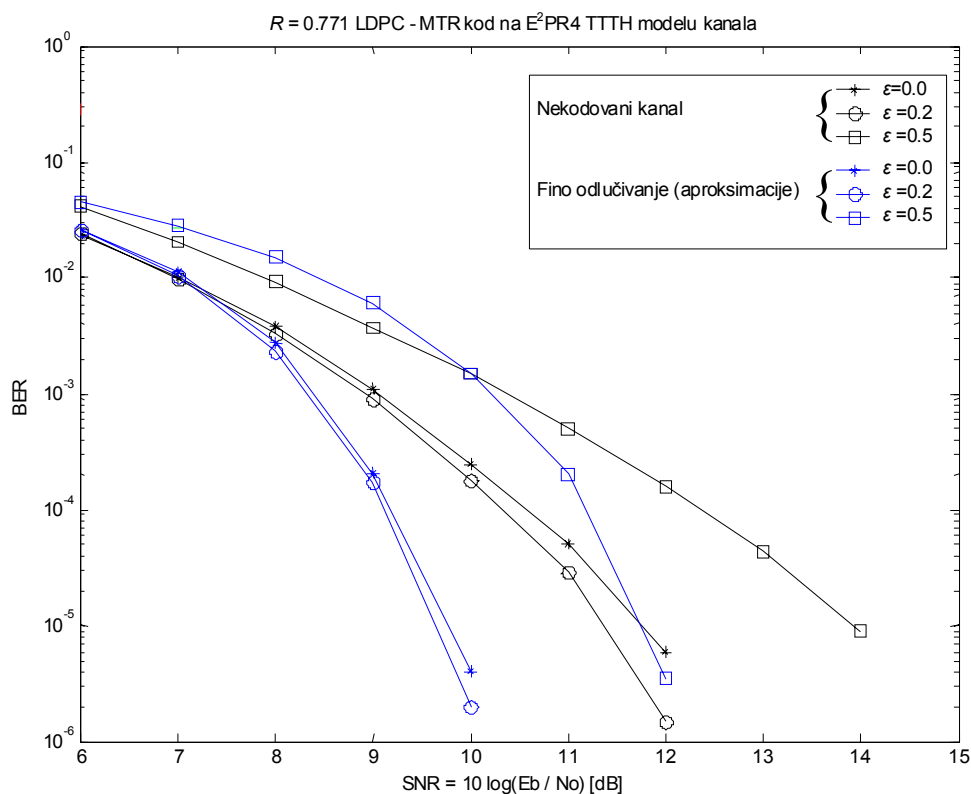
Slika 73. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E²PR4 TTTH kanalu

Grubo odlučivanje, kao princip dekodovanja MTR koda, u LDPC – MTR serijskoj vezi, praktično je postalo neupotrebljivo. Ostvareni rezultati su ispod onih koji se dobijaju upotrebom dekodovanja finim odlučivanjem.

Dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima, kada su upotrebljeni egzaktni izrazi u logici kola, ostvaruje se određeni dobitak u odnosu na nekodovani kanal, ali manji od onog dobijenog upotrebom aproksimacija u logici pojedinih kola.

U svim rezultatima ponovo je primetna robustnost detektora E^2PR4 TTTH kanala, koji ostvaruje dodatni dobitak porastom ITI među stazama.

Da bi se u što boljoj meri uočio dobitak LDPC – MTR kodovanja na E^2PR4 TTTH kanalu sa implementiranim dekodovanjem principom finog odlučivanja u logičkim kolima, koristeći aproksimacije, rezultati simulacija su ponovo prikazani na slici 74.



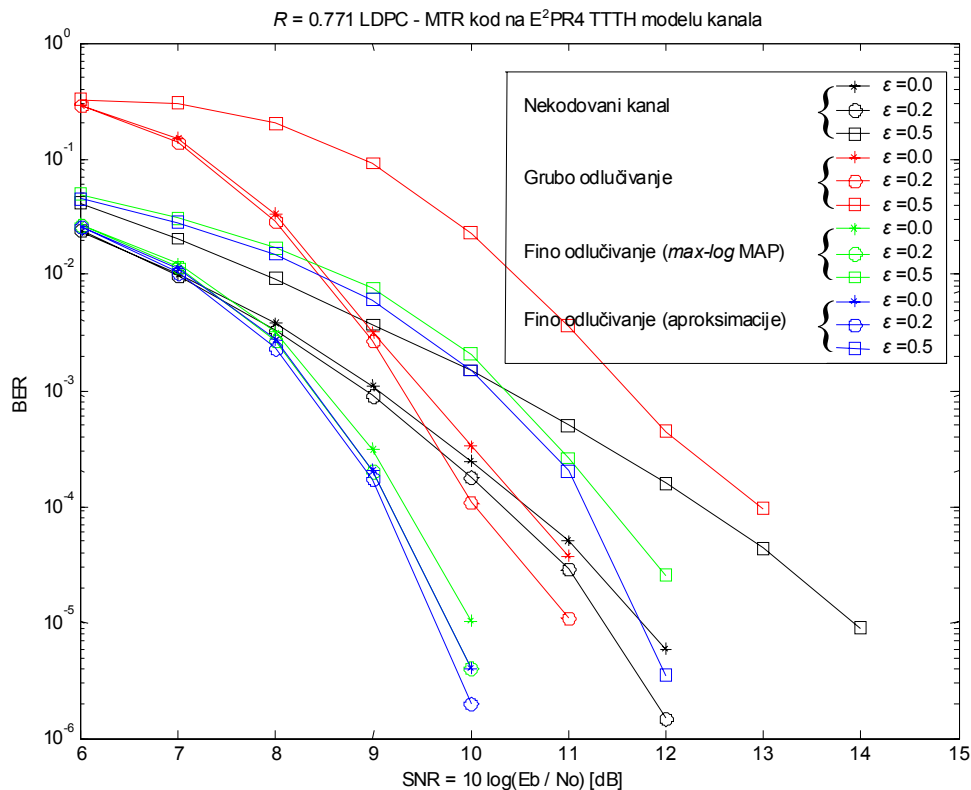
Slika 74. Dekodovanje MTR koda finim odlučivanjem sa aproksimacijama u logičkim kolima u LDPC – MTR serijskoj vezi na E^2PR4 TTTH kanalu

Upotrebom dekodovanja finim odlučivanjem koristeći aproksimacije u logičkim kolima ostvaruje se dobitak od 1,9dB, za nivoe ITI od $\epsilon = 0$ i $\epsilon = 0,2$, pri verovatnoći greške $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal [111], [112] i [137].

Dodatno, za nivo ITI od $\epsilon = 0,5$ ostvaruje se dobitak kodovanja od od 2,2dB, za verovatnoću greške $BER = 10^{-5}$, u odnosu na nekodovani kanal.

7.4.3. Poređenje MAP algoritma i finog odlučivanja u logičkim kolima

U poslednjem delu analize performansi, poređeni su rezultati simulacija *max-log* MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima koristeći aproksimacije, za dekodovanje MTR koda u serijskoj LDPC – MTR vezi, u pojedinim stazama E^2PR4 TTTH magnetskog kanala. Rezultati simulacija prikazani su na slici 75.



Slika 75. Poređenje *max-log* MAP i finog odlučivanja u logičkim kolima, kod dekodovanja MTR koda u serijskoj vezi LDPC – MTR na E^2PR4 TTTH kanalu

Može se uočiti da dekodovanje MTR koda principom finog odlučivanja, koristeći aproksimacije u logici kola, ostvaruje nešto veće dobitke kodovanja, u odnosu na *max-log* MAP verziju, na svim nivoima ITI.

Pored jednostavnije fizičke realizacije dekodovanje finim odlučivanjem u logičkim kolima stiče prednost u slučaju implementacije MTR dekodera u magnetskom kanalu.

8

Zaključak

Tehnologija magnetskog memorisanja informacija već godinama zadovoljava svakodnevne potrebe korisnika za smeštanjem i čuvanjem različitih vrsta podataka.

U periodu dugom 111 godina, praktično svakodnevni izazovi u domenu povećanja kapaciteta memorijskih uređaja formirali su tehnologiju magnetskog memorisanja kao jednu zrelu i u velikoj meri istraženu tehnologiju.

Dugo prisustvo, mnoštvo tehnoloških inovacija, dobro poznati prirodni zakoni procesa memorisanja, omogućili su tehnologiji magnetskog memorisanja dobru osnovu za potragu inovativnih rešenja, naredne generacije, koja će dodatno produžiti životni vek ove tehnologije i osigurati njenu dominaciju i u narednom periodu.

Razvojni put ove tehnologije, iznedrio je industriju, u ovom momentu vrednu više desetina milijardi američkih dolara, čije investicije jasno usmeravaju dalji pravac razvoja ka memorijskim uređajima sve manjih dimenzija i sve većih memorijskih kapaciteta.

U narednom periodu, dominantan deo tržišta industrije magnetskog memorisanja predstavljaće tržište potrošačke elektronike i memorijski uređaji korišćeni u njoj. Predviđanja su da će u narednih 5 do 10 godina prosečno domaćinstvo sadržati 10

do 20 magnetskih diskova u različitim primenama [11]. Ovakva vizija zahteva uspešno prilagođavanje tehnologije magnetskog memorisanja budućim zahtevima.

Jedan od načina za povećanje kapaciteta memorijskih uređaja koji koriste tehnologiju longitudinalnog zapisa jeste i smanjenje veličine elementarnih magnetskih domena i dimenzija magnetskih glava, poznat i kao povećanje linijske gustine magnetskog zapisa.

Ovaj pristup porasta gustine magnetskog zapisa godinama je bio dominantan, ali njegov dalji razvoj je predupredila nemogućnost neograničenog smanjenja veličine domena, pošto u jednom momentu domeni mogu spontano da izgube magnetizaciju, čak i pri maloj promeni sobne temperature. Ovaj efekat je poznat kao *superparamagnetski* efekat [39].

Da bi se izbegli problemi ovog efekta, ili eventualno odložilo njihovo rešavanje, predloženo je rešenje u vidu povećanja radijalne gustine zapisa upotrebom sistema sa više staza i više magnetskih glava, koje paralelno i istovremeno zapisuju i čitaju podatke [5].

Ovaj pristup se pokazao kao veoma interesantan istraživačkoj zajednici čija su istraživanja ukazala na niz prednosti, pogotovo imunost do određene granice, na prisustvo neizbežne interferencije (ITI) između staza [4] i [71].

Nažalost, pristup ima i određene mane koje se oslikavaju prvenstveno u povećanju kompleksnosti detektora i detekcije zapisanih sekvenci podataka [4].

Čak i jednostavan sistem sa dve staze i dve glave za čitanje, takozvani TTTH model kanala, za visoke gustine magnetskog zapisa, modelovan E²PR4 ekvalizacijom, pokazuje kompleksnost koja dovodi u pitanje praktičnu upotrebljivost SOVA detektora [3] ili neke njegove modifikovane verzije [119], [120], na ovom modelu kanala.

Potreba da se smanji kompleksnost detektora na TTTH modelu kanala bila je jedan od pokretača istraživanja u okviru ove disertaciji.

Pristup kojim je to moguće uraditi je upotreba takozvanih *constraint* tehnika kodovanja, odnosno implementacija modulacionog koda koji unosi određena ograničenja u kanal [14].

Moon i Brickner su predstavili *maximum transition run* (MTR) klasu kodova [1], specijalno dizajnirane i namenjene unošenju ograničenja u kanale sa E²PR4 ekvalizacijom.

Cilj je da se eliminiše dominantni uzorak greške i svi ostali uzorci koji ga sadrže [7], čime se poboljšavaju karakteristike kvadratnog euklidskog rastojanja i povećava *m.e.r.* kanala [4].

Na ovaj način se u velikoj meri menja spektralna raspodela uzoraka grešaka [103]-[106] i povećava se verovatnoća detektora za ispravnom detekcijom.

Sa druge strane, eliminisanjem dominantnog $\pm[+-+]$ uzorka greške, u sekvencama koje se zapisuju duž staza, eliminišu se i određena stanja u treliis dijagramu detektora na E²PR4 kanalu, kao što je prikazano na slici 50.

Analizom redukovanog treliš dijagrama, može se pokazati da je broj stanja smanjen za 12,5%, a ukupan broj potrebnih operacija SOVA detektora, u jednom koraku detekcije, za 25%, kao što je objašnjeno u poglavlju 4.3.

Ove činjenice imaju znatan uticaj na sveukupnu kompleksnost detektora na E²PR4 OTOH kanalu a još više dolaze do izražaja na E²PR4 TTTH kanalu, gde je broj stanja smanjen za 23,4%, a potreban broj operacija koje 2H-SOVA detektor mora da obavi u jednom koraku, za skoro 42%, kao što je objašnjeno u poglavlju 4.5.

Upotrebom MTR modulacionog koda, smanjenje od skoro 42% neophodnog broja operacija detektora, u jednom koraku, predstavlja izuzetan dobitak pa je stoga implementacija MTR koda praktično neophodna na E²PR4 TTTH modelu kanala.

Nažalost, klasa MTR kodova ima veoma slabe zaštitne karakteristike i samostalna implementacija u realnom sistemu ne može obezbediti kvalitetnu zaštitu zapisanih podataka. Ovo nameće potrebu da se MTR kodovi kombinuju sa nekim drugim kodovima znatno boljih zaštitnih performansi.

U ovoj disertaciji je analizirana jednostavna serijska veza *low-density parity-check* (LDPC) koda [8] koji igra ulogu spoljašnjeg zaštitnog koda i MTR koda, koji igra ulogu unutrašnjeg modulacionog koda.

Ideja ovakve serijske veze jeste da MTR kod bude što bliže magnetskom kanalu i da modulacionim karakteristikama omogući redukciju treliš dijagrama SOVA detektora, a da se pomoću LDPC koda omogući kvalitetna zaštita sekvenci podataka. Na taj način bi se iskoristile dobre strane i jednog i drugog koda.

Prvobitna istraživanja [110] su ukazala da tradicionalno dekodovanje MTR koda, na bazi grubog odlučivanja, ne omogućava pravilnu razmenu finih informacija između detektora kanala i message-passing algoritma za dekodovanje LDPC koda, rezultujući veoma slabim performansama sistema.

Da bi se omogućilo pravilno funkcionisanje message-passing algoritma, baziranog na finim vrednostima i dekodovanju finim odlučivanjem, neophodan je bio razvoj novih tehnika dekodovanja MTR koda na principu finog odlučivanja, što je ujedno i glavni zadatak istraživanja sprovedenog u okviru ove disertacije.

Razvojem i implementacijom ovakvih tehnike dekodovanja, MTR dekođer bi bio u stanju da prosledi pouzdanost odluka, omogućavajući znatno bolju komunikaciju detektora kanala i spoljašnjeg zaštitnog dekođera.

MTR kodovi do sada nisu imali takvu mogućnost, što je i dovelo do male praktične upotrebljivosti sjajnih modulacionih karakteristika ovih kodova.

Kao osnovni doprinos, ova disertacija predstavlja poboljšanja u tehnikama modulacionog kodovanja, prvenstveno dekodovanja *maximum transition run* (MTR) kodova principom finog odlučivanja. U okviru disertacije su predstavljene dve potpuno nove tehnike dekodovanja MTR kodova:

- MAP algoritam, sa svoje dve podvarijante *log*-MAP i *max-log* MAP [9] i
- fino odlučivanje u logičkim kolima, kao i podvarijanta koja koristi aproksimacije u logici kola [10].

Obe tehnike, iako koriste različite pristupe, bazirane su na principu finog odlučivanja i omogućavaju MTR dekoderu da na svom izlazu poseduje fine vrednosti, kao i da prosleđuje pouzdanosti odluka. Ovim se otvaraju nove mogućnosti kombinovanja MTR kodova sa drugim kodovima, pogotovo zaštitnim kodovima. Na taj način, se u potpunosti mogu iskoristiti dobre strane oba koda.

Rezultati simulacija predstavljeni u poglavlju 9, pokazali su da se u okviru novo-razvijenih tehnika dekodovanja MTR koda finim odlučivanjem, izdvaja *max-log* MAP verzija, koja daje najbolje rezultate u okviru MAP algoritma, kao i fino odlučivanje u logičkim kolima koristeći aproksimacije.

LDPC – MTR serijska veza razmatrana je koristeći LDPC kodne brzine $R = 0,96$ [132] i 4/5 MTR ($2, k = 8$) kod [1] na E²PR4 OTOH modelu kanala, kao što je objašnjeno u poglavlju 6.4, pri čemu su rezultati simulacija prikazani na slici 68.

U situaciji kada je implementirana LDPC – MTR serijska veza na E²PR4 OTOH sistemu, obe tehnike dekodovanja MTR kodova daju praktično isti dobitak od skoro 2,1dB, za verovatnoću greške od $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal.

Poredeći ove dve tehnike dekodovanja, u smislu praktične realizacije, blaga prednost bi bila na strani implementacije finog odlučivanja u logičkim kolima, jer je upotrebom *min()* i *max()* funkcija propagiranje finih vrednosti, kroz MTR dekoder, prisutno bez dodatnog modifikovanja.

U zavisnosti od upotrebljenog koda, propagacija finih vrednosti je moguća u svega nekoliko koraka. Na primeru analiziranog 4/5 MTR ($2, k = 8$) koda to se obavlja u dva koraka, kao što se može videti sa slike 47.

Sa druge strane, sve verzije MAP algoritma svoj rad zasnivaju na podskupovima $N_{\{b,k\} subset}$, datim izrazom (89), koji se mogu formirati pre početka procesa dekodovanja, ali pri tome zahtevaju dodatni memorijski prostor a njihovo funkcionisanje prilikom izračunavanja *a posteriori* log-likelihood vrednosti $L_{out}(k)$ (96) i (99), rezultuje većom kompleksnošću nego upotreba logičkih kola.

Rezultati dobijeni na E²PR4 OTOH sistemu su obećavajući i za E²PR4 TTTH sistem, pogotovo zbog niza korisnih osobina koje proističu iz implementacije linijskog MTR koda u stazama E²PR4 TTTH kanala, kao što je predstavljeno u poglavljima 3.5 i 4.5.

Rezultati simulacija obe tehnike dekodovanja, predstavljeni u poglavlju 9 u prisustvu interferencije među stazama, prikazani su slici 75.

Upotrebom dekodovanja finim odlučivanjem, koristeći aproksimacije u logičkim kolima ostvaruje se dobitak od 1,9dB za nivo ITI od $\varepsilon = 0$ i $\varepsilon = 0,2$, za verovatnoću greške $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal.

Dodatno, za nivo ITI od $\varepsilon = 0,5$, ostvaruje se dobitak kodovanja od 2,2dB, za verovatnoću greške $BER = 10^{-5}$, u odnosu na nekodovani kanal.

Max-log MAP verzija dekodovanja daje za nijansu slabije rezultate, pri istim nivoima ITI, a sa svojom povećanom kompleksnošću dekodovanja, u prvi plan izbacuje fino odlučivanje u logičkim kolima koristeći aproksimacije, kao kandidata za implementaciju dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja.

U toku razvoja oba pristupa dekodovanja MTR kodova podrazumevala se statistička nezavisnost promenljivih u određenom koraku algoritama. Nažalost, ova pretpostavka je bila neophodna da bi se dobili upotrebljivi algoritmi dekodovanja iako se ona ne može olako podrazumevati u svakom momentu.

Da bi se u ovom početnom istraživanju, koji predstavlja razvoj tehnika dekodovanja, donekle izbegao uticaj statističke nezavisnosti, u svim simulacionim šemama je posmatran slučaj proste i jednostrane razmene informacija, odnosno finih vrednosti, sa MTR dekoderom, bez povratne iterativne grane.

Na kraju, pomenimo još jednom da je upotreba MTR modulacionih kodova, značajno smanjila potreban broj operacija SOVA detektora, u jednom koraku, za 25% na E²PR4 OTOH kanalu, a za skoro 42% na E²PR4 TTTH modelu magnetsko kanala. Ova smanjenja su izuzetna i odslikavaju se na sveukupnu kompleksnost detekcije na magnetskom kanalu.

Dodatno, implementacijom tehnika dekodovanja MTR kodova na bazi finog odlučivanja, serijska veza LDPC – MTR ostvaruje visok dobitak kodovanja od 2,1dB, na E²PR4 OTOH modelu kanala, odnosno 1,9dB na E²PR4 TTTH modelu, za nivo ITI od $\varepsilon = 0$ i $\varepsilon = 0,2$, pri verovatnoćama greške od $BER = 10^{-5}$ i u odnosu na nekodovani kanal.

Smanjenje potrebnog broja operacija detektora, kao i značajan dobitak kodovanja serijske veze LDPC – MTR koda, na pojedinim modelima magnetskog kanala, ukazuje na velik doprinos istraživanja predstavljenih u okviru ove disertacije, pogotovo važnosti novorazvijenih tehnika dekodovanja MTR kodova principom finog odlučivanja.

9

Dalji pravci istraživanja

Tehnologija magnetskog memorisanja informacija jeste tehnologija koja će zasigurno biti dominantna i u narednom periodu, pogotovo sa razvojem i komercijalizacijom tehnologije perpendikularnog magnetskog zapisa, započetom 2005. godine, kao i razvojem nekih novih tehnologija, kao što je HAMR tehnologija.

Prisustvo korisničkih potreba za sve većim kapacitetom memorijskih uređaja je takođe skoro zagarantovano, pa se nameću dalji pravci istraživanja, pogotovo u sistemima sa TTH modelima kanala.

Implementacija MTR kodova je pokazala dobre strane u analiziranim modelima magnetskog kanala, a postojanjem tehnika dekodovanja principom finog odlučivanja otvoren je put ka novim simulacionim šemama.

Dalji pravci istraživanja mogli bi se podeliti u nekoliko koraka:

- Analiza sistema sa nekim drugim načinima povezivanja MTR modulacionog koda i nekog drugog zaštitnog koda.
- Analiza uticaja pretpostavke o statističkoj nezavisnosti koja je bila neophodna da bi se dobili upotrebljivi algoritmi dekodovanja MTR koda,

- Analiza iterativnih šema dekodovanja u kom su implementirani MTR kodovi.
- Analiza spektra rastojanja E^2PR4 TTTH kanala.
- Konstrukcija novih klasa MTR kodova prilagođenih kanalu sa interferencijom staza, kao i analiza njihovih performansi.

Svi ovi pravci mogu predstavljati zasebne celine daljih istraživanja a njihovi rezultati značajan doprinos analizi i unapređenju postojećih tehnika kodovanja u magnetskim memorijskim kanalima.

Literatura

-
- [1] J. Moon and B. Brickner, "Maximum transition run codes for data storage systems," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 32, no. 5, pp. 3992-3992, Sept. 1996.
 - [2] J. Hagenauer, "Soft-In/Soft-Out: The benefits of using soft decisions in all stages of digital receivers," in Proc. 3rd Int. *Workshop on DSP Techniques Appl. Space Commun.*, ESTEC Noordwijk, The Netherlands, Sept. 1992.
 - [3] J. Hagenauer, "Source-controlled channel decoding," *IEEE Trans. Comm.*, vol. 43, No. 9, pp. 2449-2457, Sept. 1995.
 - [4] N. Đurić, "Kodovanje u višedimenzionom kanalu za memorisanje informacija," *Magistarska teza*, Fakultet tehničkih nauka, Univerzitet u Novom Sadu, Novi Sad, 2003.
 - [5] L. Barbosa, "Simultaneous detection of readback signals from interfering magnetic recording tracks using array heads," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 26, no. 5, pp. 2163-2165, Sept. 1990.
 - [6] H. K. Thapar and A. M. Patel, "A class of partial-response systems for increasing storage density in magnetic recording," *IEEE Trans. Magn.*, vol. MAG-25, pp. 3666-3668, Sept. 1987.
 - [7] S. A. Altekar, M. Berggren, B. M. Moision, P. H. Siegel and J. K. Wolf, "Error-event characterization on partial-response channels," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 45, No. 1, pp. 241-247, Jan. 1999.

- [8] D. J. C. MacKay and R. Neal, "Near Shannon limit performance of low density parity check codes," *IEE Electron. Lett.*, vol. 33, pp. 457-458, March 1997.
- [9] N. Đurić, "A MAP algorithm for soft-decision decoding of MTR codes," 4th *International Conference on Engineering – ICET 2009*, Novi Sad, Serbia, 28-30, pp. 1-3, April 2009.
- [10] N. Đurić, "Iterative decoding of LDPC-MTR code concatenation over partial response magnetic recording channels," *PSU-UNS International Conference on Engineering and Environment – ICEE 2005*, pp. 1-4. Novi Sad, Serbia, 18-20 May, 2005.
- [11] K. Nguyen, "Perpendicular recording: A boon for consumer electronics," Hitachi GST – Inspire the next, white paper, web adresa: www.hitachigst.com/hdd/research/images/pr%20images/PerpRecWP.pdf.
- [12] E. D. Daniel, C. D. Mee and M. H. Clark, "Magnetic recording: The first 100 years," IEEE Press, Piscataway, 1999.
- [13] O. Smith, "Some possible forms of phonograph," *The Electrical World*, No. 12, pp. 116, 8. Sept. 1888.
- [14] B. Vasić and E. M. Kurtas, "Coding and signal processing for magnetic recording systems," CRC press, 2005.
- [15] Integrated publishing, "Introduction to magnetic recording," white paper, web address: <http://www.tpub.com/neets/book23/index.htm>.
- [16] http://en.wikipedia.org/wiki/Carbonyl_iron - (revision 22:06, 2 July 2009).
- [17] <http://en.wikipedia.org/wiki/Magnetite> - (revision 07:49, 28 June 2009).
- [18] [http://en.wikipedia.org/wiki/Iron\(III\)_oxide](http://en.wikipedia.org/wiki/Iron(III)_oxide) - (revision 06:54, 5 July 2009).
- [19] <http://en.wikipedia.org/wiki/Maghemite> - (revision 11:54, 10 June 2009).
- [20] D. Richardson, "A short history of 3M's involvement in magnetic recording," Imation corporation.
- [21] A. M. Poniatoff, "History of Ampex," Ampex Corporation, 1952.
- [22] B. E. Phelps, U.S. Patent 2774646, 1956.
- [23] J. P. Harris, "Inovations on the design of magnetic tape subsystems," *IBM J. Res. Develop.*, no. 25, pp. 691, 1981.
- [24] B. Popović, "Osnovi elektrotehnike 2," Nauka, osmo izdanje, ISBN 86-7621-012-8.
- [25] J. C. Mallinson, "Magneto-Resistive Heads," *Fundamentals and Applications*, San Diego, CA: Academic, 1996.
- [26] <http://en.wikipedia.org/wiki/Permalloy> - (revision 23:11, 15 April 2009).
- [27] Pingdom, "The history of computer data storage, in pictures," web adresa: <http://royal.pingdom.com/2008/04/08/the-history-of-computer-data-storage-in-pictures/>.
- [28] A. S. Hoagland, "History of magnetic disk storage based on perpendicular magnetic recording," *IEEE Trans. Mag.*, no. 39, pp. 1871 - 1875, July, 2003.
- [29] R. B. Johnson, Dinner speech at DataStorage '89 conference, San Jose, 1989.
- [30] Harket et al., "A quarter century of disk file innovation," *IBM J. Res. Develop.*, vol. 25, pp. 667, 1981.
- [31] P. H. Siegel, "Recording codes for digital magnetic storage," *IEEE Trans. Magn.*, no. 21, pp. 1344 - 1349, Sept. 1985.
- [32] <http://en.wikipedia.org/wiki/Microdrive> - (revision 21:53, 26 June 2009).
- [33] H. Kobayashi and D. T. Tang, "Application of Partial Response Channel Coding to Magnetic Recording Systems," *IBM. Res. and Dev.*, vol. 15, July 1970.
- [34] H. Kobayashi, "Application of probabilistic decoding to digital magnetic recording systems," *IBM Res. Develop.*, no. 15, pp. 64, 1971.

- [35] F. Dolivo, "The PRML recording channel," *IBM Res. Magazine*, pp. 11, 1990.
- [36] P. Kabal and S. Pasupathy, "Partial-response signaling," *IEEE Trans. Comm.*, no 23, pp. 921, 1975.
- [37] http://en.wikipedia.org/wiki/Compound_annual_growth_rate - (revision 21:46, 1 May 2009).
- [38] P. Kim and M. Suk, "Ramp load/unload technology in hard disk drives," Hitachi GST – Inspire the next, white paper, web adresa: [http://www.hitachigst.com/tech/techlib.nsf/techdocs/9076679E3EE4003E86256FAB005825FB/\\$file/LoadUnload_white_paper_FINAL.pdf](http://www.hitachigst.com/tech/techlib.nsf/techdocs/9076679E3EE4003E86256FAB005825FB/$file/LoadUnload_white_paper_FINAL.pdf).
- [39] S. H. Charrap, P. L. Lu, and Y. He, "Thermal stability of recorded information at high densities," *IEEE Trans. Magn.*, pt. 2, vol. 33, no. 1, pp. 978–983, Jan. 1997.
- [40] R. Wood, Y. Hsu and M. Schultz, "Perpendicular magnetic recording technology," Hitachi GST – Inspire the next, white paper, web adresa: www.hitachigst.com/tech/techlib.nsf/.../PMR_white_paper_final.pdf.
- [41] <http://en.wikipedia.org/wiki/Mu-metal> - (revision 07:15, 26 April 2009).
- [42] http://en.wikipedia.org/wiki/Magnetic_anisotropy - (revision 14:55, 9 April 2009).
- [43] "Magnetic Anisotropy," web adresa: http://www.irm.umn.edu/hg2m/hg2m_c/hg2m_c.html.
- [44] M. Despotović, "Trelis kodovanje u memorijskim kanalima sa kontrolisanim intersimbolskom interferencijom," *Doktorska disertacija*, Univerzitet u Beogradu, 1996.
- [45] B. J. Brickner, "Maximum transition run coding and pragmatic signal space detection for digital magnetic recording," *Doctoral thesis*, University of Minesota, 1998.
- [46] J. White, "Air Bearing Slider-Disk Interface for Single-Sided High Speed Recording on a Metal Foil Disk," web adresa: <http://antekperipherals.com/tmp/airbearing.htm>
- [47] "AFC Media - Extending the Limits of Longitudinal Recording," Hitachi GST – Inspire the next, white paper, web adresa: [http://www.hitachigst.com/tech/techlib.nsf/techdocs/A1A6AED793873C8B862570310072CB97/\\$file/AFC_Media_FINAL.pdf](http://www.hitachigst.com/tech/techlib.nsf/techdocs/A1A6AED793873C8B862570310072CB97/$file/AFC_Media_FINAL.pdf).
- [48] R. Wood, "The feasibility of magnetic recording at 1 Terabit per square inch," *IEEE Trans. Mag.*, no. 36, pp. 36 - 42, Jan. 2000.
- [49] R. Wood, J. Miles and T. Olson, "Recording technologies for terabit per square inch systems," *IEEE Trans. Mag.*, no. 38, pp. 1711 - 1718, July 2002.
- [50] R. H. Victora, X. Jianhua and M. Patwari, "Areal density limits for perpendicular magnetic recording," *IEEE Trans. Mag.*, no. 38, pp. 1886 - 1891, Sept. 2002.
- [51] M. Mallary, A. Torabi and M. Benakli, "One terabit per square inch perpendicular recording conceptual design," *IEEE Trans. Mag.*, no. 38, pp. 1719 - 1724, July 2002.
- [52] D. A. Thompson, "The role of perpendicular recording in the future of hard disk storage," *J. Magn. Soc. Jpn.*, no 21, Suppl. S2, pp. 9, 1997.
- [53] D. A. Thompson, and J. S. Best, "The future of magnetic data storage technology," *IBM J. Res. Devel.*, no. 44, pp. 311, 2000.
- [54] D. J. Bromley, "A comparison of vertical and longitudinal magnetic recording based on analytical models," *IEEE Trans. Magn.*, no. 19, pp. 2239 - 2244, Sept. 1983.
- [55] W. Cain, A. Payne, M. Baldwinson and R. Hempstead, "Challenges in the practical implementation of perpendicular magnetic recording," *IEEE Trans. Magn.*, no. 32, pp. 97 - 102, Jan. 1996.

- [56] Y. Nakamura, "Technical issues for realization of perpendicular magnetic recording," *J. Magn. Soc. Jpn.*, no 21, Suppl. S2, pp. 125, 1997.
- [57] H. J. richter, E. Champion and Q. Peng, "Theoretical analysis of longitudinal and perpendicular recording potential," *IEEE Trans. Mag.*, no 39, pp. 697, March, 2003.
- [58] "First Perpendicular Recording HDD," - Toshiba Press Release, web adresa: http://www.toshiba.co.jp/about/press/2004_12/pr1401.htm.
- [59] Seagate "Cheetah 15K.5 Datasheet," web adresa: http://www.seagate.com/-docs/pdf/datasheet/disc/ds_cheetah_15k_5.pdf.
- [60] P. Miller, "Hitachi gets its one terabyte Deskstar 7K1000 drives out the door – Engadget," web adresa: <http://www.engadget.com/2007/04/25/hitachi-gets-its-one-terabyte-deskstar-7k1000-drives-out-the-doo>.
- [61] L. Mearian, "Seagate unveils world's first 1.5TB desktop drive, web adresa: <http://www.computerworld.com/action/article.do?command=viewArticleBasic&articleId=9109018>.
- [62] "WD Caviar Green - SATA Hard Drives," web adresa: <http://www.western-digital.com/en/products/products.asp?driveid=576>.
- [63] R. Harris, "Engineering the 10 TB notebook drive," web adresa: <http://blogs.zdnet.com/storage/?p=194>
- [64] "300 terabit HDDs in the future," web adresa: <http://www.wired.com/news/technology/0,72387-0.html>
- [65] "No 300Tb or 37.5TB HDDs in 2010," web adresa: <http://www.dvhardware.net/article16110.html>
- [66] Ž. Trpovski, "Osnovi telekomunikacija," - skripta, Delta Press, Novi Sad, 2004.
- [67] M. Popović, „Digitalna obrada signala“, osmo izdanje, Akademska misao, ISBN 86-74-66-088-6, Beograd, 2003.
- [68] S. Mita, H. Sawaguchi, T. Nishiza and N. Kobayashi, "Modified EPRML with 16/17 (3; 11) MTR code and cyclic redundancy check code for high density magnetic recording channels," *IEICE Trans. Electron.*, vol. E82-C, no. 12, Dec. 1999.
- [69] P. A. Voois and J. M. Cioffi, "Multichannel digital magnetic recording," in Proc. IEEE *Int. Conf. Communications (ICC '92)* (Chicago, IL, June 1992), pp. 305.4.1-305.4.6, 1992.
- [70] P. A. Voois and J. M. Cioffi, "Achivable radial information densities in magnetic recording systems," in Proc. IEEE *Global Telecommunications Conf. (GLOBECOM '92)* (Orlando, FL, Dec. 1992), pp1067-1071, 1992.
- [71] E. Soljanin and C. N. Georghiades, "Multihead detection for multi-track recording channels," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 44, No. 7, pp. 2988-2997, Nov. 1998.
- [72] L. C. Barbosa, C. E. MacDonald and J. K. Wolf, "Array heads for estimating track misregistration," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 29, pp. 4033-35, Nov. 1993.
- [73] E. Soljanin and C. N. Georghiades, "Coding for two-head recording systems," *IEEE Trans. on Inform. Theory*, Vol. 41, no. 3, pp. 747 –755, May 1995.
- [74] E. Soljanin and C. N. Georghiades, "A five-head, three-track, magnetic recording channel," Proceedings, *IEEE International Symposium on Information Theory*, pp. 244, 1995.
- [75] M.Z.Ahmed, T.Donnely, P.J. Davey and W.W.Clegg, "Increased areal density using a two-dimensional approach," *IEEE Trans. Magn.*, vol.37, pp. 1896-1898, July 2001.

- [76] M. P. Veá and J. M. F. Moura, "Magnetic recording channel model with intertrack interference," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 27 no. 6, pp. 4834-4836, Nov. 1991.
- [77] N. Đurić and M. Despotović, "Rate 4/5 MTR code on two-dimensional binary E²PR4 channel," *Zbornik radova XLIV konferencije ETRAN*, str. 87-90, Soko Banja, 2000.
- [78] P. Siegel, "Applications of peak detection channel model," *IEEE Trans. Mag.* Vol. MAG-18, no.6, pp. 1250-1252, Nov. 1984.
- [79] G. D. Forney, Jr., "Maximum likelihood sequence detection in the presence of intersymbol interference," *IEEE Trans. on Inform. Theory*, vol. IT-18, no. 3, pp. 363-378, May 1972.
- [80] S. Lin, D and J. Costello, Jr, "Error Control Coding: Fundamental and Applications," Prentice-Hall, 1983.
- [81] V. Tarokh, "Space-time codes for high data rate wireless communication: Performance criterion and code construction," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 44, No 2. March 1998.
- [82] R. Karabed, P. H. Siegel and E. Soljanin, "Constarined coding for binary channels with high intersymbol interference," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 45, no. 6, pp. 1777-1797, Sept. 1999.
- [83] R. Karabed and P. H. Siegel, "Matched spectral-null codes for partial response channels," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol 37, pt. II, pp. 818-855, May 1991.
- [84] B. E. Moision, P. H. Siegel and E. Soljanin, "Distance enhancing codes for digital recording," *IEEE Trans. Magn.*, vol 34., no. 1, pp. 69-74, Jan. 1998.
- [85] A. J. Viterbi and J. K. Omura, "Principles of digital Communication and Coding". New York: McGraw-Hill, 1979.
- [86] M. Siala and G. K. Kaleh, "A two-track matched spectral-null code with rate $\frac{3}{4}$ for the binary dicode channel," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 30, no. 5, pp. 2778-2786, Sep. 1994.
- [87] N. Đurić and M. Despotović, "Distance analysis for E²PR4 two-track two-head magnetic recording channel," *Proceedings of XI conference TELFOR*, Beograd, Serbia, pp. 26-28, Nov. 2003.
- [88] J-G. Zhu and H. Wang, "Noise characteristics of interacting transitions in longitudinal thin film media," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 31, no. 2, pp. 1065-1070, March 1995.
- [89] C. Tsang and Y. Tang, "Disk-noise induced peak jitters in high density recording," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 29, no. 6, pp. 3975-3977, Nov. 1993.
- [90] B. Slutsky and H. N. Bertram, "Transition noise analysis of thin film magnetic recording media," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 30, no. 5, pp. 808-2817, Sept. 1994.
- [91] H. N. Bertram and X. Che, "General analysis of noise in recorded transitions in thin film media," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 29, no. 1, pp. 201-208, Jan. 1993.
- [92] J-G. Zhu and X-G. Ye, "Impact of medium noise correlation on various partial response channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 31, no. 6, pp. 3087-3089, Nov. 1995.
- [93] X. Xing and H. N. Bertram, "Analysis of transition noise in thin film media," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 33, no. 5, pp. 2959-2961, Sept. 1997.
- [94] M. Melas, P. Arnett, I. Beardsley and D. Palmer, "Nonlinear superposition in saturation recording of disk media," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 23, no. 5, pp. 2079-2081, Nov. 1987.

- [95] X. Che, M. Bhattacharyya and H. N. Bertram, "Studies of nonlinear bit shift and partial erasure using pseudo-random sequences," *IEEE Trans. Magn.*, pp. 3972-3974, Nov. 1993.
- [96] R. D. Barndt, A. J. Armstrong and J. K. Wolf, "Media selection for high density recording channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 29, no. 1, pp. 183-188, Jan. 1993.
- [97] A. Taratorin, J. Fitzpatrick, S. X. Wang and B. Wilson, "Non-linear interactions in a series of transitions," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 33, no. 1, pp. 956-961, Jan. 1997.
- [98] Y. Zhang and H. N. Bertram, "A theoretical study of nonlinear transition shift," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 34, no. 4, pp. 1955-1957, July 1998.
- [99] N. Curland and R. J. Macheliski, "Integrating an MR head into a peak detection channel," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 30, no. 2, pp. 309-315, March 1994.
- [100] K. B. Klassen and J. C. L. Van Peppen, "Barkhausen noise in thin-film recording heads," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 26, no. 5, pp. 1697-1699, Sept. 1990.
- [101] W. L. Abbott, J. M. Cioffi and H. K. Thapar, "Performance of digital magnetic recording with equalization and offtrack interference," *IEEE Trans. Magn.*, pp. 705-716, Jan. 1991.
- [102] J. Moon and B. Brickner, "Method and apparatus for implementing maximum transition run codes," U.S. Patent Pending No. 60/014,954, filed April 5, 1996.
- [103] M. Rouanne and D. J. Castello, "An algorithm for computing the distance spectrum of trellis codes," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 7, pp. 929-940, August 1989.
- [104] M. Cedervall and R. Johannesson, "A fast algorithm for computing distance spectrum of convolutional codes," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 35, no. 6, pp. 1146-1159, Nov. 1989.
- [105] V. Šenk, D.E. Lazić and M. Despotović. "BIFAST - An Algorithm for Computing Distance Spectrum of Trellis Codes", *Proceedings of the 1991 MELECON Conference*, Ljubljana, Yugoslavia, str. 602- 605, 1991.
- [106] A. D. Weathers, "Distance spectrum for PRML channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 33, no. 5, pp. 2809-22811, Sept. 1997.
- [107] H. Sawaguchi and S. Mita, "Soft-output decoding for concatenated error correction in high-order PRML channels," *Proc. ICC' 99*, Vancouver, June 1999.
- [108] B. Brickner and J. Moon, "Implementation of a Rate 4/5 MTR (2; 6) Encoder/Decoder," *CDSLab Report* No. BB-96-02, University of Minnesota, July 12, 1996.
- [109] B. Brickner and J. Moon, "Design of a rate 6/7 maximum transition run code," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 33, no. 5, pp. 2749-2751, Sept. 1997.
- [110] N. Đurić and M. Despotović, "Soft-output decoding approach of maximum transition run codes," *The International Conference on "Computer as a tool"*, EUROCON 2005 Proceeding, pp 490-493 Belgrade, 2005.
- [111] N. Đurić, "Soft-decision MTR codes in multiple-track digital magnetic recording systems," *PSU - UNS International Conference on Engineering and Environment – ICEE 2007*, pp. 53-54, Phuket, Thailand, 10-11 May, 2007.
- [112] N. Đurić and M. Despotović, "Soft-output decoding in multiple-head MTR encoded magnetic recording systems," *IEEE Int. Conf. on Communications ICC 2006*, vol. 3, pp. 1255-1258, Istanbul, 11-15 Jun. 2006.
- [113] E. Kurtas, J. G. Proakis and M. Salehi, "Reduced complexity maximum likelihood sequence estimation for multitrack high-density magnetic recording channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 35, No. 4, pp. 2187-2193, July 1999.

- [114] B. Vasic and V. Venkateswaran, "Soft-error-event decoding for multitrack magnetic recording channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 40, No. 2, pp. 492-497, March 2004.
- [115] S. Tosi, M. Power and T. Conway, "Multitrack digital data storage: a reduced complexity architecture," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 43, No. 3, pp. 1101-1111, March 2007.
- [116] R. M. Todd and R. Cruz, "Enforcing maximum-transition-run code constraints and low-density parity-check decoding," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 40, No. 6, pp. 3566-3571, Nov. 2004.
- [117] Z. Wu, "Coding and Iterative Detection for Magnetic Recording Channels," Norwell, Mass.: Kluwer, 2000.
- [118] N. Đurić, "Soft-output decoding of LDPC-MTR codes concatenation over two-track two-head E²PR4 channel," in Proc. 7th *International Conference on Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Services*, TELSIKS 2005, pp. 419-422, Niš 2005.
- [119] L. Cong, W. Xiaofu and Y. Xiaoxin, "On SOVA for nonbinary codes," *IEEE Commun. Lett.*, vol. 3, no. 12, pp. 335-337, 1999.
- [120] A. Ghrayeb and C.X. Huang, "Improvements in SOVA-based decoding for turbo-coded storage channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 41, No. 12, pp. 4435-4442, Dec. 2005.
- [121] A. J. van Wijngaarden and E. Soljanin, "A combinatorial technique for constructing high rate MTR-RLL codes," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 19, pp. 582-588, April 2001.
- [122] T. Kanaoka and T. Morita, "Structured LDPC codes with reversed MTR/ECC for magnetic recording channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 42, No. 10, pp. 2561-2563, Oct. 2006.
- [123] R. G. Gallager, "Low-density parity-check codes," *IRE Trans. Inform. Theory*, vol. IT-18, no. 1, pp. 21-28, Jan. 1962.
- [124] R. G. Gallager, "Low-Density Parity-Check Codes," Cambridge, MA: MIT Press, 1963.
- [125] D. J. C. MacKay, "Good error-correcting codes based on very sparse matrices," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 45, pp. 399-431, March 1999.
- [126] Y. Kou, S. Lin and M. P.C. Fossorier, "Low density parity check codes based on finite geometries: a rediscovery," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 47, pp. 2711-2736, Nov. 2001.
- [127] A. Fan, A. Friedmann, E. Kurtas and S. W. McLaughlin, "Low density parity check codes for partial response channels," in *Allerton Conf. Communications, Control and Computing*, Urbana, IL, Oct. 1999.
- [128] B. Vasić, "Combinatorial construction of low-density parity check codes," presented at the *Int. Symp. Information Theory*, Lausanne, Switzerland, June 30-July 5 2002.
- [129] F. R. Kschischang, B. J. Frey and H.-A. Loeliger, "Factor graphs and the sum-product algorithm," *IEEE Trans. Inform. Theory*, pp. 498-519, Feb. 2001.
- [130] H. Sawaguchi, S. Mita and J. K. Wolf, "A concatenated coding technique for partial response channels," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 37, no. 2, pp. 695-703, March 2001.
- [131] Y. Han and W. E. Ryan, "Concatenating a structured LDPC code and a constrained code to preserve soft-decoding, structure, and burst correction," *IEEE Trans. Magn.*, vol. 42, no. 10, pp. 2558-2560, Oct. 2006.
- [132] B. Vasić, E. Kurtas and A. Kuznetsov, "Kirkman systems and their application in perpendicular magnetic recording," *IEEE Trans. Mag.*, vol. 38, no. 4, Part 1, pp. 1705 -1710, July 2002.

- [133] P. Robertson, E. Villebrun and P. Hoeher, "A comparison of optimal and sub-optimal MAP decoding algorithms operating in the log domain," in *Proc. IEEE Int. Conf. Communications (ICC 1995)*, pp. 1009–1013, 1995.
- [134] N. Đurić, "MAP decoding of MTR codes in LDPC-MTR encoded magnetic recording systems," in *Proc. 9th International Conference on Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Services, TELSIKS 2009, prihvaćeno za objavljivanje*, Niš 2009.
- [135] N. Đurić, "Benefits of MTR constraints in soft-output decoding of LDPC-MTR codes concatenation over E²PR4 channel model," *Zbornik radova XLIX konferencije ETRAN*, str. 45- 48, Budva, 2005.
- [136] N. Đurić, "Applications of MTR soft-decision decoding in magnetic recording systems," *VIII National Conference ETAI 2007*, Ohrid, FYR Macedonia, 19-21 Sept. 2007,
- [137] N. Đurić and M. Despotović, "Application of MTR soft-decision decoding in multiple-head magnetic recording systems," *Indian Academy of Sciences, Sadhana - Academy Proceedings in Engineering Science*, Vol. 34, Part 3, pp. 381–392, June 2009.

Zahvalnica

Porodici za ljubav,
strpljenje, podršku i
poverenje.