

Analiza postupaka za konstruisanje konvolucionih LDPC kodova

Dajana Lazarević, Predrag Ivaniš

Elektrotehnički fakultet
Univerzitet u Beogradu
Beograd, Republika Srbija
radovic.dajana@gmail.com, predrag.ivanis@etf.rs

Nebojša Maletić

Elektrotehnički fakultet
Univerzitet u Banjoj Luci
Banja Luka, Bosna i Hercegovina
nebojsa.maletic@etfbl.net

Sadržaj— U ovom radu analizirani su konvolucionni LDPC kodovi i pokazane su njihove osnovne osobine. Opisani su neki od metoda za njihovu konstrukciju, kao i način dekodovanja. Primenom Monte Karlo simulacionog postupka ispitane su performanse u kanalu sa aditivnim belim Gausovim šumom, te izvršeno poređenje klase konvolucionih LDPC kodova sa blok kodovima od kojih su napravljeni.

Ključne reči - konvolucionni kod; low-density parity-check kodovi; iterativno dekodovanje;

I. UVOD

Kodovi sa malom gustinom provera parnosti (*Low-Density Parity-Check, LDPC*) pokazali su se kao veoma efikasni i pogodni za analizu [1]. Dosta toga se zna o osobinama ove klase kodova, kako dobrim tako i lošim. Kada se govori o nedostacima LDPC kodova, prvenstveno se misli na kompleksnost koda i dekodera. Konvolucionni kodovi određeni kontrolnom matricom male gustine, tzv. konvolucionni LDPC kodovi predstavljeni su u [2], gde je opisan jedan način konstrukcije, tzv. *Jimenez-Felstrom-Zangirov* (JFZ) metod, i proces dekodovanja. Zbog njihove pravilne strukture, implementacija koda i dekodera je jednostavnija nego kod blok LDPC kodova. Pri tom, i performanse koje ostvaruju su bolje od performansi odgovarajućih blok kodova za istu dužinu kodne reči. Potom su usledili radovi sa detaljnijom analizom ove klase kodova [3] i načina konstrukcije predloženog u [2]. Drugi metod za konstrukciju konvolucionih LDPC kodova od kvazi-cikličnih blok kodova, Tanerov metod, izložen je u [4]. Oba pomenuta metoda detaljno su opisana i analizirana u [5]. Osnovne osobine kodova, načini konstrukcije, performanse i dekodovanje objedinjeni su i analizirani u [6].

Dekoder je glavni predmet interesovanja kako kod blok tako i kod konvolucionih LDPC kodova. Cilj je napraviti jednostavan dekodeer sa dobrim performansama. Inicijalno kašnjenje prilikom dekodovanja, kao i potreba za čuvanjem velike količine podataka su realni problemi koji se javljaju prilikom implementacije dekodera. Predlog za rešenje dat je u [7]. U slučajevima kada je za dekodovanje potreban veliki broj iteracija, kada se radi o kodovima sa velikom memorijom, to povlači i potrebu za velikim brojem procesora u dekoderu. Postoje načini da se ovaj problem reši i to je izloženo u [8]. U [9] je dato poređenje konvolucionih i blok LDPC kodova na

osnovu nekoliko kriterijuma, kao što su kompleksnost dekodovanja i broj iteracija.

Pokazalo se da neki jednostavni dekoderi, kao što su oni zasnovani na *Bit Flipping* algoritmu, uz male modifikacije mogu da daju veoma dobre rezultate kada se radi o blok LDPC kodovima. Implementacija dekodera za konvolucione LDPC kodove pomoću *Bit Flipping* algoritma opisana je u [10].

Rad je organizovan na sledeći način. U drugom poglavlju su uvedeni konvolucionni kodovi sa malom gustinom provera parnosti. Detaljnije su objašnjena dva metoda za konstruisanje kontrolne matrice ovih kodova i opisan je postupak njihovog dekodovanja iterativnim putem. U trećem poglavlju su dati rezultati simulacije u kanalu sa aditivnim belim Gausovim šumom, nakon čega sledi zaključak.

II. KONVOLUCIONNI KODOVI SA MALOM GUSTINOM PROVERA PARNOSTI

Regularni (m_s, J, K) konvolucionni LDPC kod [2], predstavlja skup sekvenci $\mathbf{v} = (\dots, \mathbf{v}_0, \mathbf{v}_1, \dots, \mathbf{v}_t, \dots)$, $\mathbf{v}_t \in F_2^c$ koji zadovoljava jednakost $\mathbf{v}\mathbf{H}^T = \mathbf{0}$, gde je

$$\mathbf{H}^T = \begin{bmatrix} \ddots & & & & \ddots & & \\ \mathbf{H}_0^T(0) & \dots & \mathbf{H}_{m_s}^T(0) & & & & \\ & \ddots & & & & & \\ & & \mathbf{H}_0^T(t) & \dots & \mathbf{H}_{m_s}^T(t+m_s) & & \\ & & & \ddots & & & \\ & & & & & \ddots & \\ & & & & & & \ddots \end{bmatrix}. \quad (1)$$

Navedena matrica predstavlja kontrolnu matricu konvolucionog LDPC koda, tzv. *syndrome former*. Za razliku od blok kodova kod kojih je kontrolna matrica konačna, kod konvolucionih kodova kontrolna matrica \mathbf{H}^T je, u opštem slučaju, vremenski promenljiva i (polu)beskonačna (zbog toga što informaciona sekvenca može biti (polu)beskonačna). Za konvolucionni LDPC kod čiji je kodni količnik $R = b/c$ i za $i = 0, 1, \dots, m_s$ elementi kontrolne matrice su podmatrice dimenzija $c \times (c-b)$ oblika

$$\mathbf{H}_i^T(t) = \begin{bmatrix} h_i^{(1,1)}(t) & \dots & h_i^{(1,c-b)}(t) \\ \vdots & & \vdots \\ h_i^{(c,1)}(t) & \dots & h_i^{(c,c-b)}(t) \end{bmatrix}. \quad (2)$$

Promenljiva m_s je memorija kontrolne matrice i definiše se kao najveće i za koje matrica $\mathbf{H}_i^T(t+i)$ nema sve elemente nule. Počev od $m_s \times (c-b)$ -te kolone, matrica \mathbf{H}^T ima J jedinica u svakoj vrsti, odnosno K jedinica u svakoj koloni. Kontrolna matrica je periodična sa periodom T ako je ispunjen uslov $\mathbf{H}_i^T(t) = \mathbf{H}_i^T(t+T)$, $i = 0, 1, \dots, m_s$. Od praktičnog interesa su upravo periodične matrice. Za vremenski nepromenljive konvolucione kodove podmatrice $\mathbf{H}_i^T(t)$ su iste za svako t . U tom slučaju je moguće kontrolnu matricu \mathbf{H}^T izraziti u funkciji operatora kašnjenja D . Konvolucionni LDPC kodovi opisani kontrolnom matricom \mathbf{H} zadovoljavaju relaciju:

$$v_i \mathbf{H}_0^T(t) + v_{i-1} \mathbf{H}_1^T(t) + \dots + v_{i-m_s} \mathbf{H}_{m_s}^T(t) = 0, \quad (3)$$

što je pogodno za određivanje strukture koda konvolucionog LDPC koda.

A. Konstrukcija konvolucionih LDPC kodova

Postoje dva osnovna metoda za konstrukciju konvolucionih LDPC kodova [5]. Prvi metod je tzv. Tanerov metod koji kontrolnu matricu vremenski nepromenljivog konvolucionog LDPC koda izvodi iz kontrolne matrice kvazi-cikličnog blok LDPC koda. Drugi metod je tzv. *Jimenez-Felström-Zigangirov* (JFZ) metod kojim se kontrolna matrica vremenski promenljivog konvolucionog koda dobija iz kontrolne matrice blok koda po principu „dijagonalnog odsecanja“.

Kao što je rečeno, Tanerovim metodom se kontrolna matrica konvolucionog LDPC koda dobija od kontrolne matrice kvazi-cikličnog LDPC koda. Kvazi-ciklični blok kodovi predstavljaju klasu strukturiranih blok kodova, što znači da se za njihovo konstruisanje koristi neka algebarska struktura. Kontrolna matrica kvazi-cikličnih blok LDPC kodova se sastoji od blokova cikličnih podmatrica. Za određivanje pozicije ciklične podmatrice unutar kontrolne matrice \mathbf{H} koristi se struktura multiplikativnih grupa u skupu nenegativnih celih brojeva po modulu m , gde je u opštem slučaju m bilo koji nenegativan ceo broj. Kontrolna matrica \mathbf{H} kvazi-cikličnih blok LDPC kodova se sastoji od $J \times K$ cikličnih podmatrica:

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} \mathbf{I}_1 & \mathbf{I}_a & \dots & \mathbf{I}_{a^{K-1}} \\ \mathbf{I}_b & \mathbf{I}_{ab} & \dots & \mathbf{I}_{a^{K-1}b} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{I}_{b^{J-1}} & \mathbf{I}_{ab^{J-1}} & \dots & \mathbf{I}_{a^{K-1}b^{J-1}} \end{bmatrix} \quad (4)$$

gde \mathbf{I}_x predstavlja jediničnu matricu dimenzija $m \times m$ čije su vrste pomerene ciklično za $x-1$ pozicija ulevo. Ciklična podmatrica na poziciji (p,q) se dobija cikličnim pomeranjem vrsta jedinične matrice \mathbf{I} za $b^p a^q$ pozicija ulevo. Postupak je detaljno opisan u [6].

Svaka ciklična podmatrica u kontrolnoj matrici kvazi-cikličnog blok koda se može predstaviti jedinstvenim polinomom, pri čemu polinom definiše prvu kolonu ciklične podmatrice. Imajući to u vidu, kontrolna matrica \mathbf{H} u polinomskoj formi ima oblik

$$\mathbf{H}(D) = \begin{bmatrix} D^0 & D^{a-1} & \dots & D^{a^{K-1}-1} \\ D^{b-1} & D^{ab-1} & \dots & D^{a^{K-1}b-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ D^{b^{J-1}-1} & D^{ab^{J-1}-1} & \dots & D^{b^{J-1}a^{K-1}-1} \end{bmatrix}, \quad (5)$$

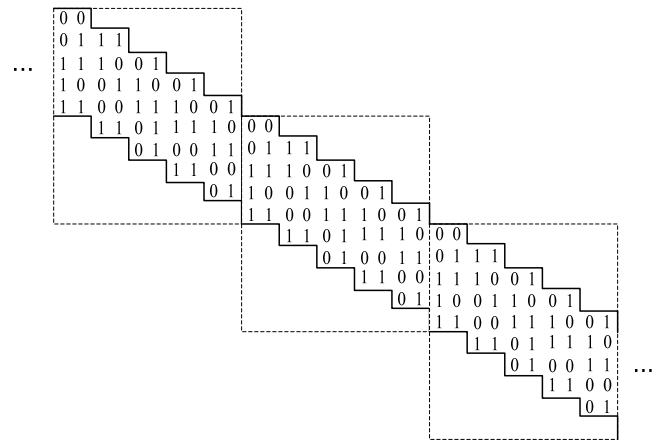
dimenzija je $J \times K$ i sastoji se samo od monoma. Matrica $\mathbf{H}(D)$ predstavlja kontrolnu matricu (u polinomskoj formi) odgovarajućeg vremenski nepromenljivog konvolucionog koda. Parametar D predstavlja operator kašnjenja. Dobijeni konvolucionni LDPC kod ima kodni količnik $R=1-J/K$, a veličina memorije zadovoljava nejednakost $m_s \leq m$.

JFZ metod koristi princip dijagonalnog „odsecanja“ [2], što se najbolje ilustruje pomoću primera.

Primer: Data je kontrolna matrica blok koda

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

dimenzija 5×10 , i kodnog količnika $R = 1/2$. Koristeći obrazac pomeranja $c = 2$ pozicija udesno i $c - b = 1$ pozicija na dole vršimo dijagonalno „odsecanje“ kontrolne matrice blok koda, pri čemu gornji deo nadovezujemo na donji, i na taj način se formira nova kontrolna matrica koja se dalje ponavlja kao na sl. 1. Nova matrica se može posmatrati kao kontrolna matrica periodičnog vremenski promenljivog konvolucionong koda.



Slika 1. Periodični vremenski-promenljivi konvolucionni LDPC kod sa $R = 1/2$, $b = 1$, $c = 2$, $m_s = 4$, $v = 10$ i $T = 5$

U opštem slučaju, imamo $n_r \times n_c$ kontrolnu matricu blok koda, i neka je $\eta = \text{NZD}(n_r, n_c)$, gde je NZD najveći zajednički delilac. Tada se dijagonalno „odsecanje“ vrši pomeranjem $c = n_c/\eta$ pozicija na desno i $c-b = n_r/\eta$ pozicija na dole u kontrolnoj matrici. Na ovaj način se dobija konvolucionni kod kodnog količnika $R=b/c$, memorije $m_s = \eta - 1$ i periode $T = m_s + 1 = \eta$.

B. Dekodovanje konvolucionih LDPC kodova

Za dekodovanje konvolucionih LDPC kodova obično se koristi iterativni postupak zasnovan na *Sum-Product* algoritmu (SPA). U običnom SPA u svakoj iteraciji i odvija se ažuriranje varijabilnih i kontrolnih čvorova razmenom poruka između njih. Poruka $r_{mn}^{(i)}$ koju m -ti kontrolni čvor šalje n -tom varijabilnom čvoru u i -toj iteraciji dekodovanja izračunava se prema izrazu:

$$r_{mn}^{(i)} = 2 \cdot \tanh^{-1} \left(\prod_{n' \in N(m) \setminus n} \tanh \left(\frac{q_{n'm}^{(i-1)}}{2} \right) \right), \quad (6)$$

gde je $q_{n'm}^{(i-1)}$ poruka iz prethodne iteracije dobijena od varijabilnog čvorova iz skupa $N(m)n$, koji predstavlja skup svih varijabilnih čvorova sa kojima je m -ti kontrolni čvor povezan izuzimajući n -ti varijabilni čvor. Ažuriranje varijabilnih čvorova u i -toj iteraciji vrši se prema izrazu

$$q_{nm}^{(i)} = q_n + \sum_{m' \in M(n) \setminus m} r_{m'n}^{(i)}. \quad (7)$$

Ovde $r_{m'n}^{(i)}$ predstavlja poruku od čvorova iz skupa svih kontrolnih čvorova sa kojima je n -ti varijabilni čvor povezan izuzimajući m -ti kontrolni čvor. Vrednost q_n je dobijena na osnovu kanalskih vrednosti svakog pristiglog simbola.

A posteriori LLR (*Log-Likelihood Ratio*) se dobija iz izraza

$$q_{nm}^{(i)} = q_n + \sum_{m' \in M(n)} r_{m'n}^{(i)}, \quad (8)$$

na osnovu čega se donosi odluka.

Kod dekodovanja konvolucionih LDPC kodova broj iteracija odgovara broju procesora u dekoderu. Svaki od procesora ima kapacitet jednak memoriji kontrolne matrice uvećan za 1 (m_s+1) i obavlja samo jedan deo dekodovanja. U svakom trenutku u svaki od procesora ulazi po jedna sekvenca sa odgovarajućim vrednostima kontrolnih i varijabilnih čvorova, tako da je razmak između sekvenci na ulazu u procesore m_s+1 . Na taj način se obezbeđuje nezavisno dekodovanje sekvenci. Pri ulasku sekvence u procesor vrši se ažuriranje njenih kontrolnih čvorova na osnovu varijabilnih čvorova te sekvence, ali i na osnovu varijabilnih čvorova prethodnih m_s sekvenci, prema izrazu (6). Pre nego neka sekvenca napusti procesor i pređe u sledeći, vrši se ažuriranje njenih varijabilnih čvorova na osnovu kontrolnih čvorova te sekvence, ali i m_s sekvenci koje su posle nje stigle u taj procesor kao u (7). Na ovaj način svaka sekvenca prođe kroz sve procesore, te se tako njeni kontrolni i varijabilni čvorovi ažuriraju onoliko puta koliko ima procesora, što odgovara broju iteracija u slučaju blok kodova. Pre izlaska sekvence iz poslednjeg procesora vrednosti se izračunavaju kao u (8), nakon čega se donosi odluka.

Ono što je veoma pogodno kada se govori o dekodovanju konvolucionih LDPC kodova, jeste činjenica da je dovoljno realizovati jedan procesor i ponoviti ga onoliko puta koliko

procesora zahteva dekodovanje određenog koda. Dakle, više istih procesora je nadovezano jedan na drugi i dekodovanje u njima se odvija paralelno. Pri tom, svaki procesor je zadužen za jedan deo sekvence, čija dužina zavisi od memorije kontrolne matrice i dužine sekvence koja stiže u dekoder u svakom trenutku.

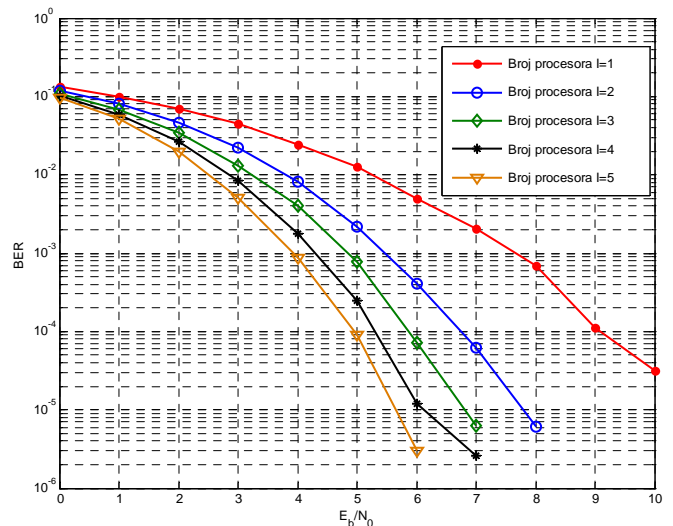
III. REZULTATI SIMULACIJE

U ovom odeljku prikazane su performanse konvolucionih LDPC kodova u zavisnosti od različitih parametara koda kao što su broj procesora u dekoderu i memorija *syndrome former* matrice. Pretpostavljeno je da su poslate sekvence sve nule i da je u kanalu prisutan aditivni beli Gausov šum srednje snage nula i varijanse σ^2 . Standardna devijacija data je izrazom

$$\sigma = \sqrt{P_s/2} \cdot 10^{-(S/N)/20} \quad (9)$$

gde je S/N odnos signal-šum na ulazu u prijemnik, a P_s snaga primljenog signala.

Dekodovanje je izvršeno kao što je opisano ranije. Na sl. 2 prikazano je kako se menjaju performanse koda u zavisnosti od broja procesora u dekoderu. Posmatran je kod (5,3(2),6) sa kodnim količnikom $R = 1/2$, konstruisan JFZ metodom. Sekvenca koja stiže u jednom trenutku u dekoder ima dužinu svega 2 bita, od toga je jedan informacioni i jedan kontrolni bit. U slučaju blok LDPC kodova za dekodovanje bilo bi potrebno svega par iteracija ukoliko se koristi SPA algoritam dekodovanja. Kako SPA veoma brzo konvergira kodnoj reči, bez obzira na njenu dužinu, povećanje broja iteracija bi poboljšalo performanse koda do određene granice, nakon koje povećanje broja iteracija ne bi imalo značajan uticaj na dekodovanje. Na sl. 2 prikazano je poređenje performansi dekodera kada se broj procesora je povećavan od 1 do 5 i razlika u odnosu signal-šum za zadatu verovatnoću greške po bitu (*Bit Error Rate*, BER) je vidljiva.

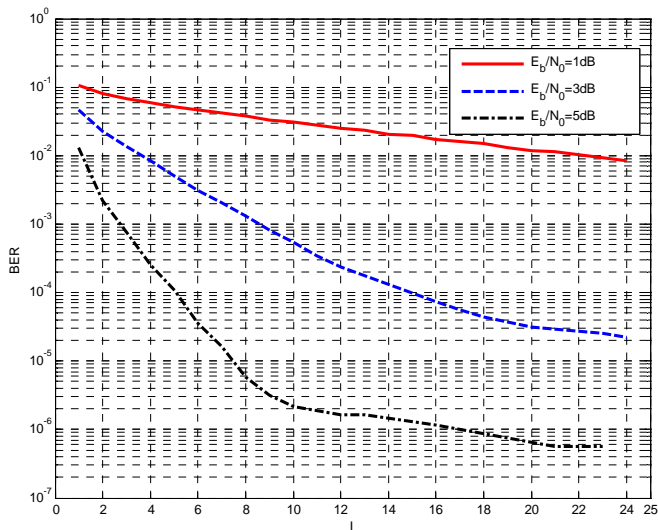


Slika 2. Zavisnost BER od broja procesora $R = 1/2$, $b = 1$, $c = 2$, $m_s = 5$

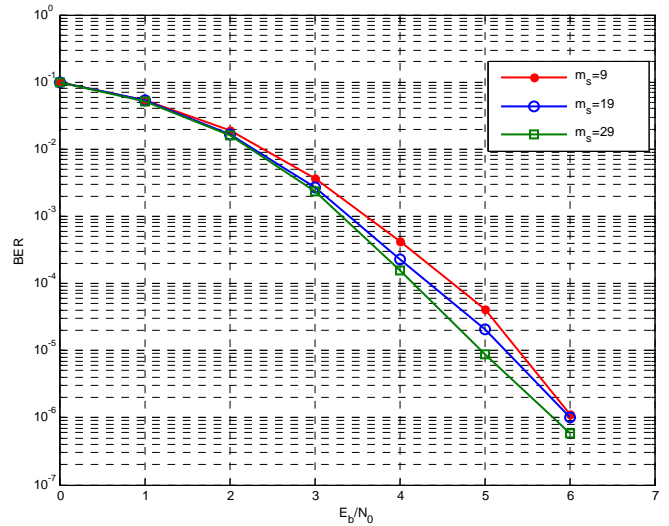
Odmah se uočava da je najveća razlika u kodnom dobitku za slučaj kada je broj procesora povećan sa 1 na 2. Za verovatnoću greške po bitu 10^{-5} kodni dobitak je povećan za više od 2 dB. Razlika u kodnom dobitku za istu vrednost verovatnoće greške kada se broj procesora sa 2 poveća na 3 je manja i iznosi oko 1 dB, smanjujući se daljim povećavanjem broja procesora, pri čemu je razlika u kodnom dobitku za 4 i 5 procesora manja od 0.5 dB. Jasno je da je povećanje kodnog dobitka sve manje kako broj procesora raste.

Na sl. 3 pokazano je kako verovatnoća greške na izlazu dekodera konvergira kada se broj procesora povećava od 1 do 25 pri fiksnom odnosu signal-šum, za kod kao u prethodnom slučaju. Za odnos signal-šum 1 dB, verovatnoća greške se sporo menja sa povećanjem broja procesora i u veoma malom opsegu vrednosti (između 10^{-1} i 10^{-2}). Za odnos signal-šum 3 dB, javljaju se brže promene i u većem opsegu vrednosti, od 10^{-1} do skoro 10^{-5} . Pri tom kriva ima konstantan pad do 20 procesora, nakon čega se može uočiti blago zaravnanje i sporija promena vrednosti verovatnoće greške. Kada je vrednost odnosa signal-šum 5 dB, dekodera najbrže konvergira. Kriva je naj strmija u opsegu od 1 do 10 procesora, kada vrednost verovatnoće greške po bitu pada sa 10^{-2} za 1 procesor na nešto više od 10^{-6} za 10 procesora. Drugi deo krive koji odgovara opsegu od 11 do 23 procesora uzima vrednosti oko 10^{-6} . Dakle, uticaj povećanja broja procesora je izraženiji pri većim odnosima signal-šum i tu dekodovanje brže konvergira.

Na sl. 4 data je zavisnost verovatnoće greške po bitu od memorije kontrolne matrice kodova dobijenih JFZ metodom, čiji je kodni količnik $R = 1/2$. Dužina sekvence u svakom trenutku vremena je 2 bita, jedan informacioni i jedan kontrolni bit. Memorije kontrolnih matrica kodova sa slike imaju vrednosti 9, 19 i 29. Može se zaključiti da promena memorije u ovom slučaju nije imala značajan uticaj na performanse koda. Broj procesora u dekodera u sva tri slučaja je 5.

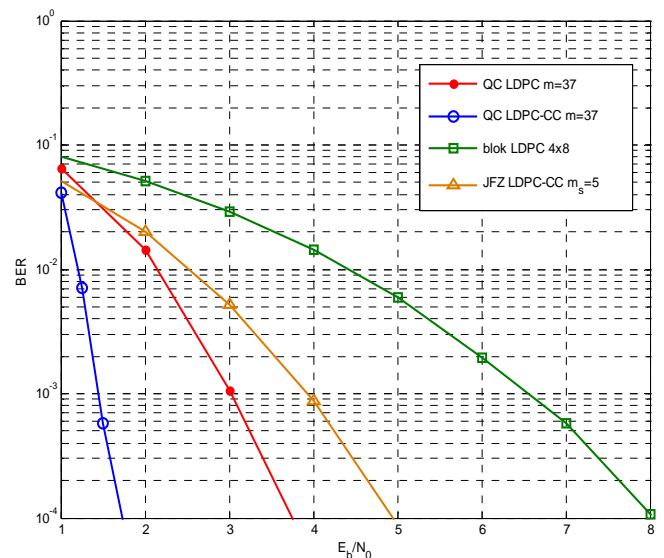


Slika 3. Zavisnost BER od broja procesora za fiksirane odnose signal-šum



Slika 4. Zavisnost BER od memorije kontrolne matrice

Na sl. 5 upoređene su performanse konvolucionih LDPC i njima odgovarajućih blok kodova. Posmatrani su kvazi-ciklični blok LDPC kod čija cirkularna matrica ima dimenzije 37×37 , 6 jedinica u svakoj vrsti i 3 jedinice u svakoj koloni. Dekodovanje je izvršeno u 20 iteracija. Odgovarajući konvolucionni kod ima dužinu sekvence 74 bita, kodni količnik $R = 1/2$ i memoriju kontrolne matrice $m_s = 2$. Broj procesora u dekodera je 20. Za verovatnoću greške 10^{-4} konvolucionni LDPC kod ima kodni dobitak za 2 dB veći od odgovarajućeg blok koda. Drugi par čine veoma kratak blok LDPC kod čija kontrolna matrica ima dimenzije 4×8 i od njega dobijen konvolucionni kod, konstruisan JFZ metodom, sa kodnim količnikom $R = 1/2$ i memorijom $m_s = 5$. Za gore pomenutu vrednost verovatnoće greške po bitu, konvolucionni kod ima kodni dobitak za 3 dB veći od blok koda.



Slika 5. Poređenje blok i konvolucionih LDPC kodova

IV. ZAKLJUČAK

U ovom radu opisani su konvolucionni LDPC kodovi, način njihove konstrukcije i dekodovanja. Ispitane su performanse u kanalu sa aditivnim belim Gausovim šumom, te izvršeno njihovo poređenje sa blok LDPC kodovima. Pokazano je da je ova klasa kodova konkurentna blok kodovima od kojih su nastali, kako po pitanju performansi, tako i po pitanju kompleksnosti dekodera.

Posebno je uočeno da manja promena broja procesora u dekoderu za veće vrednosti odnosa signal-šum izaziva veće promene u vrednosti verovatnoće greške nego značajno povećanje broja procesora za male odnose signal-šum. Utvrđeno je da se od kratkih blok LDPC kodova, koji imaju slabe performanse i samo teorijski značaj, mogu dobiti konvolucionni LDPC kodovi koji daju znatno bolje rezultate.

ZAHVALNICA

Ovaj rad je delimično podržan od strane Ministarstva prosvete i nauke Republike Srbije i predstavlja rezultat projekta TR32028 - „Napredne tehnike za efikasno korišćenje spektra u bežičnim sistemima”.

LITERATURA

- [1] R. G. Gallager, “Low-density parity-check codes,” *IRE Trans. Inf. Theory*, vol. 8, no. 1, pp. 21–28, Jan. 1962.
- [2] J. Felstrom and K. S. Zigangirov, “Time-varying periodic convolutional codes with low-density parity-check matrix,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 45, no.6. pp. 2181-2191, Sept.1999.
- [3] K. Engdahl and K. Sh. Zigangirov, “On the Theory of Low-Density Convolutional Codes I,” *Problems of Information Transmission (Problemy Peredachi Informatsii)*, vol. 35, pp. 295–310, Oct.-Dec. 1999.
- [4] R. M. Tanner, D. Sridhara, A. Sridharan, T. E. Fuja and D. J. Costello, Jr, “LDPC Block and Convolutional Codes Based on Circulant Matrices,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 12, pp. 2966-2985, December 2004

- [5] A. E. Pusane, R. Smarandache, P. O. Vontobel, and D. J. Costello, Jr., “Deriving Goog LDPC Convolutional Codes from LDPC Block Codes,” *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 5, no. 2, pp. 835-857, Feb. 2011.
- [6] A. Sridharan, *Design and Analysis of LDPC Convolutional Codes*, PhD dissertation, University of Notre Dame, 2005.
- [7] A. E. Pusane, A. J. Felstrom, A. Sridharan, M. Lentmaier, K. Sh. Zigangirov and D. J. Costello, Jr. “Implementation Aspects of LDPC Convolutional Codes,” *IEEE Trans. On Communications*, vol. 56, no. 7, pp. 1060-1069, 2008.
- [8] S. Bates, L. Gunthorpe, A. E. Pusane, Z. Chen, K. Zigangirov and D. J. Costello Jr. , “Decoders for Low-Density Parity-Check Convolutional Codes with Large Memory,” *12th NASA Symposium on VLSI Design*, Coeur d’Alene, Idaho, USA, Oct. 4-5, 2005.
- [9] D. J. Costello, Jr, A. E. Pusane, S. Bates and K. Sh. Zigangirov, “A Comparison Between LDPC Block and Convolutional Codes,” in *Proc. Information Theory and Applications Workshop*, San Diego, CA, USA, Feb. 6–10, 2006., available online at ita.ucsd.edu/workshop/06/papers/253.pdf
- [10] X. S. Zhou, B. F. Cockburn, S. Bates, “Improved Iterative Bit Flipping Decoding Algorithms for LDPC Convolutional Codes,” in *Proc. of IEEE Pacific Rim Conference on Communications, Computers and Signal Processing*, pp. 541-544, Aug. 2007.

ABSTRACT

In this paper, convolutional LDPC codes are analysed and their main characteristics have been shown. Constructing methods have been described, as well as decoding algorithm. Also, performance of convolutional and block LDPC codes in additive white Gaussian noise channel are presented and comparison is made.

CONVOLUTIONAL LDPC CODES CONSTRUCTION METHODS’ ANALYSIS

Dajana Lazarevic, Nebojša Maletic, Predrag Ivanis