

Analiza performansi i hardverske kompleksnosti algoritama za dekodovanje 5G NR LDPC kodova

Živana Garašević
Univerzitet u Beogradu
Elektrotehnički fakultet
Beograd, Srbija
zivana@etf.bg.ac.rs

Vladimir L. Petrović
Univerzitet u Beogradu
Elektrotehnički fakultet
Beograd, Srbija
petrovicv@etf.bg.ac.rs

Apstrakt—Cilj ovog rada je da se kroz analizu performansi kontrole grešaka najčešće korišćenih algoritama dekodovanja 5G NR LDPC (kodovi sa proverama parnosti male gustine (engl. *low-density parity-check*)) kodova i njihove hardverske kompleksnosti preporučuje optimalni algoritam i bitske širine koje daju najbolji odnos performansi kontrole grešaka i upotrebljenih hardverskih resursa. Analiza je pokazala da OMS (engl. *offset min-sum*) algoritam ima bolje performanse kontrole grešaka od NMS (engl. *normalized min-sum*) algoritma, stabilniji izbor optimalnog parametra u odnosu na promenu kodnog količnika i bolju toleranciju na izračunavanja sa podacima malih bitskih širina.

Ključne reči—5G NR, LDPC, min-sum, slojevito dekodovanje, složenost hardvera

I. UVOD

Kodovi sa proverama parnosti male gustine (engl. *low-density parity-check*, LDPC) su vrsta linearnih blok kodova koju je uveo Galager 1963. godine [1]. Uvedeni su sa idejom da se smanji kompleksnost dekodovanja tako što će se pronaći dobri linearni blok kodovi kod kojih je kontrolna matrica retka i time dekodovanje jednostavnije. Njihova primena je bila previše računski zahtevna za tadašnje uslove da bi bila praktična, tako su ovi kodovi gotovo zaboravljeni do njihove repopularizacije sredinom 90-tih godina prošlog veka. Činjenica da se mogu približiti Šenonovom kapacitetu kanala [2] kao i potencijalne velike brzine prenosa podataka bili su faktori koji su LDPC kodove preporučili za upotrebu u modernim standardima kao što su WiFi, WiMax, DVB-S2X, 5G NR i drugi [3]. Gotovo svi pomenuti moderni standardi koji koriste LDPC kodove koriste njihovu strukturiranu formu a najčešće se koriste kvazi ciklični LDPC kodovi [4], [5].

Ovaj rad se bavi analizom najčešće korišćenih algoritama za dekodovanje 5G NR LDPC kodova kroz njihovu hardversku kompleksnost i performanse kontrole grešaka. Cilj je preporuka algoritma dekodovanja i optimalnih bitskih širina koji daju najbolji odnos dobijenih performansi kontrole grešaka i potrebnih hardverskih resursa. Kao reprezentativni primeri tokom analize korišćeni su jedan kod sa niskim kodnim količnikom i jedan sa

Ovaj rad je finansijski podržan od strane Ministarstva nauke, tehnološkog razvoja i inovacija Republike Srbije kroz ugovor broj: 451-03-66/2024-03/200103 kao i od strane Evropske unije kroz Fond za inovacionu delatnost Republike Srbije pod grantom ID 50427, naslova "Accelerate 5G: Hardware accelerator IP cores for 5G infrastructure". Sadržaj ovog dokumenta je isključivo odgovornost autora i ni pod kojim uslovima se ne može odnositi na poziciju Evropske unije.

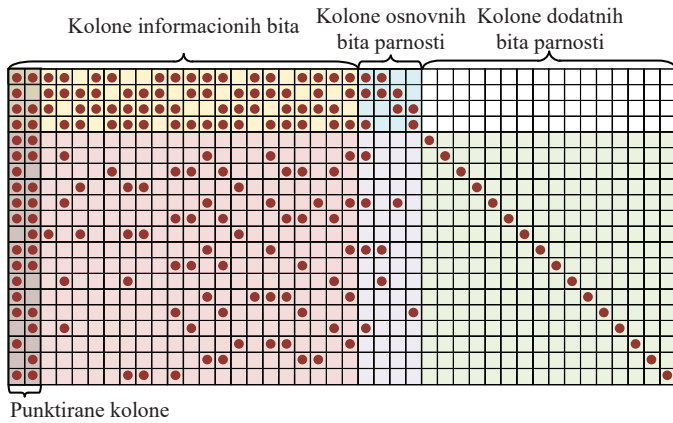
visokim kodnim količnikom. Većina rezultata ovog istraživanja je objavljena i u sklopu master rada autorke [6].

II. LDPC KODOVI U 5G NR STANDARDU

LDPC kodovi definisani 5G NR standardom su neregularni, sistematski, kvaziciklični LDPC kodovi izvedeni iz dva standardom definisana bazna grafa (koji se navode kao BG1 i BG2). Za linearni blok kod kaže se da je kvazicikličan kada je kontrolna matrica (H) sastavljena od više ciklično pomerenih jediničnih matrica i nula matrica koje se nazivaju cirkulanti što ovakav kod čini strukturiranim [7]. Kontrolna matrica definiše skup jednačina provera parnosti. Vrste predstavljaju jednačine provera parnosti, a jedinica u koloni označava učešće odgovarajućeg bita u toj proveru parnosti. Osim matrične predstave za linearne blok kodove postoji i predstava u vidu bipartitnog grafa koja se naziva Tanerov graf [8]. Tanerov graf se sastoji od kontrolnih i varijabilnih čvorova. Kontrolni čvorovi predstavljaju jednačine provera parnosti tj. vrste kontrolne matrice (H), a varijabilni čvorovi predstavljaju bite primljene kodne reči tj. kolone kontrolne matrice. Kontrolni čvor c i varijabilni čvor v u Tanerovom grafu su povezani samo ako se na mestu preseka c -te vrste i v -te kolone nalazi '1' u kontrolnoj matrici ($H[c][v] = 1$).

Kvaziciklični kodovi se projektuju na osnovu baznog grafa (u oznaci BG) sa n_b varijabilnih i m_b kontrolnih čvorova koji se može predstaviti i baznom matricom. Bazni graf ili bazna matrica definišu težine vrsta (stepen kontrolnog čvora), težine kolona (stepen varijabilnog čvora), kodni količnik i dužinu kodne reči. Tannerov graf punog koda se od baznog dobija povezivanjem Z (predstavlja veličinu cirkulanta) kopija baznog grafa tako da su povezivanjem isključivo ciklično prevezani odgovarajući parovi kontrolnih i varijabilnih čvorova što formira matricu permutacija P [5].

Kodni količnik (R) koda je količnik broja prenetih informacionih bita i ukupnog broja prenetih bita. Za pune kontrolne matrice 5G NR kodova kodni količnik je 22/68 (za matricu izvedenu iz BG1 prikazanu na Sl. 1) i 10/52 (za matricu izvedenu iz BG2). Ostali standardom dozvoljeni kodni količnici dobijaju se skraćivanjem kontrolne matrice za jednak broj vrsta i kolona počev od donjeg desnog ugla. Standardom su dozvoljene samo određene veličine cirkulanata koje moraju



Sl. 1 Struktura pune kontrolne matrice 5G NR LDPC koda izvedenog iz baznog grafa 1 [9]

imati oblik $Z = a \cdot 2^j$ gde je $a \in \{2, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15\}$, a $j \in \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}$.

U cilju povećanja efektivnog kodnog količnika 5G NR standardom je definisano da se prvih $2Z$ bita punktira, tj. ne prenosi se kroz kanal već se na ta mesta pri dekodovanju stavljaju nule.

III. DEKODOVANJE LDPC KODOVA IZ 5G NR STANDARDARDA

Prve algoritme dekodovanja uveo je Galager zajedno sa kodovima u [10] kada je definisao dekodovanje kao iterativnu razmenu poruka kontrolnih i varijabilnih čvorova (engl. *message passing*) povezanih na Tannerovom grafu. Galager je tada dao algoritme koji se zasnivaju na razmeni tvrdih poruka i algoritam koji se zasnivao na razmeni mekih poruka koji je kasnijom razradom [11] prerastao u dekodovanje propagacijom verodostojnosti (engl. *Belief propagation*) u literaturi takođe poznat i kao SPA (engl. *sum-product algorithm*). U bežičnim telekomunikacijama najčešće se koriste algoritmi dekodovanja sa mekim odlukama kod kojih su poruke rezultati funkcija kontrolnih i varijabilnih čvorova. Ulaz u dekodovani su LLR (engl. *Logarithm Likelihood Ratio*) vrednosti iz kanala koje predstavljaju logaritam odnosa uslovnih verovatnoća da je primljena '0' i da je primljena '1':

$$LLR \triangleq \log \left(\frac{P(X = 0|Y = y)}{P(X = 1|Y = y)} \right) \quad (1)$$

Algoritam dekodovanja putem razmene mekih poruka počinje tako što varijabilni čvorovi inicijalizovani na primljene LLR vrednosti šalju poruke sa svojom vrednošću svim kontrolnim čvorovima na koje su povezani, potom kontrolni čvorovi šalju svoje poruke svim varijabilnim čvorovima na koje su povezani. Ovaj ciklus se dalje nastavlja tako što varijabilni čvorovi ažuriraju svoje vrednosti na osnovu primljenih poruka i računaju svoje nove poruke koje šalju kontrolnim čvorovima. Poruke kontrolnih čvorova varijabilnim ($M_{c \rightarrow v}$) i poruke varijabilnih čvorova kontrolnim ($M_{v \rightarrow c}$) računaju se na osnovu funkcije varijabilnog čvora i funkcije kontrolnog čvora. Obe funkcije pri računanju poruke ka čvoru drugog tipa kao parametre uzimaju sve poruke čvorova drugog tipa koje je čvor primio osim one

poruke koju mu je poslao čvor drugog tipa kome je poruka koja se računa namenjena.

Kod SPA algoritma dekodovanja poruke kontrolnih čvorova računaju se na osnovu jednačine (2) [7]

$$M_{c \rightarrow v} = \left(\prod_{v' \in V_c \setminus v} \text{sgn}(M_{v' \rightarrow c}) \right) \cdot \Phi^{-1} \left(\sum_{v' \in V_c \setminus v} \Phi(|M_{v' \rightarrow c}|) \right) \quad (2)$$

gde je V_c skup varijabilnih čvorova povezanih na kontrolni čvor c koji šalje poruku varijabilnom čvoru v , a funkcija $\Phi(x)$ data je kao [7]

$$\Phi(x) = \Phi^{-1}(x) = -\ln \left(\tanh \left(\frac{x}{2} \right) \right) \quad (3)$$

Varijabilni čvorovi ažuriraju svoja stanja kao [7]:

$$LLR_v^{(it)} = LLR_v^{(it-1)} + \sum_{c' \in C_v} M_{c' \rightarrow v}^{(it)}, \quad (4)$$

gde je C_v skup kontrolnih čvorova povezanih na varijabilni čvor v , a poruke koje šalju računaju se kao

$$M_{v \rightarrow c} = LLR_v^{(it-1)} + \sum_{c' \in C_v \setminus c} M_{c' \rightarrow v}^{(it)}, \quad (5)$$

Kako je način računanja poruka kontrolnog čvora u ovom algoritmu veoma kompleksan za hardversku realizaciju zbog izrazite nelinearnosti funkcije Φ ovaj algoritam se i pored svojih sjajnih performansi gotovo nikad ne koristi u praktičnoj primeni.

Pojednostavljenjem funkcije kontrolnog čvora za hardversku realizaciju nastao je *min-sum* algoritam [12] čija je funkcija kontrolnog čvora definisana izrazom (6). Zbog jednostavnosti hardverske realizacije postao je veoma popularan, ali je imao dosta lošije performanse kontrole grešaka od SPA algoritma. Utvrđeno je da gubitak performansi *min-sum* algoritma u odnosu na SPA nastaje zbog precenjenosti poruka. Zbog čega su kao unapređenja *min-sum* algoritma nastali NMS (engl. *normalized min-sum*) [13] i OMS (engl. *offset min-sum*) [14] algoritmi.

$$M_{c \rightarrow v} = \left(\prod_{v' \in V_c \setminus v} \text{sgn}(M_{v' \rightarrow c}) \right) \cdot \min_{v' \in V_c \setminus v} (|M_{v' \rightarrow c}|) \quad (6)$$

NMS algoritam u (6) uvodi normalizacioni parametar α kojim množi poruke kao što je prikazano izrazom (7),

$$M_{c \rightarrow v} = \left(\prod_{v' \in V_c \setminus v} \text{sgn}(M_{v' \rightarrow c}) \right) \cdot \alpha \cdot \min_{v' \in V_c \setminus v} (|M_{v' \rightarrow c}|) \quad (7)$$

dok OMS algoritam (6) zamenjuje izrazom u kome se od apsolutnih vrednosti poruka oduzima vrednost ofseta β (koja je parametar algoritma) kao što je prikazano u (8) [14].

$$M_{c \rightarrow v} = \left(\prod_{v' \in V_c \setminus v} \text{sgn}(M_{v' \rightarrow c}) \right) \cdot \max \left(\min_{v' \in V_c \setminus v} (|M_{v' \rightarrow c}|) - \beta, 0 \right) \quad (8)$$

Prethodno opisan algoritam dekodovanja i odgovarajuće jednačine date su za slučaj kada se sve poruke čvorova istog tipa

šalju istovremeno u jednoj iteraciji. Tako se u jednoj iteraciji cela kontrolna matrica procesira odjednom a LLR vrednosti ažuriraju samo jedanput po iteraciji. Ovakav način dekodovanja naziva se simultano dekodovanje (engl. *flooding schedule*) [15]. Ovakvo dekodovanje sporo konvergira ka ispravno dekodovanoj reči kroz iteracije, pa je kao unapređenje uvedeno slojevito dekodovanje (engl. *layered schedule*) [16]. Slojevito dekodovanje procesira kontrolnu matricu u delovima koji se nazivaju slojevi. Sloj se procesira tako što samo jedan deo čvorova (koji pripadaju sloju) razmeni svoje poruke sa čvorovima drugog tipa (koji takođe pripadaju sloju) posle čega se ažuriraju LLR vrednosti. Poruke varijabilnih čvorova se računaju kao u (9), dok se LLR vrednosti ažuriraju kao u (10). Izračunavanje poruka kontrolnih čvorova se ne menja i i dalje zavisi samo od algoritma dekodovanja. U (9) i (10) it predstavlja broj iteracije a l trenutno obrađivani sloj. Obrada jednog sloja kontrolne matrice naziva se još i poditeracija.

$$M_{v \rightarrow c}^{(it)} = LLR_v^{(it-1,l)} - M_{c \rightarrow v}^{(it)} \quad (9)$$

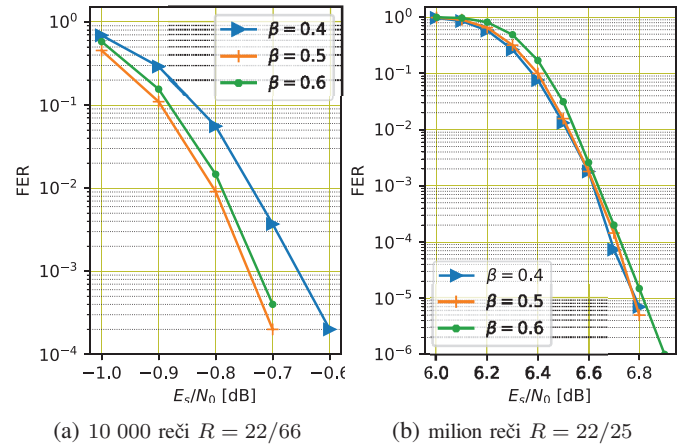
$$LLR_v^{(it-1,l+1)} = M_{v \rightarrow c}^{(it)} - M_{c \rightarrow v}^{(it+1)} \quad (10)$$

Deljenje kontrolne matrice na slojeve može se uraditi horizontalno, kada svakom sloju pripada samo deo kontrolnih čvorova i svi varijabilni čvorovi koji su povezani sa tim kontrolnim čvorovima, ili vertikalno gde važi obratno. Kod kvazicikličnih kodova kao što su kodovi iz 5G NR standarda podela na slojeve se najčešće vrši horizontalno na slojeve širine Z (veličina cirkulanta).

IV. ODREĐIVANJE OPTIMALNIH PARAMETARA ALGORITMA DEKODOVANJA

Kao reprezentativni primeri, analizirani su LDPC kodovi izvedeni iz baznog grafa 1 (BG1) sa veličinom cirkulanta $Z = 384$ i kodnim količnicima $R = 22/66 \approx 0,33$ i $R = 22/25 = 0,88$. Performanse dekodovanja su dobijene Monte Karlo simulacijama slojevitog dekodovanja QPSK moduliranih reči prenetih kroz AWGN kanal.

Analizirani algoritmi dekodovanja su parametrizovani: kod min-sum algoritma sa ofsetom parametar je ofset β , dok je kod normalizovanog min-sum algoritma parametar normalizaciona konstanta α . Za oba algoritma, neophodno je odrediti optimalne parametre koji će dati najbolje performanse kontrole grešaka. Najpre je ova analiza rađena za dekodir kod koga su sve vrednosti predstavljene u formatu sa pokretnim decimalnim zarezom (engl. *floating point*), kako bi se razdvojio uticaj parametara od uticaja konačne tačnosti kada su vrednosti predstavljene u formatu sa fiksnim zarezom (engl. *fixed point*). Optimalni parametri su određeni sistematskom pretragom na osnovu rezultata simulacija dekodovanja za minimalno 1000 prenetih kodnih reči. Za svaki optimalno određeni parametar, simulacije su ponovljene za milion prenetih kodnih reči kako bi se potvrdilo da odabrani parametar ne unosi zaravnjenje krive (engl. *error floor*) na nižim verovatnoćama greške.



Sl. 2 Određivanje parametra β simulacijom dekodovanja za OMS algoritam

A. Određivanje parametara za OMS

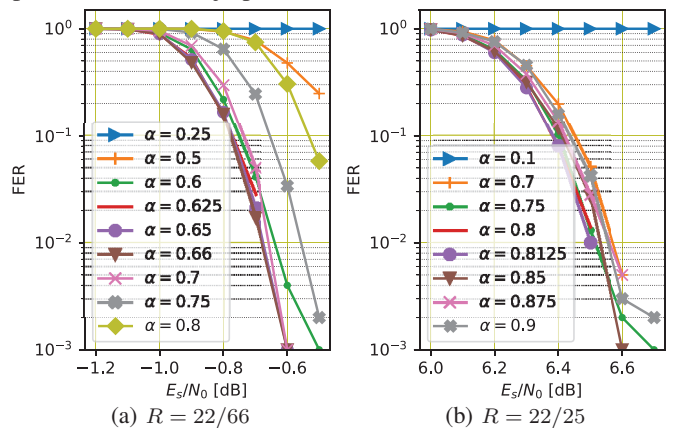
Sl. 2 prikazuje rezultate simulacija za algoritam min-sum sa ofsetom, i na osnovu njih se može zaključiti da je za oba prikazana koda optimalan ofset $\beta = 0,5$.

B. Određivanje parametara za NMS

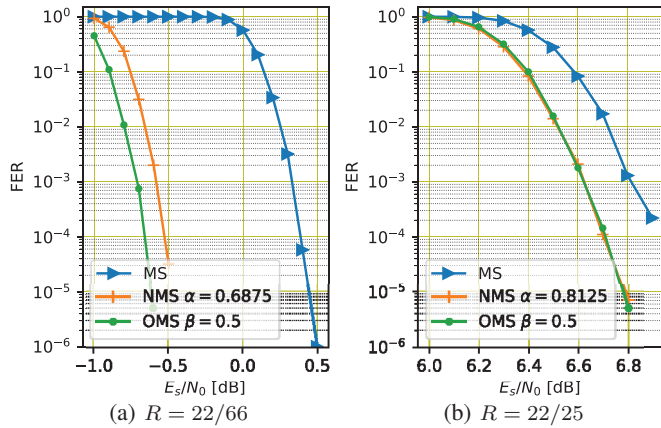
Optimalan parametar NMS algoritma zavisi od kodnog količnika koda za koji je tražen i tako za kod sa kodnim količnikom $22/66$ iznosi $\alpha = 0,6875$, a za kod sa kodnim količnikom $22/25$ iznosi $\alpha = 0,8125$. Pretraga parametra za oba koda prikazana je na Sl. 3. U slučaju kada je za dekodovanje kodova izvedenih iz baznog grafa 1 različitih kodnih količnika neophodno izabrati jedinstven parametar na osnovu ova dva ekstremna primera predlaže se da vrednost parametra bude $\alpha = 0,75$.

Na osnovu referentnih krivih prikazanih na Sl. 4, OMS algoritam postiže bolje performanse od NMS algoritma sa svojim optimalnim parametrom.

Format podatka u predstavi sa fiksnim zarezom biće u nastavku rada predstavljen kao A_pB gde je A broj bita na koliko je predstavljen ceo deo broja, B broj bita na koliko je predstavljen razlomljeni deo broja (primer: $12p4$). Kako format $12p4$ obuhvata sve prethodno pomenute referentne vrednosti parametara u nastavku rada će se koristiti kao polazna tačka prilikom određivanja potrebnih bitskih širina.



Sl. 3 Određivanje parametra α dekodovanjem 1000 reči za NMS algoritam



Sl. 4 Referentne krive za MS, OMS i NMS algoritam

V. ODREĐIVANJE BITSKIH ŠIRINA

U cilju postizanja maksimalnog odnosa performansi kontrole grešaka i hardverske kompleksnosti (koja će biti razmatrana u VI) potrebno je odrediti optimalne bitske širine. Prvo će u V-A biti prikazan uticaj bitske širine celog dela LLR vrednosti i poruka i njihovog odnosa pri čemu će bitska širina razlomljenog dela biti držana na maksimalnih četiri bita. Zatim će se u V-B za tako određene optimalne bitske širine prikazati uticaj smanjivanja broja bita za predstavu razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka. Dok će u V-C biti prikazan uticaj bitske širine razlomljenog dela parametra α u NMS algoritmu.

A. Određivanje bitskih širina celog dela LLR vrednosti i poruka

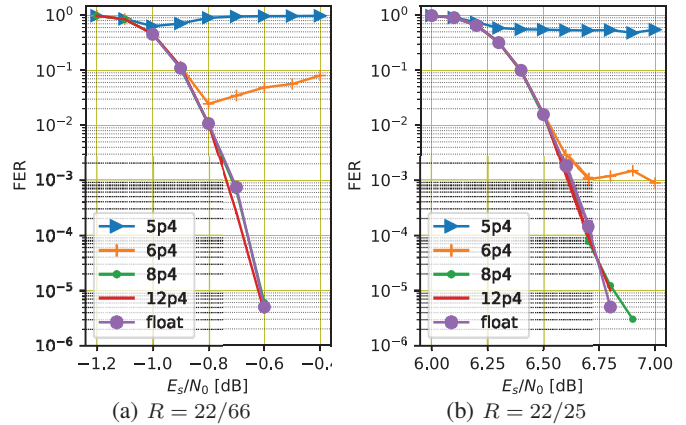
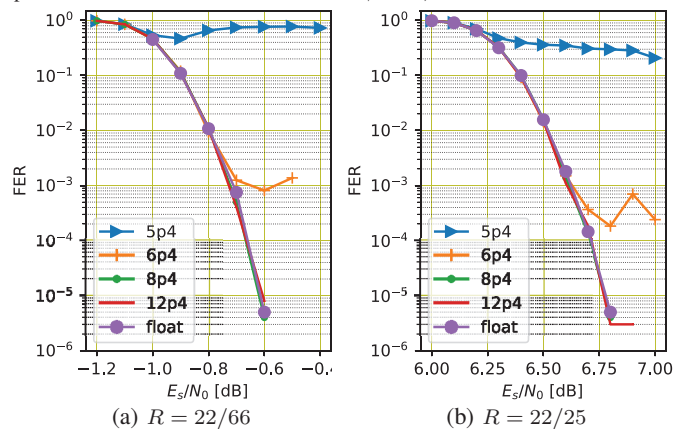
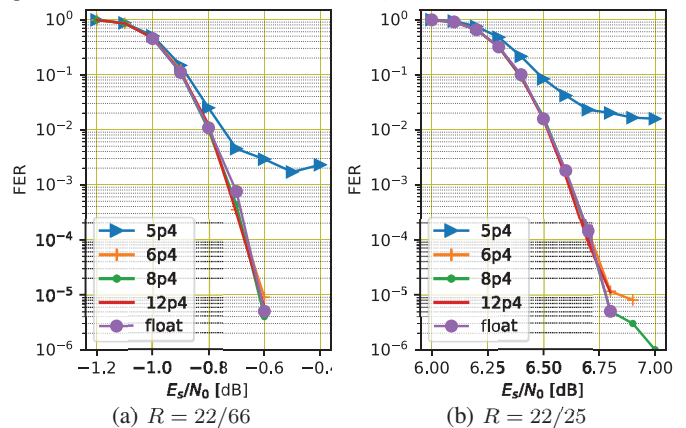
Da bi performanse kontrole grešaka bile slične referentnim performansama dobijenim pomoću izračunavanja u predstavi sa pokretnim zarezom potrebno je da opseg vrednosti koje LLR vrednosti i poruka mogu uzeti bude dovoljno veliki što direktno zavisi od broja bita za predstavu celog dela LLR vrednosti i poruka. Performanse opadaju sa smanjenjem broja bita za predstavu celog dela, ali takođe opadaju i ukoliko prečesto dolazi do prekoračenja ili zasićenja prilikom izračunavanja zbog čega će biti prikazane tri grupe rezultata koje se razlikuju po tome koji je odnos širine celog dela LLR vrednosti i širine celog dela poruka.

1) *Prva grupa - bitske širine celih delova LLR vrednosti i poruka su jednake:* Iz rezultata prikazanih na Sl. 5 potrebno je barem osam bita za predstavu celog dela LLR vrednosti i poruka,

2) *Druga grupa - bitska širina celog dela LLR vrednosti je bit šira od bitske širine celog dela poruka:* Iz rezultata prikazanih na Sl. 6 vidi se da je manje prekoračenja nego u prvoj grupi ali je ipak potrebno barem osam bita za predstavu celog dela LLR vrednosti,

3) *Treća grupa - bitska širina celog dela LLR vrednosti je dva bita šira od bitske širine celog dela poruka:* Iz rezultata prikazanih na Sl. 7 pokazuje se da je potrebno šest bita za predstavu celog dela LLR vrednosti zato što je uticaj poruka ograničen na četvrtinu opsega pa su prekoračenja prilikom izračunavanja značajno reda. U ovom slučaju najređe se dešavaju poremećaji

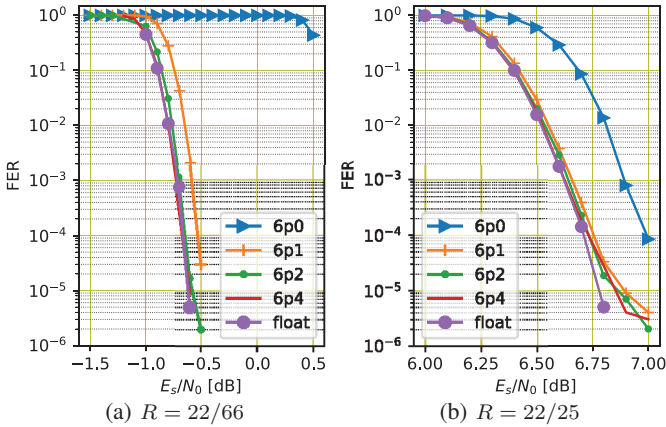
LLR vrednosti koji bi izazvali da već veoma verovatna "1" zbog prekoračenja postane "0". Optimalne širine iz treće grupe će biti korišćene u nastavku rada zbog dobrih performansi i najmanjih zahteva za hardverskim resursima.

Sl. 5 Određivanje bitskih širina celog dela LLR vrednosti i poruka kada su poruke i LLR vrednosti iste širine OMS $\beta = 0,5$ Sl. 6 Određivanje bitskih širina celog dela LLR vrednosti i poruka kada su poruke bit uže od LLR vrednosti za OMS $\beta = 0,5$ Sl. 7 Određivanje bitskih širina celog dela LLR vrednosti i poruka kada su poruke dva bita uže od LLR vrednosti za OMS $\beta = 0,5$

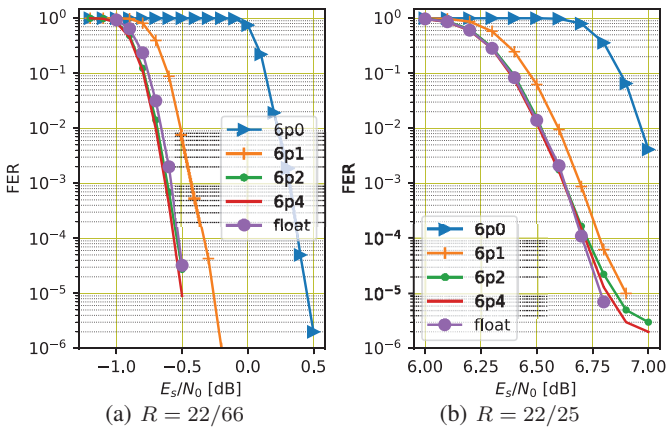
B. Određivanje bitskih širina razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka

Osetljivost na smanjenje broja bita predstave razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka razlikuje se u zavisnosti od algoritma

dekodovanja i kodnog količnika. Po pravilu se pokazuje da niži kodni količnik ima veći gubitak u performansama (osetljiviji je) nezavisno od algoritma dekodovanja pri čemu će ova osobina biti izraženija kod NMS algoritma nego kod OMS algoritma. Sa rezultata na Sl. 8 zaključuje se da je uz dozvoljavanje gubitka do 0,1 dB (u odnosu na *float*) kod OMS algoritma dovoljno koristiti jedan bit za predstavu razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka. Dok je na osnovu Sl. 9 za NMS algoritam uz dozvoljen gubitak do 0,1 dB neophodno koristiti minimum dva bita za predstavu razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka uz zadržavanje pune preciznosti parametra.



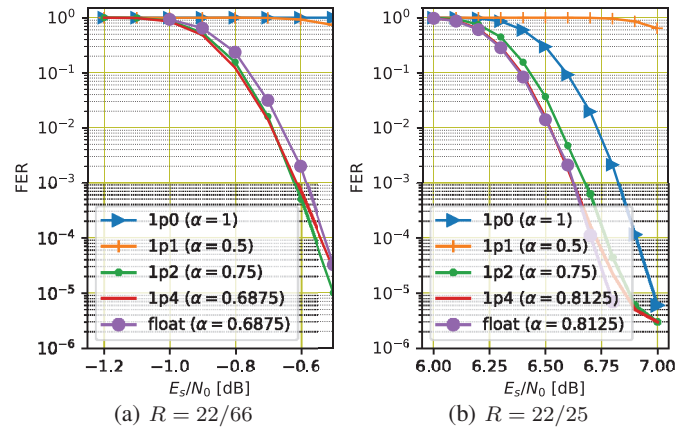
Sl. 8 Određivanje bitskih širina razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka za OMS



Sl. 9 Određivanje bitskih širina razlomljenog dela LLR vrednosti i poruka za NMS

C. Određivanje bitske širine razlomljenog dela parametra α za NMS

Parametar NMS algoritma α može se predstaviti samo bitima razlomljenog dela zato što je to po definiciji pozitivan broj manji od jedan. U slučaju optimalnih vrednosti određenih u IV-B smanjenjem broja bita za predstavu razlomljenog dela menja se i vrednost korišćenog parametra zato što optimalnu vrednost više nije moguće predstaviti na zahtevanom broju bita. Rezultati su dobijeni tako što su zadržane prethodno određene optimalne bitske širine prilikom korišćenja NMS algoritma za LLR vrednosti (format 6p2 za LLR i 4p2 za poruke). U analizi je uzeto da bitska širina razlomljenog dela parametra

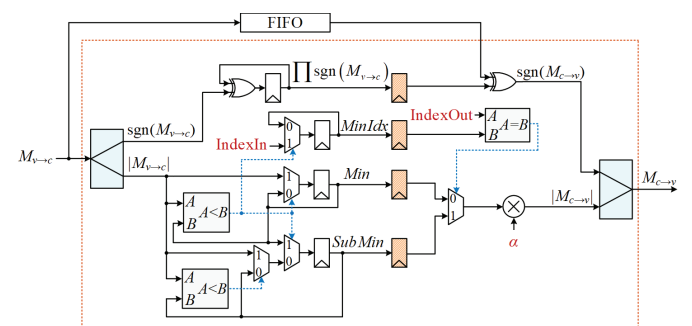


Sl. 10 Određivanje bitske širine razlomljenog dela parametra α za NMS LLR 6p2 poruke 4p2

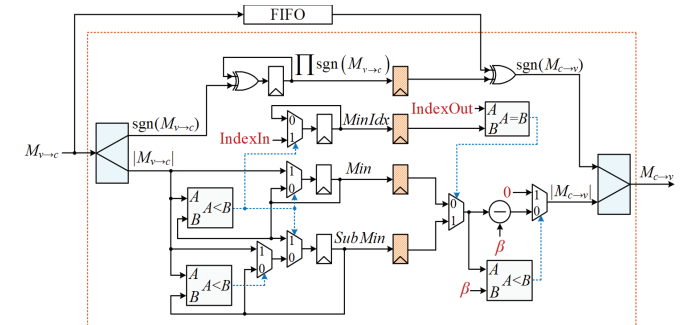
počinje sa četiri bita gde parametri imaju svoje optimalne vrednosti $\alpha = 0,6875 = 11/16$ za kodni količnik 22/66 i $\alpha = 0,8125 = 13/16$ za kodni količnik 22/25, i smanjuje se. Sa Sl. 10 jasno se uočava da se mogu uzeti dva bita za razlomljeni deo parametra pri čemu su gubici u odnosu na optimalne ispod 0,1 dB.

VI. ANALIZA HARDVERSKE KOMPLEKSNOŠTI

Blok šeme kontrolnih čvorova za OMS i NMS algoritme dekodovanja prikazane su na Sl. 11 i Sl. 12.



Sl. 11 Šema kontrolnog čvora za NMS algoritam [3]



Sl. 12 Šema kontrolnog čvora za OMS algoritam [3]

Kompleksnost kontrolnih čvorova analizirana je raščlanjavanjem kompleksnijih logičkih struktura (mupleksera, komparatora, sabirača i sl.) na dvoulazna „NI” logička kola i procenom potrebnog broja flip-flova [6]. Pregled kompleksnosti kontrolnog čvora izražene u broju bita: širine poruka (N_m), širine

parametra α (N_α) i širine parametra β (N_β) u zavisnosti od algoritma dekodovanja dat je u tabeli I. Cilj je dobiti najjednostavniji mogući dekoder koji postiže pristojne performanse kontrole grešaka tj. postići najbolji odnos performansi kontrole grešaka i potrebnih hardverskih resursa.

TABELA I. KOMPLEKSNOŠT ALGORITAMA IZRAŽENA U BROJU POTREBNIH DVOULAZNIH „NI” LOGIČKIH KOLA I FLIP-FLOPOVA [6]

Algoritam	Broj „NI” kola	Broj flip-floпова
MS	$60N_m + 63$	$4N_m + 12$
NMS	$18N_\alpha N_m + 44N_m + 63$	$4N_m + 12$
OMS	$78N_m + 63$	$4N_m + 12$

Tabelom II dati su potrebni resursi za realizaciju jednog kontrolnog čvora sa optimalnim bitskim širinama određenim u sekciji V. Iz tabele se može zaključiti da je za realizaciju jednog kontrolnog čvora OMS algoritma potrebno 16,57% manje dvoulaznih „NI” logičkih kola i 11,11% manje flip-floпова.

TABELA II. OPTIMALNE BITSKE ŠIRINE I POTREBNI HARDVERSKI RESURSI PO KONTROLNOM ČVORU U DVOULAZNIM „NI” LOGIČKIM KOLIMA I FLIP-FLOPOVIMA

Algoritam	N_{LLR}	N_m	N_α ili N_β	Broj „NI” kola + broj flip-floпова
NMS	$6p2 = 8$	$4p2 = 6$	$0p2 = 2$	$543 + 36$
OMS	$6p1 = 7$	$4p1 = 5$	$0p1 = 1$	$453 + 32$

VII. ZAKLJUČAK

U ovom radu su na dva reprezentativna koda iz 5G NR standarda u cilju postizanja najboljeg odnosa performansi kontrole grešaka i potrebnih hardverskih resursa preporučeni optimalni parametri i bitske širine za najčešće korišćene algoritme dekodovanja LDPC kodova. Iz prikazanih rezultata zaključuje se da OMS algoritam sa parametrom $\beta = 0,5$ ima najbolje performanse kontrole grešaka za analizirane slučajeve.

Takođe je primećeno da se ograničenjem uticaja poruka na četvrtinu opsega LLR vrednosti mogu postići pristojne performanse dekodovanja na manjim bitskim širinama nego bez ovakvog ograničenja. Tako je zaključeno da je dovoljno koristiti šest bita za predstavu celog dela LLR vrednosti i četiri bita za predstavu celog dela poruka nezavisno od kodnog količnika.

Izbor broja bita za predstavu razlomljenog dela zavisi od algoritma dekodovanja, kodnog količnika i parametra algoritma dekodovanja. Pokazalo se da je pri korišćenju OMS algoritma sa parametrom $\beta = 0,5$ dovoljno uzeti jedan bit za predstavu razlomljenog dela, a da pri tom gubici u performansama, iako rastu sa smanjenjem kodnog količnika, budu ispod ili u okolini 0,1 dB. Izborom jednog bita za razlomljeni deo kod NMS algoritma sa zadržanom punom preciznošću parametra α prouzrokuje gubitke od minimalno 0,1 dB za kodni količnik 22/25 do oko 0,2 dB na kodnom količniku 22/66. Stoga je za NMS preporučeno korišćenje 2 bita za razlomljeni deo. Dakle, NMS algoritam se kroz ovu analizu pokazao kao zahtevniji po pitanju količine potrebnih hardverskih resursa i osetljiviji na izbor parametra i smanjenje bitskih širina LLR vrednosti i

poruka. Takođe ovom algoritmu varira optimalni parametar u zavisnosti od kodnog količnika.

Na osnovu analize u ovom radu, za efikasnu hardversku realizaciju slojevitog dekodera 5G NR kodova, preporučuje se min-sum sa ofsetom.

LITERATURA

- [1] R. Gallager, “Low-density parity-check codes,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 8, no. 1, p. 21–28, Jan. 1962.
- [2] T. Richardson and R. Urbanke, “The capacity of low-density parity-check codes under message-passing decoding,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 47, no. 2, p. 599–618, 2001.
- [3] V. Petrović, *Fleksibilni koder i dekoder kodova sa proverama parnosti male gustine*. Univerzitet u Beogradu - Elektrotehnički fakultet, 2021.
- [4] M. Fossorier, “Quasi-cyclic low-density parity-check codes from circulant permutation matrices,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 8, p. 1788–1793, Aug. 2004.
- [5] R. Tanner, D. Sridhara, A. Sridharan, T. Fuja, and D. Costello, “Ldpc block and convolutional codes based on circulant matrices,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 12, p. 2966–2984, Dec. 2004.
- [6] Ž. Garašević, *Analiza performansi i hardverske kompleksnosti LDPC dekodera*. Univerzitet u Beogradu - Elektrotehnički fakultet, 2022.
- [7] D. Drajić i P. Ivaniš, *Uvod u teoriju informacija i kodovanje*.
- [8] R. Tanner, “A recursive approach to low complexity codes,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 27, no. 5, p. 533–547, Sep. 1981.
- [9] V. Petrović and D. El Mezeni, “Reduced-complexity offset min-sum based layered decoding for 5g ldpc codes,” in *2020 28th Telecommunications Forum (TELFOR)*. IEEE, Nov. 2020.
- [10] R. Gallager, *Low-Density Parity-Check Codes*. The MIT Press, 1963.
- [11] D. MacKay and R. Neal, “Near shannon limit performance of low density parity check codes,” *Electronics Letters*, vol. 32, no. 18, p. 1645, 1996.
- [12] M. Fossorier, M. Mihaljevic, and H. Imai, “Reduced complexity iterative decoding of low-density parity check codes based on belief propagation,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 47, no. 5, p. 673–680, May 1999.
- [13] J. Chen and M. Fossorier, “Near optimum universal belief propagation based decoding of low-density parity check codes,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 50, no. 3, p. 406–414, Mar. 2002.
- [14] J. Chen, A. Dholakia, E. Eleftheriou, M. Fossorier, and X. Hu, “Reduced-complexity decoding of ldpc codes,” *IEEE Transactions on Communications*, vol. 53, no. 8, p. 1288–1299, Aug. 2005.
- [15] F. Kschischang and B. Frey, “Iterative decoding of compound codes by probability propagation in graphical models,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 16, no. 2, p. 219–230, 1998.
- [16] D. Hocevar, “A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of ldpc codes,” in *IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004. SIPS 2004*. IEEE.

ABSTRACT

Through the analysis of error correcting performance of most commonly used decoding algorithms for 5G NR LDPC (*low-density parity-check*) codes and their hardware complexity this paper aims to recommend optimal decoding algorithm and bit-widths for best ratio of error correcting performance to hardware resources used. Analysis has shown that OMS (*offset min-sum*) algorithm has better error correcting performance than NMS (*normalized min-sum*) algorithm, its optimal parameter choice is more robust with code rate variation, and has higher tolerance for calculations using low bit-width data.

Performance and hardware complexity analysis of decoding algorithms for 5G NR LDPC codes

Živana Garašević
Vladimir L. Petrović