

DOI 10.31891/2307-5732-2020-287-4-174-183

УДК 621.317.73

Ю.М. БОЙКО, І.С. ПЯТИН, А.В. ЗАЄЦЬ

Хмельницький національний університет

МОДЕЛІ СИСТЕМ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ У ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ

В роботі представлено результати синтезу та аналізу можливого сценарію декодування кодів низької щільності перевірок на парність. Розглянуті принципи декодування кодів низької щільності перевірок на парність на основі турбо-підходу. Сформовано схему передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з використанням кодування з низькою щільністю перевірок на парність. Описано математичні моделі досліджуваної схеми декодування. Досліджено динаміку роботи декодера та визначено енергетичну ефективність декодування за різної кількості ітераційних циклів. Наведено результати моделювання телекомунікаційного каналу з кодами низької щільності перевірок на парність на основі алгоритму декодування «сума-добуток». Досліджена завадостійкість телекомунікаційного каналу з кодами низької щільності перевірок на парність при зміні кодової швидкості.

Ключові слова: коди LDPC, кодер, декодер, модулятор, завадостійке кодування.

J. BOIKO, I. PYATIN, A. ZAIETS

Khmelnytskyi National University

MODELS OF NOISELESS CODING SYSTEMS IN TELECOMMUNICATIONS

The paper presents the results of the synthesis and analysis of a possible scenario for decoding low-density parity-check codes. The principles of decoding low-density parity-check codes based on the turbo approach are considered. The modern communication theory is based on a scientific task, the essence of which is based on the synthesis of a model of information transfer from an information source to a receiver based on its spatial or temporal dislocation. We will design the decoder based on the "turbo" approach on the basis that the modulation and code will be processed in the receiving device separately. A diagram of the transmitting and receiving parts of the telecommunication channel is formed using coding with a low density of parity checks. The mathematical models of the investigated decoding scheme are described. The dynamics of the decoder's operation is investigated and the energy efficiency of decoding for a different number of iteration cycles is determined. The mathematical model of the proposed decoder scheme is presented on the basis of such a statistical parameter as the message distribution function (the average mutual information between the total number of transmitted bits of the codeword and the general message in the decoder, which refers to a specific bit). The modelling process is a fundamental and central step in the analysis and design of advanced communications systems. The decoding process of the decoder for low density parity codes was represented as an iterative exchange of message sets between the variable node detector and the check node detector. In particular, every time when the target task for the design of a telecommunication system is to obtain high system performance close to the theoretical (final) boundaries, the quality of the model has a direct impact on the final result. It is possible to quantify the result obtained using information-theoretical tools. The results of modelling a telecommunication channel with low-density parity-check codes based on the "Sum-Product" decoding algorithm are presented. The noise immunity of a telecommunication channel with codes of low density of parity checks when changing the code rate is investigated.

Keywords: LDPC codes, encoder, decoder, modulator, noiseless coding.

Вступ. Аналіз літературних джерел. Сучасна теорія зв'язку базується на науковому завданні, суть якого ґрунтується на синтезі моделі передачі інформації від джерела інформації до отримувача на основі його просторової або часової дислокації – місця розміщення [1–3]. Загальними для вирішення такої задачі є наукові підходи які містять такі кроки: спостереження за природою; математичне моделювання спостережуваних явищ; валідація моделі. Інжиніринг, тобто проектування системи зв'язку, додає четвертий крок: виведення на основі математичної моделі практичного рішення для виконання заданого завдання.

Таким чином, процес моделювання є основним і центральним кроком в аналізі та проектуванні вдосконалених систем зв'язку. Зокрема, щоразу, коли цільовим завданням проектування телекомунікаційної системи є отримання високої продуктивності системи, близької до теоретичних (граничних) меж, якість моделі має прямий вплив на кінцевий результат. Кількісно оцінити отриманий результат можна за допомогою інформаційно-теоретичних інструментів [3–5].

Якість системи передачі у телекомунікаціях можна визначити, проаналізувавши різницю між послідовністю A та послідовністю $\hat{A}$ та виразити її через певні параметри. В приведеному нижче дослідженні, розглядалась модель передачі цифрового потоку даних, тобто дискретний цифровий процес A , що складається з послідовності символів $\{a_k\}$, що належать до дискретного набору можливих значень A . На виході приймача утворюється відповідна послідовність виявлених символів $\hat{A}=\{\hat{a}_k\}$, причому $a_k \in A$. Для бінарних символів, найбільш актуальним показником якості передачі є ймовірність бітової помилки, а саме ймовірність помилки для загального біта в цифровому потоці [4], тобто:

$$p_e = p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (1)$$

Середню ймовірність помилки можна представити наступним чином:

$$p_e = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n p\{a_k \neq \hat{a}_k\}. \quad (2)$$

Кілька важливих сімейств кодів для сучасних телекомунікацій належать, також, і до лінійних блокових кодів, серед яких: коди Ріда-Соломона (РС), коди Хеммінга (Х); турбокоди (Т-К); коди LDPC (НЩПП), а також циклічні коди Боуза-Чоудхурі-Хоквінгема (БЧХ) [5-8].

Звичайно кодування потоку даних може виконуватися двома різними способами: (а) блокове кодування та (б) кодування потоку. Перший тип кодування полягає в розподілі послідовності даних на блоки довжиною K і застосуванні до кожного блоку функції кодування, з метою утворення окремих кодових слів довжиною N . Отримані кодові слова з'єднуються для формування кодової послідовності. У потоковому кодуванні послідовність даних подається на автомат з кінцевим саном (МКС), який формує один або більше кодових символів для кожного символу вхідних даних.

Загалом, блоковий код C – це векторна функція, що асоціює вектор K елементів, що належать множині A із вектором з N елементів, що належать до набору $\mathbb{F}$. Якщо припустити, що функція є ін'єктивною, набір усіх кодових слів дорівнюють $[Card(A)]^K$, де $Card(A)$ – це кардинальність A .

Швидкість коду R_c , виражена у бітах на вихідний символ, визначається як:

$$R_c = \frac{K \log_2 Card(A)}{N} \quad (3)$$

Лінійний блоковий код над q -тим кінцевим полем Галуа [4] який позначається як $GF(q)$ – це векторна лінійна функція, яка асоціює K -розмірний вектор a елементів у $GF(q)$, тобто дані, що кодуються і n -мірний вектор x елементів у $GF(q)$, тобто кодове слово, за наступним правилом:

$$x = Ga, \quad (4)$$

де G – матриця в $GF(q)$, що називається генераторною матрицею [8, 9]. Крім того, набір усіх кодових слів може бути охарактеризований матрицею перевірки парності, яку позначимо H і яку можна отримати при певній трансформації G . Вектор x є кодовим словом тоді і лише тоді, коли:

$$Hx = 0. \quad (5)$$

Таким чином множина всіх кодових слів визначається як нульовий простір матриці перевірки парності H .

Існує кілька методик декодування лінійних блокових кодів. Зокрема, можливі два підходи: (а) жорстке виведення декодування, яке виводить оцінки кодових слів або символів даних, і (б) декодування з м'яким виходом, яке виводить ймовірність кожного кодового слова або символу даних, тобто це оцінка того, скільки кодових слів або символів даних може приймати кожне можливе значення.

В роботі [1] описано результати дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G. Розглянуті принципи узгодження швидкості і виконання гібридного автоматичного запиту на повторення (HARQ). Проведений аналіз структурної схеми і моделі каналу зв'язку з кодами LDPC. В статтях [2, 3] описано різні сценарії використання розширеного мобільного широкосмугового зв'язку для технології 5G. Зокрема акцентовано на специфічних можливостях кодів з низькою щільністю перевірок на парність (5G LDPC) які розроблені для підтримки високої пропускної здатності, змінної швидкості та довжини коду та задовільної виправної здатності. Дослідження які описано у роботах [4-7], торкаються питань адаптивного декодування, конструювання сигнально-кодових конструкцій на основі турбо-кодів, РС-кодів, БЧХ-кодів. В цих роботах наведено важливі результати досліджень описаних кодів в каналах з багатопозиційною модуляцією. Наводяться загальні рекомендації щодо вибору швидкості кодування, структури кодів в телекомунікаційних каналах з різним рівнем шумів та завад. Роботи [10–14] зосереджені на описі квазіциклічних LDPC-кодів для швидкого кодування, архітектури декодера зі зниженою складністю завдяки пошаровому декодуванню LDPC-кодів.

У запропонованій роботі наводиться синтез та аналіз можливого сценарію до проектування декодера кодів з НЩПП та основі турбо-підходу. Основна мета такого дослідження полягає у оцінці ефективності коду НЩПП при формуванні сигнально-кової конструкції з цифровою модуляцією. Ефект від застосування запропонованої конструкції декодера оцінювався за різної кількості ітерацій декодування, шляхом визначення ймовірності бітової помилки. Модель телекомунікаційної системи з кодами НЩПП була досліджена імітаційним моделюванням і зміною кількості ітераційних циклів декодування та швидкості кодування для визначення енергетичного виграшу.

Проектування НЩПП-декодера на основі турбо-підходу. Проектування декодерів НЩПП-кодів які призначені для декодування сигнально-кодових конструкцій у телекомунікаційних каналах, будемо розглядати на основі двох підходів: графічного і турбо. Основна відмінність таких підходів ґрунтується на конструкції і реалізації блоку обробки сигналів. Однаковим для двох підходів, є конструкція передавальної частини телекомунікаційного каналу, що містить НЩПП-кодер і модулятор.

Для першого підходу, що ґрунтується на графах [1], наявність модулятора для утворення сигнально-кової конструкції може бути враховано шляхом розширення графу НЩПП-коду до більш загального. Однак цей процес супроводжується введенням нових вузлів які загалом повинні враховувати нові обмеження, що викликані модуляцією і каналом. В цьому випадку доцільно канал і модулятор інтерпретувати як сукупність кореляційних схем поєднання НЩПП-коду та М-PSK або QAM модуляції. Під час моделювання таких схем на перший план виходить пересторога відносно нових обмежень на граф, а

саме виникнення коротких циклів які в кінцевому рахунку можуть вплинути на продуктивність алгоритмів декодування.

Проектування декодера на основі “турбо” підходу будемо здійснювати на тих засадах, що модуляція і код будуть оброблятися в приймальному пристрої окремо [15]. В приймальному пристрої використаємо “м’яку” схему демодулятора який спроектуємо так щоб він міг враховувати апіорні ймовірності модульованих бітів кодового слова. Звичайно апіорна ймовірність переданих бітів дорівнює $1/2$, тобто “0” і “1” рівноймовірні. Однак, врахування загальних апіорних ймовірностей у “м’якій” схемі демодулятора дозволяє приймати інформацію від зовнішнього блоку обробки. Таким блоком, в нашому випадку, буде НЩПП-декодер який буде ітеративно обмінюватись даними із “м’якою” схемою детектору.

Представимо схему на рис. 1, де детектор за “м’якою” схемою і програмний НЩПП-декодер підключено в обидвох напрямках: схема “м’якого” детектору обчислює повідомлення і відправляє їх на НЩПП-декодер, який далі обчислює нові повідомлення які повинні бути спрямовані з апіорною ймовірністю на вхід “м’якої” схеми детектору.

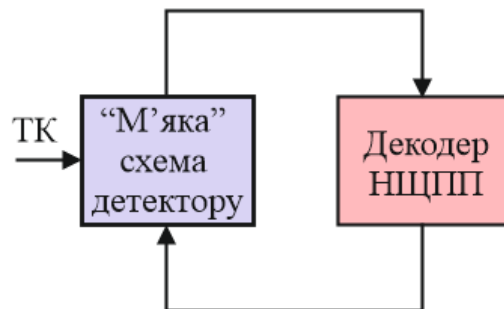


Рис. 1. Схема декодування на основі турбо-підходу: ТК – телекомунікаційний канал

Така конструкція досить схожа на конструкцію турбодекодера [15]. В такому випадку канал і модулятор зв’язано з “м’яким” детектором, а кодер з виправленням помилок зв’язано з НЩПП-декодером. Головний недолік такого підходу полягає в тому, що розділення на окремі блоки призводить до того, що кожен блок враховує специфічні особливості каналу зв’язку і загальний результат може бути неоптимальним. Це слід враховувати в кінцевому результаті проектування.

Проведемо проектування передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з НЩПП-декодером. Врахуємо, що у [2–4] процес декодування декодеру НЩПП представлено як ітеративний обмін наборами повідомлень між детектором перемінного вузла (ДПВ) і детектором перевірного вузла (ПВД). На рис. 2 а та б, відповідно, представлено схему передавальної та приймальної частини каналу:

За схемою на рис. 2а, інформаційна послідовність у двійковій формі $\{x_i\}$ потрапляє на НЩПП-кодер де перетворюється у кодове слово $\{y_i\}$. Далі, двійкові символи використовуються для модуляції високого порядку $\{c_k\}$. Задача внутрішнього кодера-модулятора (ВК(М)) полягає у підвищенні завадостійкості при передачі інформації по ТК. На вхід приймальної частини, рис. 2б, потрапляє сукупність випадкових значень переданого сигналу $\{r_k\}$. Приймальну частину на рис. 2б, було розділено на два блоки А та Б. У першому блоці А, розміщено кодовий демодулятор з “м’яким” входом і “м’яким” виходом (КД-МВМВ). Основне призначення цього блоку – обчислення апостеріорної ймовірності двійкових символів $\{y_i\}$ на основі відомостей про ТК та відповідних апіорних ймовірностей з блоку “Декодер НЩПП-ДПВ”.

Детектор перемінних вузлів НЩПП-коду (ДПВ) пов’язаний з перемінними вузлами у дводольному графі [1–5]. Цей блок призначено для обчислення ймовірності кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі ймовірності КД-МВМВ та інформації яку отримано з блоку Б із врахуванням обмежень, що накладено на конкретну СКК. У свою чергу, блок Б включає частину декодера НЩПП, а саме “Декодер НЩПП-ПВД”, що пов’язана з перевірочними вузлами у дводольному графі коду. Декодер НЩПП-ПВД обчислює ймовірність кожного двійкового символу $\{y_i\}$ на основі апіорних ймовірностей які отримано з блоку “Декодер НЩПП-ДПВ” та на основі обмежень накладених на конкретну СКК.

Ймовірності які отримано на виході блоку А, що виражено у формі логарифму правдоподібностей (ЛП) [8, 9], обчислювали у наступній послідовності:

1. ДПВ обробляє повідомлення, що надходять з блоку Б, шляхом виконання в кожному перемінному вузлі додавання усіх вхідних повідомлень за виключенням повідомлення яке надходить з блоку КД-МВМВ; отримані повідомлення далі передаються в блок КД-МВМВ як апіорна ймовірність.

2. Блок КД-МВМВ виконує обчислення у відповідності до внутрішнього алгоритму на основі спостережень щодо ТК і відповідної апіорної інформації.

3. ДПВ обчислює повідомлення які мають бути спрямовані в блок Б у відповідності до визначеного алгоритму декодування НЩПП-коду при цьому використовується як апіорна інформація повідомлення від КД-МВМВ.

Загальний алгоритм декодування який пропонується представимо так:

- На першому етапі апіорна ймовірність символів $\{y_i\}$ на вході блоку А (тобто та яка надходить до блоку Б) відповідає повній невизначеності (має значення яке дорівнює 0 в області відношення ЛП).

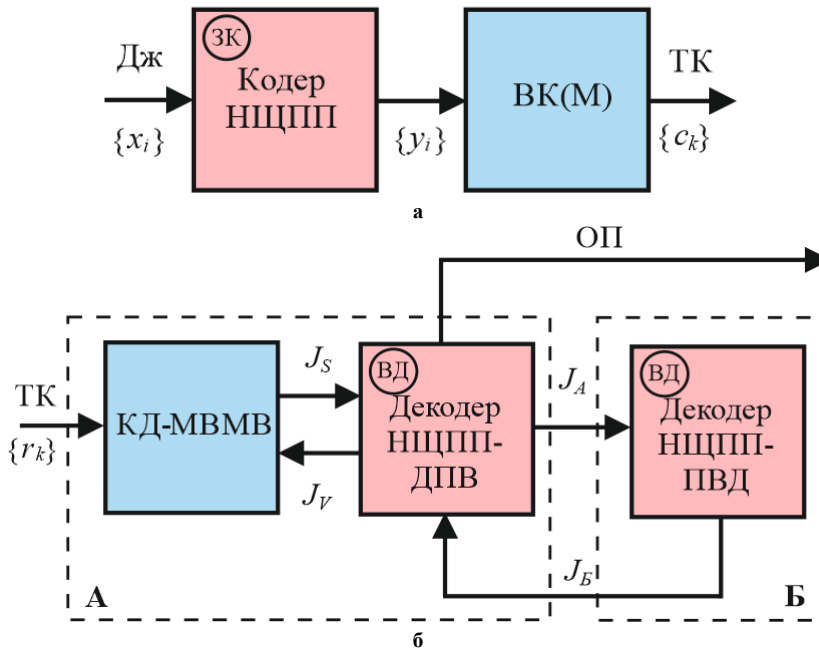


Рис. 2. Структурна схема передавальної та приймальної частини телекомунікаційного каналу з кодуванням НЦПП: ТК – телекомунікаційний канал

- Декодування починається з блоку А, який обчислює вхідну ймовірність і спрямовує її до блоку Б. На першому етапі вихідна інформація з блоку А складається з вихідних даних блоку КД-МВМВ так як всі повідомлення які надходять з ПВД будуть дорівнювати нулю. Отже, ПВД (тобто блок Б) обчислює зовнішню інформацію яка повинна бути передана блоку А.

- Далі, алгоритм повторюється з другого кроку до тих пір, поки не буде отримано дійсне кодове слово НЦПП-коду або поки не буде досягнута максимальна кількість ітерацій.

- У випадку, якщо кодове слово НЦПП-коду неотримане, застосовується додатково стандартний алгоритм декодування НЦПП-коду на підставі останньої зовнішньої інформації на виході блоку ДПВ. Такий процес буде еквівалентним повторенню інформації лише між блоками ДПВ і ПВД.

- В кінці процесу декодування повна ймовірність декодованої інформації обчислюється у ДПВ і надходить до отримувача повідомлень (ОП).

Математичну модель роботи запропонованої схеми декодера можна представити на основі такого статистичного параметру як функція розподілу повідомлень (ВІ) (середня взаємна інформація між загальною кількістю переданих бітів кодового слова і загальним повідомленням у декодері, що відноситься до конкретного біту).

Якщо кожне повідомлення m у кодовому наборі має однаковий і відомий розподіл $(p(m|a))$, де a – відповідний біт, то ВІ можна представити у вигляді [8]:

$$J = \sum_a \int p(m|a) P(a) \log \frac{p(m|a)}{p(m)} dm. \quad (6)$$

Для реального випадку, коли розподіл повідомлень не дорівнює один одному, або повідомлення наперед невідоме, для визначення ВІ можна скористатись наступним виразом:

$$J = \frac{1}{L} \sum_{i=1}^L J_i, \quad (7)$$

де J_i – це ВІ між i -м повідомленням і відповідним бітом, а L – загальна кількість повідомлень.

Повертаючись до рис. 2 б, для обчислення вихідної діаграми ВІ для блоків А та Б, отримаємо, що блок Б буде характеризуватись лише кривою НЦПП-ПВД, а вихідна крива ВІ блоку А буде отримана шляхом об'єднання кривої НЦПП-ДПВ та КД-ПВПВ.

$$J_B = 1 - \sum_j \beta_j I(\sqrt{j-1} I^{-1}(1-J_A)) , \quad (8)$$

$$J_A = \sum_j \gamma_j I(\sqrt{(j-1)J^{-1}(J_B)^2 + (I^{-1}(J_S))^2}) , \quad (9)$$

де функцію I визначено у вигляді:

$$I(\sigma) = \int_{-\infty}^{+\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma^2} e^{-\frac{(x-\sigma^2/2)^2}{2\sigma^2}} \log \frac{2}{1+e^{-x}} dx . \quad (10)$$

У свою чергу, ВІ J_s є функцією на виході блоку КД-ПВПВ і є функцією ВІ J_v повідомлень переданих ДПВ блоку КД-ПВПВ, а отже може відповідати вихідній кривій боку КД-ПВПВ. ВІ I_v повідомлень переданих НЦПП ДПВ блоку КД-ПВПВ, можна розрахувати так:

$$J_v = \sum_i \gamma_i I(\sqrt{i} I^{-1}(J_b)). \quad (11)$$

Моделювання діаграми роботи декодера у відповідності до описаних математичних моделей наведено на рис. 3.

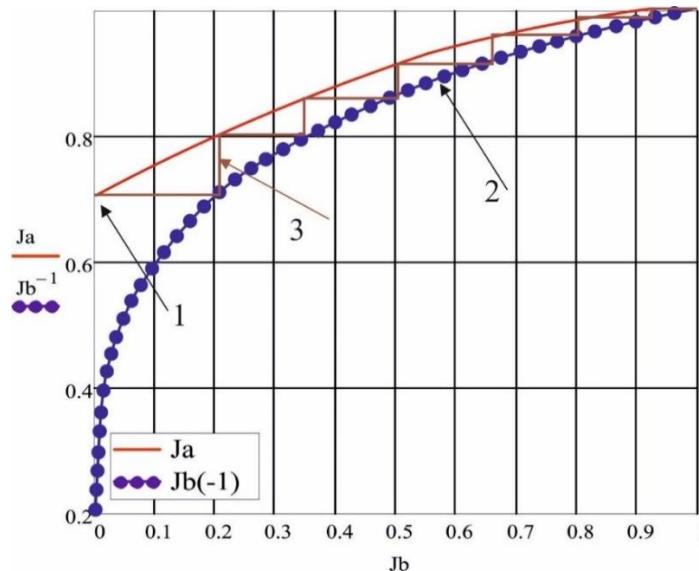


Рис. 3. Діаграма, що характеризує роботу декодера: 1 – початкова точка; 2 – J_b^{-1} ; 3 – траєкторія роботи декодера

На рис. 4 представлено результати математичного моделювання завадостійкості описаного декодера НЦПП-кодів.

Проводилось дослідження НЦПП-коду типу (3, 6) з довжиною кодового слова 12000. Визначалась ймовірність бітової помилки (BER) від відношення сигнал/шум в ТК для зазначеного коду і відповідно нижня (UB) і верхня границі (LB). Дослідження проводилось для 3-х, 5-и і 10-и ітерацій.

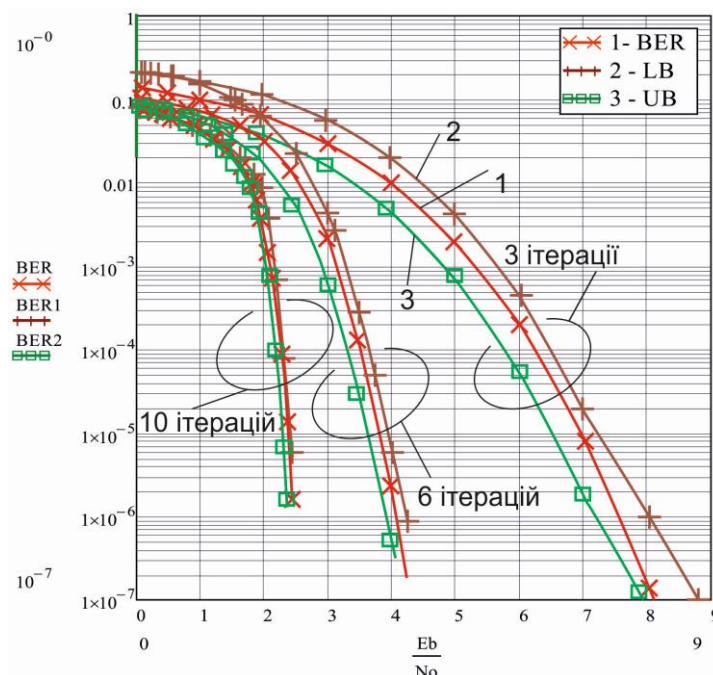


Рис. 4. Залежності завадостійкості для коду НЦПП (довжина 12000) для 3-х, 6-и та 10-и ітерацій: 1 – для ТК; 2 – LB верхня границя; 3 – UB нижня границя

Результати дослідження вказують на значний вплив кількості ітераційних циклів для описаного алгоритму на завадостійкість декодера. Енергетичний виграш кодування збільшувався на 4,8 дБ (BER=10E-5) при переході від 3 до 10 ітераційних циклів.

Дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з СКК на основі кодів низької щільності перевірок на парність

Для дослідження ефективності телекомунікаційного каналу з НЩПП-кодами проводили моделювання декодера який реалізовано за алгоритмом “сума-добуток” (SPA) із визначенням логарифмічного відношення правдоподібностей (LLR) та використанням матриці перевірки парності [1]. Передбачалось, що дані передавались по каналу з адитивним білим гаусівським шумом (AWGN).

Послідовність виконання кроків алгоритму “сума-добуток” для НЩПП-кодів наступна:

1. Обчислюються усі значення надійності для символів в кодовому слові. Ці значення відповідають для кожного вузла змінної значенню m_0 , як на рис. 4.

На рис. 5 показано вузол змінного ступеню- d_v та схематично показано вхідні та вихідні повідомлення. На рисунку представлено вхід пов'язаний з вузлом і значення якого позначено m_0 . Це значення представляє собою значення надійності введення пов'язане з бітом, що відповідає змінному вузлу який описується в області логарифмічної правдоподібності. Це вхідне значення надійності звичайно обчислюється на основі спостережень каналу.

2. Обнуляються всі повідомлення які приходять з перевірочних вузлів.

3. Обчислюються вихідні повідомлення перемінних вузлів наступним чином.

Кожний перемінний вузол ступеня d_v як показано на рис. 5 обчислює вихідне повідомлення d_v наступним чином:

$$m_j^v = m_0 + \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_v} m_i^v, \quad (12)$$

де m_{vj} – це j -е вихідне повідомлення, а m_{vi} – i -е вхідне повідомлення, яке надходить з контрольного вузла. Іншими словами, перемінний вузол обробляє усі повідомлення на своєму вході як незалежне резервування: d_v-1 від перевірочних вузлів, а один, m_0 , відповідає відношенню ймовірності, що пов'язане із зовнішнім спостерігачем. Таке зовнішнє спостереження може бути вибіркою з каналу або може відповідати апіорній інформації щодо відповідного біта.

4. Повідомлення передаються на перевірочні вузли.

5. Обчислюються вихідні повідомлення перевірочних вузлів використовуючи формулу:

$$m_j^c = 2 \tanh \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{d_c} \tanh \frac{m_i^c}{2}, \quad (13)$$

де m_{cj} – це j -е вихідне повідомлення, а m_{ci} – i -е вхідне повідомлення, що надходить з перемінних вузлів. Аналогічно до випадку з перемінним вузлом, повідомлення, яке надходить з j -го напрямку не використовується для обчислення вихідного повідомлення на j -му напрямку. Повідомлення можуть бути інтерпретовані як відношення правдоподібностей (ВП) які пов'язані з перемінними вузлами до яких спрямовано повідомлення.

6. Повідомлення переносяться в перемінні вузли.

7. Потрібно перекозатись, що виконується правило зупинки [4]. Якщо виконання немає, переходимо до кроку 2.

8. Розраховуємо остаточне значення надійності використавши наступну формулу:

$$m^v = m_0 + \sum_{i=1}^{d_v} m_i^v, \quad (14)$$

де d_v – ступінь вузла. Іншими словами, вихідне значення надійності біту кодового слова є сумою усіх повідомлень спрямованих на відповідний перемінний вузол.

Для заданої двійкової випадкової величини X , яка приймає значення з набору $\{0, 1\}$, відношення її правдоподібності μ_X визначається як:

$$\mu_X = \frac{P\{X = 0\}}{P\{X = 1\}} \quad (15)$$

і відповідне логарифмічне відношення правдоподібностей:

$$\mathcal{M}_X = \log \mu_X. \quad (16)$$

Таким чином, враховуючи (15) ВП може бути прямо використано для обчислення максимальної апостеріорної ймовірності (МАЙ) оцінки випадкової величини. Фактично, якщо знак ВП є додатним, ймовірність того, що випадкова величина дорівнює 0 більша ніж ймовірність того, що випадкова величина

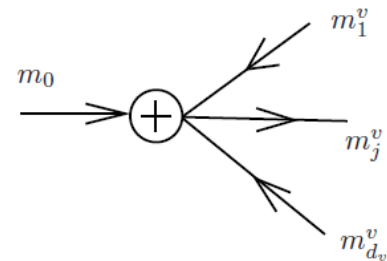


Рис. 5. Схематичне представлення змінного вузла (на рис. 5 показано величини, які приймають участь в обчисленні j -го вихідного повідомлення)

дорівнює 1. І навпаки, якщо знак ВП є від'ємним, ймовірність випадкової величини є меншою ймовірності того, що випадкова змінна дорівнює 1. Отже усі знаки ВП у (15) необхідні для отримання розв'язків по бітам кодового слова.

Слід зазначити, що описаний вище алгоритм містить жорстку структуру передачі повідомлень: кожен перемінний вузол обчислює власні повідомлення і тоді усі повідомлення передаються вузлом перевірки які в свою чергу обчислюють усі повідомлення на власних виходах.

Далі усі отримані повідомлення потрапляють знов до перемінних вузлів. Таке планування доцільне у випадку дводольного графу у деревовидній формі яка не містить циклів [2]. У випадку наявності циклів алгоритм становиться неоптимальним. В цьому випадку доцільно використовувати набір процесорів перемінних вузлів як детектор перемінних вузлів (ДПВ) і набір процесорів перевірочних вузлів як детектор перевірочних вузлів (ПВД). Тому процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ПВД.

Для нашого випадку отримаємо.

$$\mathcal{M}_x(x_j|y_i) = \frac{2y_j}{\sigma^2}, \quad (17)$$

де y_j – вхідна м'яка метрика, а σ^2 – дисперсія шуму каналу AWGN. Зв'язки індексів рядків і стовпців в яких містяться одиниці в матриці перевірки парності, представимо у вигляді графа Таннера [1]. На рис. 6 вузлами квадратної форми будемо позначати контрольні вузи, а вузлами у вигляді кола – описані вище перемінні вузли.

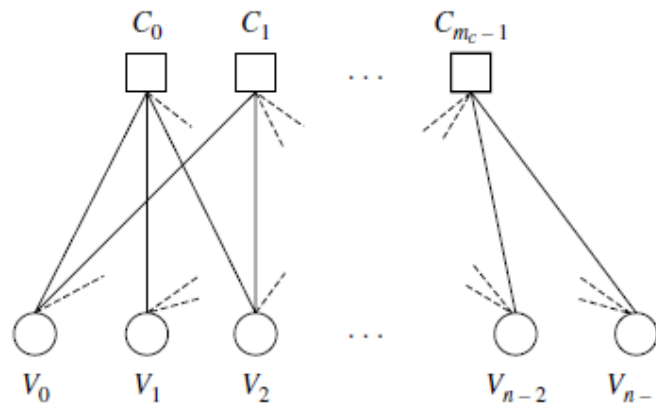


Рис. 6. Схематичне зображення графу зав'язків матриці перевірки парності

Таким чином, сумарний результат повторюється шляхом передачі ВП $\mathcal{M}_j$ для оновлення контрольних вузлів. Тоді з (12) та (13) отримаємо:

$$\mathcal{M}_{i \rightarrow j} = 2 \tanh^{-1} \left(\prod_{j' \in N(i) - \{j\}} \tanh \left(\frac{1}{2} \mathcal{M}_{j' \rightarrow i} \right) \right), \quad (18)$$

для оновлення перемінного вузла;

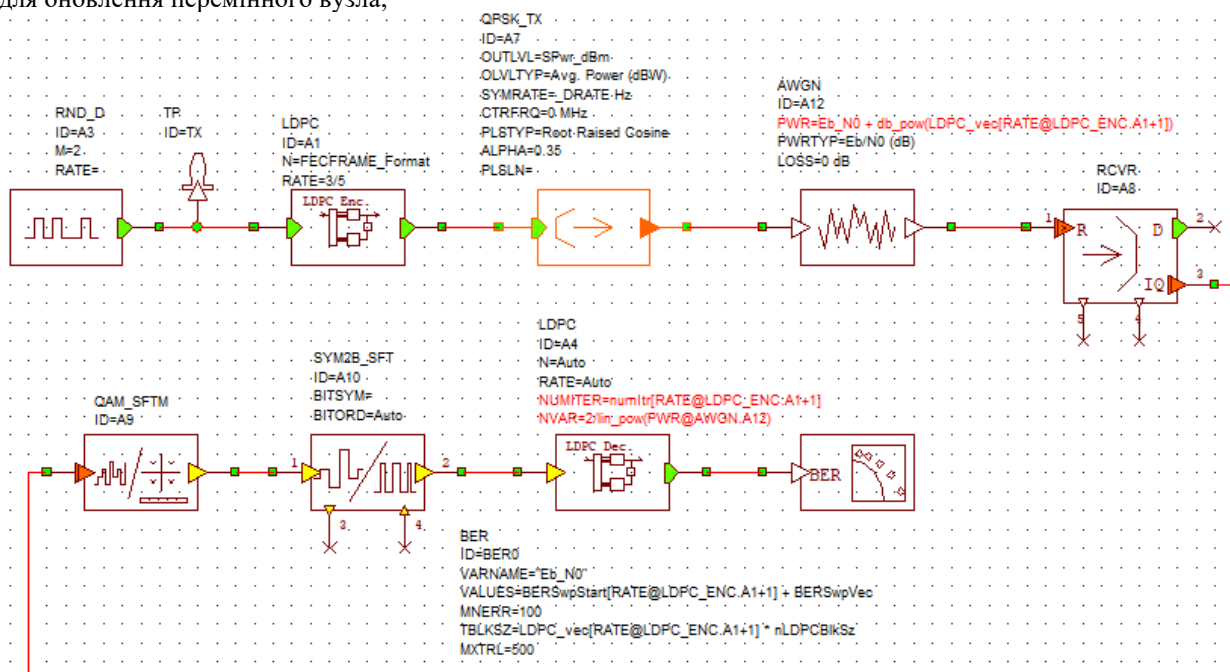


Рис. 7. Імітаційна схема для дослідження кодів НЦПП

$$\mathcal{M}_{i \rightarrow j} = \mathcal{M}_i + \sum_{i' \in N(j) - \{i\}} \mathcal{M}_{i' \rightarrow j}, \quad (19)$$

для отримання декодованого виведення.

На рис. 7 представлено імітаційну схему складену у відповідності до математичних моделей описаних вище. В дослідженні використано кадри N довжиною 16200 та 64800. Виконувалось 10 ітерацій декодування для підвищення ефективності визначення ймовірності бітової помилки.

В процесі дослідження використано кодові швидкості для кадру довжиною 16200 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9) для фрейму довжиною 64800 (1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9, 9/10). Відповідні графіки завадостійкості наведено на рис. 8.

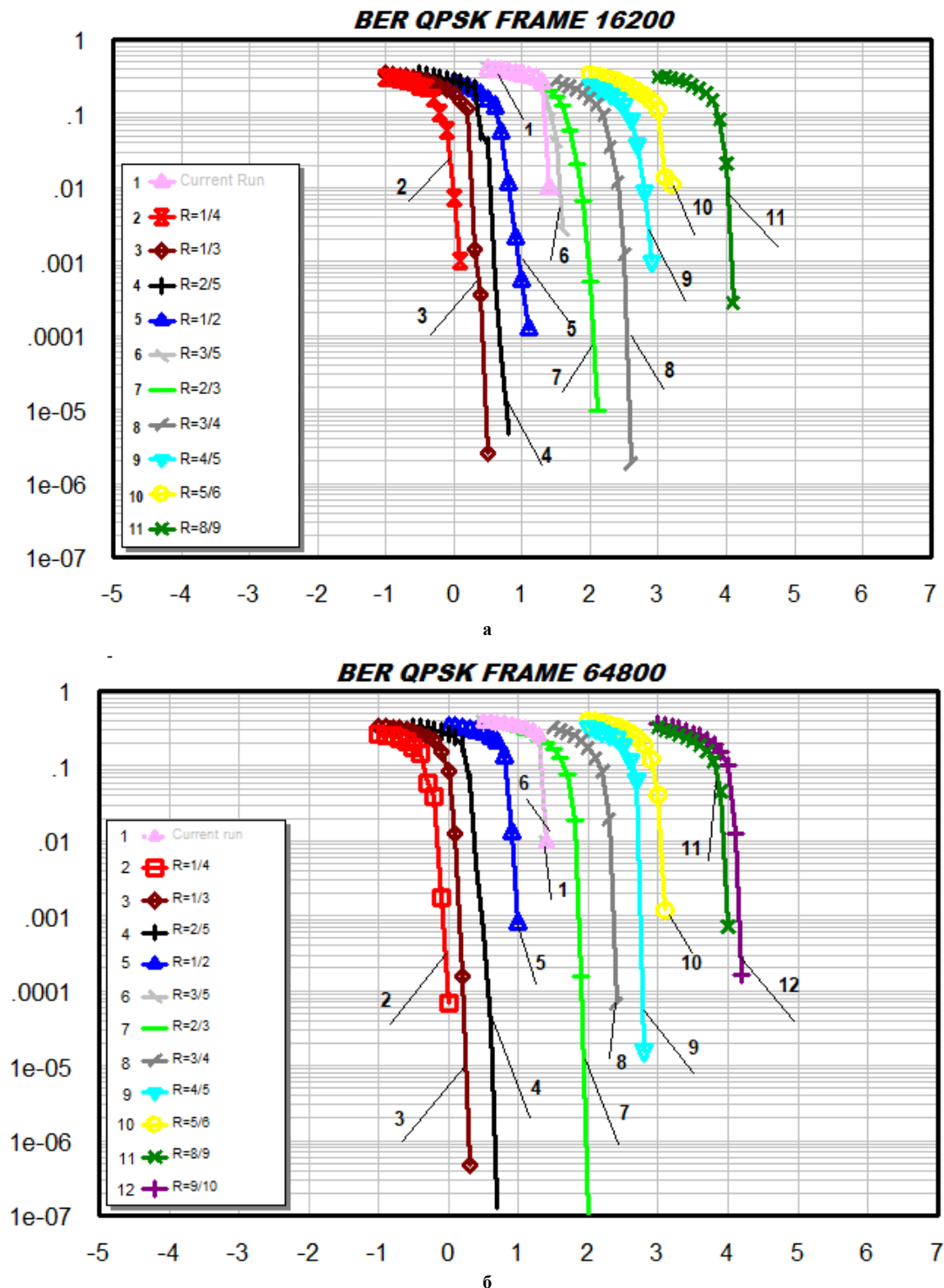


Рис. 8. Залежності завадостійкості кодів НЦПП : а – довжина кадру 16200, б – довжина кадру 64800

Відповідні графічні характеристики сигналів у вигляді констеляційної та спектральної діаграми представлено на рис. 9.

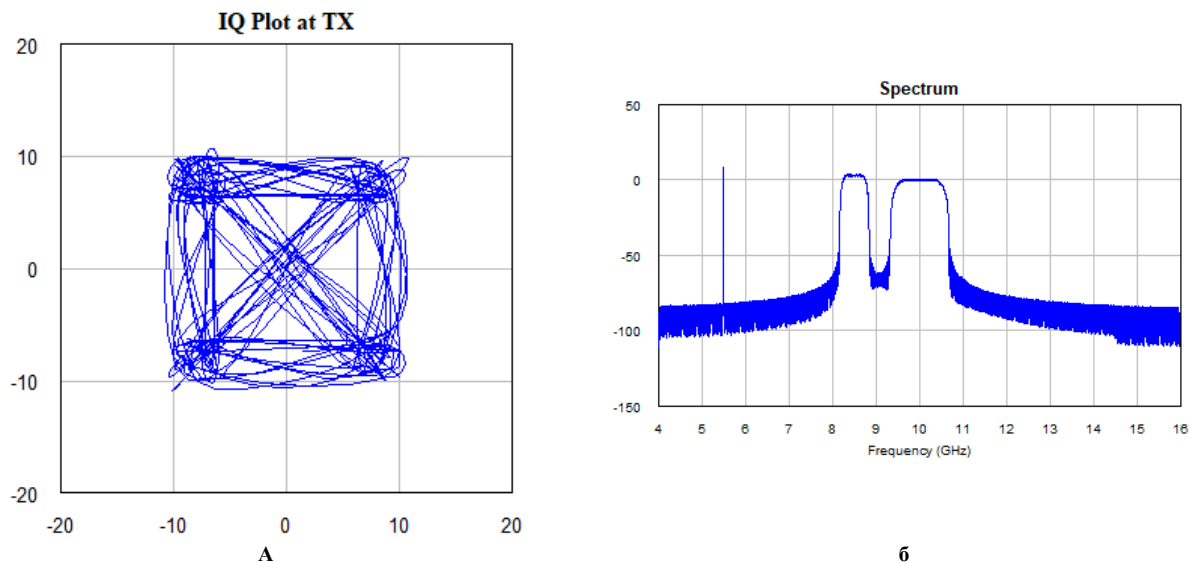


Рис. 9. Характеристики сигналів: а – констеляційна діаграма; б – спектральна діаграма

Висновки

1. Розглянуто основні характеристики і вимоги до проектування системи зв'язку.
2. Описано можливий сценарій щодо проектування телекомунікаційного каналу на основі кодів НЦПП з застосуванням турбо-підходу.
3. Розглянуто аналітичний опис функції розподілу повідомлень та досліджено діаграми роботи декодера НЦПП-кодів.
4. Представлено результати математичного моделювання завадостійкості визначеної концепції декодера за різної кількості ітераційних циклів. Енергетичний вигравш кодування збільшувався на 4,8 дБ ($BER=10E-5$) при переході від 3 до 10 ітераційних циклів.
5. Проведено моделювання декодера який реалізовано за алгоритмом “сума-добуток” на основі імітаційної схеми телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами.
6. Описано алгоритм функціонування декодера “сума-добуток”, визначено, що процес декодування можна розглядати як ітеративний обмін векторними повідомленнями, які можна інтерпретувати як набір повідомлень між ДПВ та ДПВ.
7. Досліджено завадостійкість телекомунікаційного каналу з НЦПП-кодами за різних кодових швидкостей та довжини фрейму. Максимальний енергетичний вигравш кодування склав 4,2 дБ.

Література

1. Пятін І. С. Дослідження енергетичної ефективності каналного кодування даних користувача кодами LDPC для систем зв'язку 5G / І. С. Пятін, Ю. М. Бойко // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2020. – № 3. – С. 174–186.
2. J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee, “An overview of channel coding for 5G NR cellular communications,” APSIPA Trans. on Signal and Inform. Proces., 8, E17, June 2019. URL: <https://doi.org/10.1017/ATSIP.2019.10>.
3. T.T.B. Nguyen, Tan, T. Nguyen and H. Lee, “Efficient QC-LDPC Encoder for 5G New Radio,” Electronics, 8, 668, June 2019. URL: <https://doi.org/10.3390/electronics8060668>.
4. J. Boiko, I. Kovtun and S. Petrashchuk, "Productivity of telecommunication systems with modified signal-code constructions," 2017 IEEE 4th Inter. Scientific-Practical Conf. Problems of Infocom. Science and Technology (PIC S&T), Kharkov, 2017, pp. 173–178. URL: <https://doi.org/10.1109/INFOCOMMST.2017.8246374>.
5. J. Boiko, I. Pyatin, O. Eromenko and M. Stepanov, “Method of the adaptive decoding of self-orthogonal codes in telecommunication,” Indones. Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol. 19, no. 3, pp. 1287–1296, Sept. 2020. URL: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v19.i3.pp1287-1296>.
6. Y. Fang, G. Bi, Y. L. Guan and F. C. M. Lau, "A Survey on Protograph LDPC Codes and Their Applications," in IEEE Commun. Surveys & Tutorials, vol. 17, no. 4, pp. 1989–2016, Fourthquarter 2015. URL: <https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2436705>.
7. J. Boiko, O. Eromenko, "Signal Processing in Telecommunications with Forward Correction of Errors," Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol.11, no. 3, pp. 868–877, Sept. 2018. DOI: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v11.i3.pp868-877>.
8. Бойко Ю.М. Теоретичні аспекти підвищення завадостійкості й ефективності обробки сигналів в радіотехнічних пристроях та засобах телекомунікаційних систем за наявності завад : монографія / Ю.М. Бойко, В.А. Дружинін, С.В. Толюпа. – Київ : Логос, 2018. – 227 с.

9. Бойко Ю.М. Дослідження ефективності алгоритмів канального кодування в захищених телекомунікаційних системах передавання інформації / Ю.М. Бойко, Д.А. Макаришкін, О.І. Пасічник // Зв'язок : загальногалуз. наук.-вироб. журн. – Київ, 2016. – № 5. – С. 56–67.
10. A. D. Liveris, Z. Xiong and C. N. Georgiades "Compression of binary sources with side information at the decoder using LDPC codes," IEEE communications letters, vol. 6, no. 10, pp. 440–442, 2002.
11. S. Myung, Y. Kyeongcheol, and K. Jaeyoel. "Quasi-cyclic LDPC codes for fast encoding." IEEE Transactions on Information Theory, vol. 51, no. 8, pp. 2894–2901, 2005.
12. D. E. Hocevar, "A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes." IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004. SIPS 2004. IEEE, 2004.
13. M. Yang, W. E. Ryan, Y. Li, "Design of efficiently encodable moderate-length high-rate irregular LDPC codes," IEEE Transactions on Communications, vol. 52, no. 4. pp. 564–571, 2004.
14. J. Boiko, I. Pyatin and O. Eromenko, "Farrow Interpolator Features in QPSK Telecommunication Devices." 2020 IEEE 15th International Conference on Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET). IEEE, 2020. DOI: 10.1109/TCSET49122.2020.235410.
15. Boiko J.M. Improvements encoding energy benefit in protected telecommunication data transmission channels / J.M. Boiko, A.I. Eromenko // Communications. – 2014. – Vol. 2, Iss. 1 (July). – P. 7–14. DOI: 10.11648/j.com.20140201.12.

References

1. I. Pyatin, J. Boiko, Investigation of energy efficiency of channel coding of user data by LDPC codes for 5G communication systems // Herald of Khmelnytskyi National University. – 2020. – № 3. – S. 174–185.
2. J. Bae, A. Abotabl, H. Lin, K. Song, and J. Lee, "An overview of channel coding for 5G NR cellular communications," APSIPA Trans. on Signal and Inform. Proces., 8, E17, June 2019. URL: <https://doi.org/10.1017/ATSIP.2019.10>.
3. T.T.B. Nguyen, Tan, T. Nguyen and H. Lee, "Efficient QC-LDPC Encoder for 5G New Radio," Electronics, 8, 668, June 2019. URL: <https://doi.org/10.3390/electronics8060668>.
4. J. Boiko, I. Kovtun and S. Petrashchuk, "Productivity of telecommunication systems with modified signal-code constructions," 2017 IEEE 4th Inter. Scientific-Practical Conf. Problems of Infocom. Science and Technology (PIC S&T), Kharkov, 2017, pp. 173–178. URL: <https://doi.org/10.1109/INFOCOMMST.2017.8246374>.
5. J. Boiko, I. Pyatin, O. Eromenko and M. Stepanov, "Method of the adaptive decoding of self-orthogonal codes in telecommunication," Indones. Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol. 19, no. 3, pp. 1287–1296, Sept. 2020. URL: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v19.i3.pp1287-1296>.
6. Y. Fang, G. Bi, Y. L. Guan and F. C. M. Lau, "A Survey on Protograph LDPC Codes and Their Applications," in IEEE Commun. Surveys & Tutorials, vol. 17, no. 4, pp. 1989–2016, Fourthquarter 2015. URL: <https://doi.org/10.1109/COMST.2015.2436705>.
7. J. Boiko, O. Eromenko, "Signal Processing in Telecommunications with Forward Correction of Errors," Indonesian Journal of Electrical Engineering and Computer Science, vol.11, no. 3, pp. 868–877, Sept. 2018. DOI: <http://doi.org/10.11591/ijeecs.v11.i3.pp868-877>.
8. Boiko J.M. Teoretychni aspekty pidvyshchennia zavadostiikosti y efektyvnosti obrobky syhnaliv v radiotekhnichnykh prystroiah ta zasobakh telekomunikatsiinykh system za naiavnosti zavvad / J.M. Boiko, V.A. Druzhinin, S.V. Tolyupa. – Kyiv : Lohos, 2018. – 227 s.
9. Boiko J.M. Research into effectiveness of channel coding algorithms in protected telecommunication information transmission systems / J.M. Boiko, D.A. Makarishkin, O.I. Pasichnyk // Zviazok : zahalnohaluz. nauk.-vyrob. zhurn. – Kyiv, 2016. – № 5. – S. 56–67.
10. D. Liveris, Z. Xiong and C. N. Georgiades "Compression of binary sources with side information at the decoder using LDPC codes," IEEE communications letters, vol. 6, no. 10, pp. 440–442, 2002.
11. S. Myung, Y. Kyeongcheol, and K. Jaeyoel. "Quasi-cyclic LDPC codes for fast encoding." IEEE Transactions on Information Theory, vol. 51, no. 8, pp. 2894–2901, 2005.
12. D. E. Hocevar, "A reduced complexity decoder architecture via layered decoding of LDPC codes." IEEE Workshop on Signal Processing Systems, 2004. SIPS 2004. IEEE, 2004.
13. M. Yang, W. E. Ryan, Y. Li, "Design of efficiently encodable moderate-length high-rate irregular LDPC codes," IEEE Transactions on Communications, vol. 52, no. 4. pp. 564–571, 2004.
14. J. Boiko, I. Pyatin and O. Eromenko, "Farrow Interpolator Features in QPSK Telecommunication Devices." 2020 IEEE 15th International Conference on Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET). IEEE, 2020. DOI: 10.1109/TCSET49122.2020.235410.
15. Boiko J.M. Improvements encoding energy benefit in protected telecommunication data transmission channels / J.M. Boiko, A.I. Eromenko // Communications. – 2014. – Vol. 2, Iss. 1 (July). – P. 7–14. DOI: 10.11648/j.com.20140201.12.

Рецензія/Peer review : 05.10.2020 р.

Надрукована/Printed : 04.11.2020 р.