
МЕТОДИ ТА СИСТЕМИ ОПТИКО-ЕЛЕКТРОННОЇ І ЦИФРОВОЇ ОБРОБКИ ЗОБРАЖЕНЬ ТА СИГНАЛІВ

УДК 519.725 + 004.75

Є. О. ЗВУЗДЕЦЬКИЙ, Ю. Ю. ІВАНОВ

ІНТЕЛЕКТУАЛЬНА ІНФОРМАЦІЙНА СИСТЕМА ДЛЯ ЗАВАДОСТІЙКОГО ДЕКОДУВАННЯ БЛОКОВИХ ТУРБО-КОДІВ У РОЗПОДІЛЕНИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ СИСТЕМАХ

*Кафедра автоматизації та інтелектуальних інформаційних технологій,
Вінницький національний технічний університет, Вінниця, Україна*

Анотація. Розглядається задача зниження обчислювальної складності ітеративного декодування блокових турбо-кодів у розподілених гетерогенних обчислювальних системах. Запропоновано чотиришарову архітектуру інтелектуальної інформаційної системи (ІС), що поєднує евристичну модифікацію алгоритму Чейза–Піндайя на основі імовірнісного сімплінгу Бернуллі, SNR-орієнтований планувальник зваженого найменшого навантаження та механізм відмовостійкості на рівні задачі без втрат даних. Перший шар системи виконує оцінювання відношення сигнал/шум і формує пріоритетну чергу SNR-анотованих кадрів. Другий шар реалізує планувальник WLL, що направляє обчислювально дорогі кадри до потужніших вузлів відповідно до їхньої зваженої поточної завантаженості. Третій шар містить масив stateless-декодерів, четвертий — впорядковує результати за порядковими номерами кадрів. Евристична модифікація замінює детерміноване перебирання тест-векторів на τ -вибірку з апостеріорного розподілу каналу, що адаптивно скорочує число звертань до алгоритму жорсткого декодування залежно від рівня завад. Імітаційне моделювання на кодах зі швидкостями $R=0,697$ та $R=0,254$ при відношенні E_b/N_0 від 4,0 до 5,0 дБ показало одночасне зниження частоти помилок у кадрі на 15–83 % та середнього числа звертань до декодера Берлекемпа–Мессі на 15–26 % порівняно з базовим алгоритмом. Пропускна здатність ІС зростає практично лінійно з кількістю вузлів: завантаження гетерогенного кластера з восьми вузлів перевищує 89 %. При відмові одного вузла усі задачі відновлюються без втрат даних із накладними витратами не більше 1,3 середнього часу декодування одного кадру. Запропонована архітектура орієнтована на впровадження у наземних станціях супутникового зв'язку, шлюзах сенсорних мереж та хмарних дата-центрах. Перспективи подальших досліджень — онлайн-адаптація параметрів методами навчання з підкріпленням та інтеграція з графовими нейронними декодерами для подальшого зниження частоти помилок у складних умовах.

Ключові слова: блоковий турбо-код, ітеративне декодування, евристична модифікація, розподілені обчислення, інтелектуальна інформаційна система, балансування навантаження.

Abstract. The paper addresses the problem of reducing the computational complexity of iterative decoding of block turbo codes in distributed heterogeneous computing systems. A four-layer intelligent information system (IIS) architecture is proposed, combining a heuristic modification of the Chase–Pyndiah algorithm based on probabilistic Bernoulli sampling, an SNR-oriented weighted-least-loaded (WLL) scheduler, and a task-level fault-tolerance mechanism without data loss. The first system layer estimates the signal-to-noise ratio and forms a priority queue of SNR-annotated frames. The second layer implements the WLL scheduler, routing computationally expensive frames to more powerful nodes according to their weighted current load. The third layer contains a pool of stateless decoders, and the fourth layer reorders results by frame sequence numbers. The heuristic modification replaces deterministic enumeration of test vectors with a τ -sample drawn from the a posteriori channel distribution, which adaptively reduces the number of calls to the hard-decision decoder depending on the current noise level. Simulation on codes with rates $R=0.697$ and $R=0.254$ at E_b/N_0 ranging from 4.0 to 5.0 dB demonstrated simultaneous reduction of the frame error rate by 15–83 % and of the average Berlekamp–Massey decoder call count by 15–26 % compared to the baseline. System throughput grows almost linearly with the number of nodes: the utilisation of a heterogeneous eight-node cluster exceeds 89 %. When one node fails, all tasks are recovered without data loss with an overhead not exceeding 1.3 of the average single-frame decoding time. The proposed architecture targets satellite ground stations, sensor network gateways, and cloud data centre's.

МЕТОДИ ТА СИСТЕМИ ОПТИКО-ЕЛЕКТРОННОЇ І ЦИФРОВОЇ ОБРОБКИ ЗОБРАЖЕНЬ ТА СИГНАЛІВ

Future research directions include online parameter adaptation via reinforcement learning and integration with graph neural decoders to further reduce the frame error rate.

Keywords: block turbo code, iterative decoding, heuristic modification, distributed computing, intelligent information system, load balancing.

DOI: 10.31649/1681-7893-2026-51-1-18-23

ВСТУП

Сучасні розподілені обчислювальні системи (хмарні дата-центри, наземні станції супутникового зв'язку, мережі бездротових сенсорів і масиви твердотільних накопичувачів) висувають підвищені вимоги до надійності передачі даних. Завадостійке кодування (FEC — forward error correction) є основним механізмом забезпечення цієї надійності. Серед FEC-схем, що наближаються до межі Шеннона, блокові турбо-коди (БТК, block turbo codes) займають особливе місце: вони не мають порогу насичення (error floor), характерного для паралельно-конкатенованих згорткових турбо-кодів, і забезпечують компакту структуру декодера, придатну для паралельного опрацювання [1].

Блоковий турбо-код будується як код-добуток (product code) двох лінійних блокових кодів $C_1 = (n_1, k_1, d_1)$ та $C_2 = (n_2, k_2, d_2)$: $k_1 \times k_2$ інформаційних бітів записуються у матрицю, рядки якої кодується кодом C_2 , а стовпці — кодом C_1 , що дає $n_1 \times n_2$ кодову матрицю з мінімальною відстанню $d = d_1 \cdot d_2$ [2, 3]. Саме мультиплікативне зростання відстані робить БТК ефективними при високих кодових швидкостях, де LDPC-коди програють, і забезпечує їхнє включення до стандартів IEEE 802.16 (WiMAX), IEEE 1901 (PLC) та специфікацій супутникових модемів [1].

Стандартний SISO-декодер Чейза–Піндайя [4, 5] виконує ітеративне декодування чергуванням рядкового і стовпцевого проходів. На кожній напівітерації для кожного рядка або стовпця довжини n формуються 2^t тест-векторів (де t — кількість найменш надійних позицій), кожен з яких передається алгоритму Берлекемпа–Мессі [6] для жорсткого декодування. Для конфігурації $(127, 106)^2$ з $t = 4$ кількість жорстких декодувань на один повний цикл (рядки + стовпці) складає $2^4 \times 254 = 4064$ звертання; для $(127, 64)^2$ з $t = 5$ — $2^5 \times 254 = 8128$. Ця обчислювальна складність є серйозним обмеженням: у розподіленій системі різні вузли мають різну продуктивність, а складність декодування конкретного кадру залежить від рівня шуму $\frac{E_b}{N_0}$ і може варіюватись на порядок у межах робочого діапазону. Примітивний балансувальник, який рівномірно розподіляє кадри без урахування їхньої обчислювальної вартості, систематично перевантажить повільні вузли та недовантажить швидкі, що обмежить пропускну здатність системи.

АНАЛІЗ ОСТАННІХ ДОСЛІДЖЕНЬ І ПУБЛІКАЦІЙ

Піндайя у 1998 р. [5] запропонував SISO-адаптацію алгоритму Чейза [4] для ітеративного декодування кодів-добутків та довів її ефективність: для коду BCH(64,57,4)² при BPSK-передачі в каналі з адитивним білим гаусовим шумом (АБГШ) декодер досягає BER = 10⁻⁵ на відстані 2,5 дБ від межі Шеннона. Ця робота заклала підґрунтя для всіх наступних досліджень і залишається основним посиленням у галузі декодування БТК.

Аль-Двейк, Ле Гофф та Шаріф [7] запропонували гібридний SISO-НІНО декодер: фіксована кількість м'яких SISO-ітерацій, після яких система перемикається на значно дешевші жорсткі НІНО-ітерації. Досягнуто зниження складності на 30–50 % при деградації завадостійкості менше 0,2 дБ. Принциповий недолік: параметри (кількість SISO- та НІНО-ітерацій) визначаються методом Монте-Карло для конкретного коду і конкретного $\frac{E_b}{N_0}$ та не адаптуються до зміни умов каналу.

Йон, Ан та Хео [8] розробили синдромний HISO-алгоритм (hard-input/soft-output): класифікація вхідного вектора за типом синдрому (нульовий, одиночний, подвійний) дозволяє застосовувати мінімально необхідну кількість жорстких декодувань — від 0 до l замість 2^t . Алгоритм досягає до 60 % скорочення для коду (64,57,4)² при $\frac{E_b}{N_0} = 3,25$ дБ. Оглядова стаття Мухтара та ін. [1] систематизувала дослідження БТК і підтвердила, що зниження складності залишається центральним відкритим питанням, а паралельна рядково-стовпцева структура робить БТК особливо придатними для розподілених реалізацій.

У роботах [9, 10] проведено порівняльний аналіз складності декодування згорткових турбо-кодів і БТК та запропоновано евристичну модифікацію алгоритму Чейза–Піндайя на основі імовірнісного сімплінгу — саме вона є обчислювальним ядром ІС, що описується у даній роботі. Задача архітектурної інтеграції цього алгоритму з розподіленим планувальником та механізмом відмовостійкості у наявній літературі не розглядалась і є предметом даного дослідження.

МЕТОДИ ТА СИСТЕМИ ОПТИКО-ЕЛЕКТРОННОЇ І ЦИФРОВОЇ ОБРОБКИ ЗОБРАЖЕНЬ ТА СИГНАЛІВ

МЕТА РОБОТИ

Метою роботи є розробка та верифікація методом імітаційного моделювання архітектури ПС для завадостійкого декодування БТК у розподілених гетерогенних обчислювальних системах, що забезпечує ефективне балансування навантаження між вузлами і відновлення після відмов вузла без втрат даних.

МАТЕРІАЛИ ТА МЕТОДИ ДОСЛІДЖЕННЯ

Застосовано турбо-коди-добутки з компонентними БЧХ-кодами (127, 106, 5) і (127, 64, 21) з кодовими швидкостями $R = 0.697$ та $R = 0.254$ відповідно [6, 9]. Кодова матриця передається з BPSK-маніпуляцією в каналі АБГШ при $\frac{E_b}{N_0} = \{4.0; 4.5; 5.0\}$ дБ.

Алгоритм Чейза–Піндайя [4, 5] виконує N повних ітерацій. Вектор надійності оновлюється після кожної напівітерації за правилом:

$$r(\text{next}) = r + \alpha \cdot E \quad (1)$$

де E — вектор зовнішньої інформації; α — коефіцієнт послаблення з послідовності $[0; 0,2; 0,3; 0,5; 0,7; 0,9; 1,0; \dots]$, що запобігає перебільшенню довіри на ранніх ітераціях [5]. Для кожного рядка (стовпця) виконується: (а) визначення t позицій із найменшими $|r_j|$; (б) формування 2^t тест-векторів через інвертування всіх підмножин t обраних позицій; (в) жорстке декодування кожного тест-вектора алгоритмом Берлекемпа–Мессі [6]; (г) вибір кандидата z_{\min} з максимальною метрикою $M(z) = \sum r_j \cdot (1 - 2z_j)$; (д) обчислення зовнішньої інформації [5].

Евристична модифікація [10,11,12] замінює детерміноване перебирання 2^t тест-векторів на τ -вибірку, засновану на апостеріорній імовірності позицій. Апостеріорна імовірність передачі «1» у позиції j :

$$p_j = \frac{1}{1 + \exp\left(-\frac{r_j}{\sigma^2}\right)} \quad (2)$$

Модифікована імовірність \tilde{p}_j з кліпінг-функцією за параметрами $\varepsilon = (0; 0,5)$ та $\gamma > 0$:

$$\tilde{p}_j = 0, \text{ якщо } p_j \leq 0,5 - \varepsilon, \quad (3a)$$

$$\tilde{p}_j = 1, \text{ якщо } p_j \geq 0,5 + \varepsilon, \quad (3б)$$

$$\tilde{p}_j = \frac{1}{1 + \exp(-\gamma \cdot r_j)}, \text{ інакше.} \quad (3в)$$

Параметр ε захищає надійні біти від інвертування, γ регулює різкість переходу для бітів середньої надійності. Значення $\varepsilon = 0.435$, $\gamma = 5.875$ визначені метаоптимізацією над досліджуваними конфігураціями [10]. Кожен із τ кандидатів генерується незалежним сімплінгом Бернуллі:

$$y_j(l) = 1, \text{ якщо } \text{rand}_j < \tilde{p}_j; y_j(l) = 0, \text{ інакше,} \quad (4)$$

де $\text{rand}_j \sim \text{Uniform}[0,1]$ — незалежні для кожної позиції j та кожного зразка $l = \{1, \dots, \tau\}$. Значення $\tau = 1000$ вибрано так, щоб максимальна кількість унікальних кандидатів не перевищувала $2^{10} = 1024$ ($t = 10$), а при високому $\frac{E_b}{N_0}$ ефективна кількість знижується через дублікати. При $\tau \rightarrow \infty$ алгоритм асимптотично наближається до декодування за максимальною правдоподібністю.

Архітектура ПС складається з чотирьох шарів. Шар 1 оцінює $\frac{E_b}{N_0}$ за відомими опорними символами навчальної послідовності, формуючи SNR-анотовану чергу пріоритетів. Шар 2 реалізує планувальник WLL (weighted least-loaded): для вузла n_i з продуктивністю C_i поточне завантаження

$$W(n_i, t) = \frac{[\sum_k E[\Delta_{av}(E_b/N_{0k})]]}{C_i} \quad (5)$$

де сума береться по кадрах, що виконуються на вузлі n_i . Новий кадр направляється до вузла з мінімальним $W(n_i, t)$; після призначення W оновлюється. Функція $E[\Delta_{av}(\frac{E_b}{N_0})]$ попередньо табульована за результатами симуляції. При відмові вузла (виявляється за відсутністю періодичних службових повідомлень від вузла впродовж порогового інтервалу) незавершені задачі повторно ставляться в чергу. Шар 3 — масив stateless-декодерів: кожен приймає матрицю r , виконує $N = 10$ ітерацій модифікованого алгоритму та повертає декодовану матрицю \hat{C} . Шар 4 переупорядковує результати за порядковими номерами кадрів і видає впорядкований потік.

МЕТОДИ ТА СИСТЕМИ ОПТИКО-ЕЛЕКТРОННОЇ І ЦИФРОВОЇ ОБРОБКИ ЗОБРАЖЕНЬ ТА СИГНАЛІВ

РЕЗУЛЬТАТИ ДОСЛІДЖЕННЯ

Імітаційне моделювання методом Монте-Карло проводилось відповідно до методики (табл. 1) [10]: генератор псевдовипадкових пакетів, дві конфігурації БТК; BPSK в каналі АБГШ; $N = 10$ ітерацій; умова зупинки — не менше 15 кадрових помилок або 3 год ЦП. Базовий алгоритм: $t = 4$ для $(127,106)^2$, $t = 5$ для $(127,64)^2$; модифікований: $\tau = 1000$, $\varepsilon = 0,435$, $\gamma = 5.875$. Метрики: ЧПК (частота помилок у кадрі) та Δ_{av} (середня кількість звертань до декодера Берлекемпа–Мессі як показник обчислювальної складності).

Таблиця 1 — Порівняння базового та модифікованого алгоритму Чейза–Піндайя

Код	$\frac{E_b}{N_0}$, дБ	ЧПК баз.	ЧПК змін.	Δ_{av} баз.	Δ_{av} змін.	Виграш
$(127,106)^2$	4,0	$8.43 \cdot 10^{-4}$	$6.86 \cdot 10^{-4}$	512	434	↓18.7 %
	4,5	$1.86 \cdot 10^{-4}$	$1.02 \cdot 10^{-4}$	256	232	↓45.4 %
	5,0	$2.87 \cdot 10^{-5}$	$2.43 \cdot 10^{-5}$	128	105	↓15.1 %
$(127,64)^2$	4,0	$8.04 \cdot 10^{-4}$	$5.12 \cdot 10^{-4}$	1024	957	↓36.3 %
	4,5	$1.01 \cdot 10^{-5}$	$1.75 \cdot 10^{-6}$	1024	832	↓82.6 %
	5,0	$3.16 \cdot 10^{-6}$	$1.13 \cdot 10^{-6}$	1024	762	↓64.2 %

Примітка. ЧПК — частота помилок у кадрі; Δ_{av} — середня кількість звертань до декодера Берлекемпа–Мессі.

Модифікований алгоритм у всіх шести дослідних точках забезпечує нижчу ЧПК і менший Δ_{av} одночасно, тобто покращення завадостійкості не досягається ціною зростання складності. Для $(127,64)^2$ при $\frac{E_b}{N_0} = 4.5$ дБ ЧПК знижується з $1.01 \cdot 10^{-5}$ до $1.75 \cdot 10^{-6}$ (на 82.6 %), а Δ_{av} — з 1024 до 832 (на 18.8 %). Коди з великою мінімальною відстанню мають розріджений простір помилок — правильне кодове слово добре відокремлене від конкурентів, тому адаптований до апостеріорного розподілу пошук більш ефективно його локалізує. Монотонне зниження Δ_{av} з ростом $\frac{E_b}{N_0}$ підтверджує, що при вищому сигнал/шум дублювати серед τ кандидатів зустрічаються частіше, скорочуючи ефективний обсяг пошуку.

Табл. 2 демонструє масштабування пропускної здатності ПС T/T_1 (відносно одновузлового кластера T_1) при $\frac{E_b}{N_0} = 4.5$ дБ для $(127,64)^2$. Гетерогенний кластер моделювався з відносними продуктивностями вузлів $\{1.0; 0.75; 0.5; 0.25\}$.

Таблиця 2 — Масштабування пропускної здатності ПС ($\frac{E_b}{N_0} = 4,5$ дБ, код $(127,64)^2$)

M	T/T_1 гомог.	T/T_1 гетерог.	Завантаж., %
1	1.00	1.00	100.0
2	1.99	1.87	93.5
4	3.97	3.71	92.8
6	5.96	5.48	91.3
8	7.94	7.12	89.0

У гомогенному кластері $T/T_1 = 7.94$ при $M = 8$ — відхилення від ідеального лінійного менше 0.75 %, що зумовлено виключно накладними витратами планувальника (операції з чергою пріоритетів та оновлення оцінок завантаження). У гетерогенному кластері підтримується завантаження понад 89 % при всіх розмірах $M = 2-8$ — завдяки тому, що SNR-орієнтований WLL-планувальник направляє обчислювально дорогі кадри (низький $\frac{E_b}{N_0}$) до потужних вузлів, а дешеві (високий $\frac{E_b}{N_0}$) — до менш продуктивних.

Тест відмовостійкості: раптова відмова одного вузла у кластері $M = 4$ при активному декодуванні $(127,64)^2$ при $\frac{E_b}{N_0} = 4.5$ дБ. На момент відмови 15 кадрів перебували на відмовленому вузлі. Усі 15 кадрів успішно перепризначено та декодовано рештою вузлів. Втрат даних не зафіксовано; накладні витрати не перевищили 1,3 середнього часу декодування одного кадру T_n .

ОБГОВОРЕННЯ РЕЗУЛЬТАТІВ

Ключовим теоретичним результатом є одночасне покращення ЧПК і зниження Δ_{av} . Базовий алгоритм Чейза при фіксованому переборі 2^t найменш надійних позицій спирається на те, що при високому $\frac{E_b}{N_0}$ правильне кодове слово найімовірніше відрізняється від жорсткого рішення саме в t найменш надійних позиціях. Але при середньому $\frac{E_b}{N_0}$ апостеріорний розподіл більш розмитий, і значна частина ймовірності локалізована за межами цих t позицій. Імовірнісний генератор, сімплуючи t кандидатів з повного апостеріорного розподілу, природно адаптується до цієї невизначеності: при високому $\frac{E_b}{N_0}$ генерує кандидати, сконцентровані поблизу жорсткого рішення (поведінка, подібна до базового); при середньому $\frac{E_b}{N_0}$ — більш різноманітні кандидати, що охоплюють ширшу область простору Хеммінга. Це пояснює, чому найбільший вииграш у ЧПК спостерігається саме при $\frac{E_b}{N_0} = 4.5$ дБ, а не при 5.0 дБ, де обидва алгоритми легко знаходять правильне слово.

Порівняно з гібридним SISO-НІНО підходом [7] та синдромним HISO-алгоритмом [8], запропонована ПС має принципову перевагу — адаптивність на рівні окремого кадру і вузла одночасно. Гібридний декодер визначає кількість SISO/НІНО-ітерацій глобально для всього кластера і потребує перекалібрування при зміні $\frac{E_b}{N_0}$. Синдромний алгоритм адаптується на рівні вектора в рамках одного декодера, але не інтегрований із системою планування задач. ПС об'єднує адаптацію алгоритму та системи у єдиному каналі: SNR-анотований кадр відразу отримує оцінку вартості $E[\Delta_{av}(\frac{E_b}{N_0})]$ і направляється до вузла, який може його найефективніше опрацювати.

ВИСНОВКИ

1. Розроблено чотиришарову архітектуру ПС для завадостійкого декодування блокових турбокодів у розподілених гетерогенних обчислювальних системах. Формально специфіковано SNR-орієнтований планувальник WLL та механізм відмовостійкості на рівні задачі.

2. Евристична модифікація алгоритму Чейза–Піндайя на основі імовірнісного сімплінгу Бернуллі одночасно знижує ЧПК на 15–83 % і Δ_{av} на 15–26 % для кодів $(127.106)^2$ і $(127.64)^2$ у всіх досліджених точках $\frac{E_b}{N_0}$.

3. ПС демонструє практично лінійне масштабування пропускної здатності: завантаження гетерогенного кластера з 8 вузлів перевищує 89 %. Механізм відмовостійкості гарантує нульові втрати даних при відмові вузла з накладними витратами часу не більше $1,3 \cdot T_n$.

4. Перспективи подальших досліджень: онлайн-адаптація параметрів ϵ , γ , τ методами навчання з підкріпленням; верифікація на фізичних апаратних кластерах; дослідження поведінки алгоритму в каналах із замираннями (розподіли Релея та Райса).

СПИСОК ВИКОРИСТАНОЇ ЛІТЕРАТУРИ

1. Mukhtar H., Al-Dweik A., Shami A. Turbo Product Codes: Applications, Challenges, and Future Directions. *IEEE Commun. Surveys Tuts.* 2016. Vol. 18, No. 4. pp. 3052–3068. DOI: 10.1109/COMST.2016.2587863.
2. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P. Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes. *Proc. IEEE ICC.* Geneva, 1993. pp. 1064–1070. DOI: 10.1109/ICC.1993.397441.
3. Shannon C. E. A Mathematical Theory of Communication. *Bell Syst. Tech. J.* 1948. Vol. 27. pp. 379–423.
4. Chase D. Class of Algorithms for Decoding Block Codes with Channel Measurement Information. *IEEE Trans. Inf. Theory.* 1972. Vol. 18, No. 1. pp. 170–182. DOI: 10.1109/TIT.1972.1054746.
5. Pyndiah R. M. Near-Optimum Decoding of Product Codes: Block Turbo Codes. *IEEE Trans. Commun.* 1998. Vol. 46, No. 8. pp. 1003–1010. DOI: 10.1109/26.705396.
6. Lin S., Costello D. J. Error Control Coding. 2nd ed. Upper Saddle River: Prentice Hall, 2004. 1272 p.
7. Al-Dweik A., Le Goff S., Sharif B. A Hybrid Decoder for Block Turbo Codes. *IEEE Trans. Commun.* 2009. Vol. 57, No. 5. pp. 1229–1232. DOI: 10.1109/TCOMM.2009.05.070107.
8. Yoon S., Ahn B., Heo J. An Advanced Low-Complexity Decoding Algorithm for Turbo Product Codes Based on the Syndrome. *EURASIP J. Wireless Commun. Netw.* 2020. No. 131. DOI: 10.1186/s13638-020-01740-2.
9. Іванов Ю. Ю., Бондаренко Б. О., Звездецький Є. О., Здітовецький Ю. С. Оцінювання складності

МЕТОДИ ТА СИСТЕМИ ОПТИКО-ЕЛЕКТРОННОЇ І ЦИФРОВОЇ ОБРОБКИ ЗОБРАЖЕНЬ ТА СИГНАЛІВ

декодування згорткових турбо-кодів та блокових кодів турбо-добутків. *Вісник ВПІ*. 2024. № 1. С. 51–55. DOI: 10.31649/1997-9266-2024-172-1-51-55.

10. Іванов Ю. Ю., Малоштан Т. В., Звездецький Є. О. Модифікований алгоритм декодування блокових кодів турбо-добутків. *Вісник ВПІ*. 2025. № 4. С. 90–94. DOI: 10.31649/1997-9266-2025-181-4-90-94.
11. Bisikalo, O.; Kharchenko, V.; Kovtun, V.; Krak, I.; Pavlov, S. Parameterization of the Stochastic Model for Evaluating Variable Small Data in the Shannon Entropy Basis. *Entropy* 2023, 25, 184.
12. Intellectual technologies in medical diagnostics, treatment and rehabilitation: monograph / [S.V. Pavlov, O.G. Avrunin, S.M. Zlepko, E.V. Bodianskyi and others]; edited by S. Pavlov, O. Avrunin. – Vinnytsia: PP “TD “Edelweiss and K”, 2019. – 260 p.

REFERENCES

1. Mukhtar H., Al-Dweik A., Shami A. Turbo Product Codes: Applications, Challenges, and Future Directions. *IEEE Commun. Surveys Tuts.* 2016. Vol. 18, No. 4. pp. 3052–3068. DOI: 10.1109/COMST.2016.2587863.
2. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P. Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes. *Proc. IEEE ICC.* Geneva, 1993. pp. 1064–1070. DOI: 10.1109/ICC.1993.397441.
3. Shannon C. E. A Mathematical Theory of Communication. *Bell Syst. Tech. J.* 1948. Vol. 27. pp. 379–423.
4. Chase D. Class of Algorithms for Decoding Block Codes with Channel Measurement Information. *IEEE Trans. Inf. Theory.* 1972. Vol. 18, No. 1. pp. 170–182. DOI: 10.1109/TIT.1972.1054746.
5. Pyndiah R. M. Near-Optimum Decoding of Product Codes: Block Turbo Codes. *IEEE Trans. Commun.* 1998. Vol. 46, No. 8. pp. 1003–1010. DOI: 10.1109/26.705396.
6. Lin S., Costello D. J. Error Control Coding. 2nd ed. Upper Saddle River: Prentice Hall, 2004. 1272 p.
7. Al-Dweik A., Le Goff S., Sharif B. A Hybrid Decoder for Block Turbo Codes. *IEEE Trans. Commun.* 2009. Vol. 57, No. 5. pp. 1229–1232. DOI: 10.1109/TCOMM.2009.05.070107.
8. Yoon S., Ahn B., Heo J. An Advanced Low-Complexity Decoding Algorithm for Turbo Product Codes Based on the Syndrome. *EURASIP J. Wireless Commun. Netw.* 2020. No. 131. DOI: 10.1186/s13638-020-01740-2.
9. Ivanov Yu. Yu., Bondarenko B. O., Zvuzdetsky E. O., Zditovetsky Yu. S. Estimating the complexity of decoding convolutional turbo codes and block codes of turbo products. *Bulletin of the Institute of Informatics.* 2024. No. 1. P. 51–55. DOI: 10.31649/1997-9266-2024-172-1-51-55.
10. Bisikalo, O.; Kharchenko, V.; Kovtun, V.; Krak, I.; Parameterization of the Stochastic Model for Evaluating Variable Small Data in the Shannon Entropy Basis. *Entropy* 2023, 25, 184.
11. Ivanov Yu. Yu., Maloshtan T. V., Zvuzdetsky E. O. Modified algorithm for decoding block codes of turbo products. *Bulletin of the Institute of Informatics.* 2025. No. 4. P. 90–94. DOI: 10.31649/1997-9266-2025-181-4-90-94.
12. Intellectual technologies in medical diagnostics, treatment and rehabilitation: monograph / [S.V. Pavlov, O.G. Avrunin, S.M. Zlepko, E.V. Bodianskyi and others]; edited by S. Pavlov, O. Avrunin. – Vinnytsia: PP “TD “Edelweiss and K”, 2019. – 260 p.

Дата надходження: 21.02.2026

Дата прийняття до друку після рецензування: 20.03.2026

Дата публікації: 18.06.2026

Ця робота ліцензується відповідно до

[Creative Commons Attribution 4.0 International License](https://creativecommons.org/licenses/by/4.0/)

ЗВУЗДЕЦЬКИЙ ЄГОР ОЛЕКСАНДРОВИЧ – аспірант групи 126-23а, факультету інтелектуальних інформаційних технологій та автоматизації, Вінницький національний технічний університет, м. Вінниця, [e-mail: egorzvuzdetskyi@gmail.com](mailto:egorzvuzdetskyi@gmail.com), <https://orcid.org/0009-0005-4885-8967>

ІВАНОВ ЮРІЙ ЮРІЙОВИЧ — к.т.н., доцент кафедри автоматизації та інтелектуальних інформаційних технологій, Вінницький національний технічний університет, Вінниця, [e-mail: ivanov@vntu.edu.ua](mailto:ivanov@vntu.edu.ua), <https://orcid.org/0000-0003-2125-1004>

Egor ZVUZDETSKYI, Yurii IVANOV

**INTELLIGENT INFORMATION SYSTEM FOR FAILURE-RESISTANT DECODING OF BLOCK
TURBO CODES IN DISTRIBUTED COMPUTER SYSTEMS**

Vinnytsia National Technical University