КОМП’ЮТЕРНІ СИСТЕМИ І КОМПОНЕНТИ

УДК 681.325.5

О. Д. Азаров, О. І. Черняк, В. В. Туйчев

ВЕКТОРНИЙ МЕТОД ЛОКАЛІЗАЦІЇ ПОМИЛОК ПІДВИЩЕНОЇ ЕФЕКТИВНОСТІ

Вінницький національний технічний університет, Вінниця

Анотація. У статті розглянуто проблеми, що виникають під час передавання і зберігання інформації, а саме пошкодження даних під впливом зовнішніх завад. Обгрунтовано актуальність даної теми. Проведено аналіз існуючих підходів до побудови завадостійких кодів, а саме: кодів Ріда-Соломона, кодів Хеммінга, векторних кодів. Запропоновано власний метод побудови дерева згортки при векторному кодуванні, що дозволяє локалізувати подвійні помилки та відновити пошкоджені ділянки даних, за допомогою одного контрольного розряду на слово даних. Запропоноване дерево згортки надає можливість простого розширення розрядності даних. Таким чином, описаний метод достовірного передавання і зберігання інформації має мінімальну надлишковість даних та за рахунок регулярної будови дерева – підвищену ефективність.

Ключові слова: коди Хеммінга, коди Ріда-Соломона, векторні коди, метод фруктового саду, надлишковість, передача інформації.

Аннотация. В статье рассмотрены проблемы, возникающие при передаче и хранении информации, а именно повреждения данных под влиянием внешних помех. Обоснована актуальность данной темы. Проведен анализ существующих подходов к построению помехоустойчивых кодов, а именно: кодов Рида-Соломона, кодов Хемминга, векторных кодов. Предложено собственный метод построения дерева свертки при векторном кодировании, который позволяет локализовать двойные ошибки и восстановить поврежденные участки данных, с помощью одного контрольного разряда на слово данных. Предложенное дерево свертки предоставляет возможность простого расширения разрядности данных. Таким образом, описанный метод достоверной передачи информации и хранения имеет минимальную избыточность данных и за счет регулярной строения дерева - повышенную эффективность.

Ключевые слова: коды Хэмминга, коды Рида-Соломона, векторные коды, метод фруктового саду, избыточность, передача информации.

Abstract. The article considers the problems that arise during the transmission and storage of information, namely data corruption under the influence of external interference. The relevance of this topic is substantiated. An analysis of existing approaches to the construction of noise-tolerant codes, namely: Reed-Solomon codes, Hamming codes, vector codes. Our own method of constructing a convolution tree with vector coding is proposed, which allows to localize double errors and recover damaged parts of the data, using one control bit per data word. The proposed convolution tree allows you to easily extend the bit size of the data. Thus, the described method of reliable transmission and storage of information has a minimal redundancy of data and due to the regular structure of the tree - increased efficiency.

Key words: Hamming codes, Reed-Solomon codes, vector codes, orchard method, redundancy, information transfer.

DOI: https://doi.org/10.31649/1999-9941-2021-51-2-60-67.

Вступ

Розширення інформаційної галузі потребує підвищення достовірності при передаванні та зберіганні великих обсягів даних. Всі існуючі підходи до вирішення вказаних задач базуються на введенні у дані надлишковості для зберігання інформації з метою подальшого аналізу появи помилок. Відомо ряд публікацій, що стосуються використання надлишковості для підвищення ефективності обробки інформації [1-11]. До важливих критеріїв вирішення проблем достовірного передавання і зберігання великих обсягів даних, відносять високу ефективність виявлення помилок при незначній надлишковості. Розробка методу, що задовільнить ці критерії є актуальною задачею.

Традиційними способами виявлення та виправлення помилок є коди Ріда-Соломона, коди Хеммінга та інші [12-14]. Всі вони призводять до великої надлишковості, оскільки для локалізації помилок аналізують інформацію про код кожного окремого слова. Збільшення надлишковості даних призводить до зменшення швидкості їх передавання і обробки. Тому перспективним напрямком досліджень для підвищення достовірності передавання і зберігання інформації є локалізація множинних помилок за рахунок аналізу кодів групи сусідніх слів з метою зменшення надлишковості даних.

Одним з ефективних підходів до підвищення достовірності є методи локалізації помилок в двійкових даних та їх подальшого виправлення за допомогою векторних кодів [15-17]. Такі методи передбачають додавання одного контрольного біта до кожного двійкового слова і використання певних розрядів декількох сусідніх слів даних для його обчислення. Відомі публікації, де вказано, що використання векторного методу дозволяє виявляти та виправляти помилки в двійкових даних. Проте, даний підхід потребує подальшого дослідження та обґрунтування. У даній статті авторами запропоновано метод векторного кодування, який дозволяє локалізувати одинарні і подвійні помилки при передаванні і зберіганні великих обсягів інформації за допомогою лише одного контрольного розряду. Запропонований метод використовує вектори з регулярною будовою, що надає можливість простого нарощування розрядності кодових слів.

Актуальність

Однією з найважливіших науково-технічних проблем в сучасному світі є створення автоматизованих систем управління та контролю для виконання різних завдань. У процесі автоматизованого управління та контролю відбувається інтенсивний обмін значними обсягами інформації між окремими частинами системи. При цьому обсяг запам'ятовуваної інформації, а також швидкість її обробки та передачі постійно ростуть. Таким чином, розширення сфери впровадження автоматизованих систем управління потребує вирішення задачі досягнення високої достовірності передавання і зберігання даних при незначній їх надлишковості Саме тому тема даного дослідження є актуальною.

Мета

Метою статті є розробка методу формування контрольних бітів для зменшення надлишковості даних при їх передаванні та зберіганні.

Задачі

1. Проведення існуючих підходів до побудови кодів з виправленням помилок;
2. Розробка методу векторного кодування з можливістю розширення розрядності.

Аналіз існуючих підходів до побудови кодів з виправленням помилок

Одним з найвідоміших прикладів контролюючих кодів – є коди Хеммінга [14]. Побудова кодів Хеммінга базується на перевірці на парність числа одинарних символів: до послідовності додається такий елемент, щоб число одинарних символів у створеній послідовності було парним (1).

$$r_1 = i_1 \oplus i_2 \oplus \dots \oplus i_k \tag{1}$$

Далі виконується складання по модулю 2

$$S = i_1 \oplus i_2 \oplus \dots \oplus i_n \oplus r_1 \tag{2}$$

Якщо в результаті (2), S = 0, то помилки немає, якщо S = 1, то одинарна помилка. Такий код називається (k+1, k) або (n, n-1). Перше число – кількість елементів в послідовності, а друге – кількість інформаційних бітів. Для кожного числа перевірочних символів r = 3, 4, 5, ... існує класичний код Хемімінга з маркуванням (3)

$$(n, k) = (2^r - 1, 2^r - 1 - r), \qquad \text{тобто} - (7{,}4), (15{,}11), (31{,}26) \tag{3}$$

При інших значеннях k – в результаті виходить усічений код, наприклад при k=5, кодом Хеммінга буде (9,5), який являється усіченим від класичного (15,11). Для кожного класичного коду Хеммінга існують ненульові синдроми і відповідні їм конфігурації помилок, по яким в результаті можна їх локалізувати та виправити. Слід зауважити, що залишаються непоміченими помилки, що виникають одночасно в двох, чотирьох, і т. д. − в парному кількості розрядів. Передбачається, що подвійні, а тим більше множинні помилки малоймовірні.

Проте, існує багато різних задач, в ході яких трапляються не лише одинарні помилки. Накладання помилок зменшує ймовірність знайти та локалізувати помилку. Противагою даному методу є код Ріда-Соломона, який дозволяє локалізувати та виправляти не лише одинарні помилки [15]. Коди Ріда-Соломона (n,k) визначені на r-бітових символах при всіх n і k, для яких виконується умова (4)

$$0 < k < n < 2^r + 2\,, \tag{4}$$

де k − число інформаційних символів, n – число кодових символів в блоці. Для більшості (n,k)-кодів Ріда-Соломона(далі РС) справджується рівність

$$(k, n = (2^r - 1, 2^r - 1 - 2 * t), \tag{5}$$

де t – кількість помилкових символів, які може виправити код, а n-k = 2t – число контрольних символів.

Код РС має найбільшу мінімальну відстань можливу для лінійного коду d(min) = n-k+1. Той факт, що 2t послідовних степенів α - корні породжуючого многочлена g (x) або, що спектр містить 2t послідовних нульових компонентів, є важливою властивістю коду, що дозволяє виправляти t помилок. Не зважаючи на те, що даний алгоритм є надзвичайно потужним інструментом, він може мати надлишковість в 25% від вхідних даних [13].

Найбільш простими способами побудови кодів, локалізуючих і коригуючих помилки передачі або зберігання двійкової інформації, є коди, що базуються на виявленні кратності конкретних бітів даних.

Скоттом Е. та Гетшелем Д. [17] запропоновано векторний код, що дає можливість локалізувати і виправити помилки за допомогою лише одного контрольного розряду на слово. Метод дозволяє ефективно виявляти і виправляти помилку теоретично будь-якої кратності в межах блоку певної кількості слів. Як стверджують автори, така модель помилок найбільш вірогідна при передаванні, записуванні і зчитуванні потокової інформації. Для контролю вони запропонували так званий, метод фруктового саду, концепція якого базується на візуальному враженні, що складається в людини, при проходитженні яблуневого саду з регулярно розміщеними рядами дерев. На рисунку 1 надана схема локалізації одинарної помилки за допомогою даного методу при використанні двох векторів згортки за модулем 2.

Всі вектори згортки в один контрольний розряд назвемо деревом згортки. З рисунку видно, що одинарна помилка призведе до порушення парності у двох контрольних розрядах К1 і К2, які назвемо контрольним слідом.

	1			1		2			2	
	1			1	2			2		
	1			■			2			
	1		2	1		2				
	1	2		1	2					
	К1			К2						

Рисунок 1 – Схема локалізації помилки дво-векторним кодом

Відстань між бітами контрольного сліду дозволяє однозначно встановити місце знаходження помилки. Отже, дво-векторний код дозволяє локалізувати і виправити одинарну помилку в межах блоку слів, кількість яких визначається довжиною дерева згортки.

У роботі [16] запропоновано використання три-векторного дерева згортки для локалізації одинарних та виявлення багатократних помилок, як це представлено на рисунку 2.

	2					1					3	
		2				1				3		
			2			1			3			
				2		1		3				
					2	1	3					
						К						

Рисунок 2 – Дерево згортки для симетричного три-векторного коду

На відміну від дерева згортки на рисунку 1, дана версія дозволяє локалізувати більше одинарних помилок. Таке дерево дозволяє легко визначити співвідношення для обчислення контрольних розрядів. Нехай елементи нульового (k=0) розряду є контрольними, тоді для масиву m-розрядних двійкових слів А вони обчислюються додаванням по модулю два за виразом (6).

$$a_i^0 = \left(\sum_{k=1}^{m-1} \left(a_i^k \oplus a_{i-k}^k \oplus a_{i+k}^k \right) \right)_{mod2} , \tag{6}$$

де a_i^k − k-й розряд і-го слова.

При декодуванні потоку m-розрядних двійкових слів-кодів перевіряється зберігання парності для всіх контрольних бітів, тобто виконується перевірка перевірка правильності виразу (7).

$$a_i^0 \oplus \left(\sum_{k=1}^{m-1} \left(a_i^k \oplus a_{i-k}^k \oplus a_{i+k}^k \right) \right)_{mod2} = 0 \tag{7}$$

Помилковий біт локалізується за допомогою двох розташованих підряд контрольних розрядів, для яких при декодуванні виявлено порушення парності. Якщо під час декодування потоку m-розрядних слів виявлено порушення парності у контрольних розрядах a_i та a_{i+t}, де $t<2m$, то при $i<m$ ідентифікується

помилка у слові з номером i, а при i≥m ідентифікується помилка у слові з номером (i+t). В обох випадках помилкивий розряд матиме номер t.

Однак, у випадку виникнення подвійної помилки у даному блоці можна навести приклади, коли один і той самий контрольний біт є елементом двох контрольних слідів. Подвійне порушення парності такого розряду не буде поміченим.

Метод векторного кодування для локалізації подвійних помилок з можливістю розширення розрядності

Для виправлення подвійних помилок в словах з розрядністю п'ять, (включаючи контрольний) у [17] запропонована форма дерева згортки, зображена на рисунку 3, що відповідає виразу (8).

$$a_i^0 = \sum_{j=0}^{n} \left(a_i^j \oplus a_{i+j+1}^j \right) \oplus a_{i+16}^0 \oplus a_{i+10}^1 \oplus a_{i+14}^2 \oplus a_{i+13}^3 \oplus a_{i+12}^4 . \tag{8}$$

№ розряду	№ слова																
	01	02	03	04	05	06	07	08	09	10	11	12	13	14	15	16	17
4	1					2							3				
3	1				2									3			
2	1			2											3		
1	1		2								3						
0	К	2															3

Рисунок 3 – Дерево згортки три-векторного коду

Така можливість базується на тому, що на кожному розрядному зрізі у згортці беруть участь три розряди, по одному з кожного вектора. Причому, відстані першим та другим, другим та третім, першим та третім розрядами є унікальними для даного зрізу і на других розрядних зрізах в дереві більше не повторюються. Тому навіть якщо відбудеться накладання біта контрольного сліду одного дерева та іншого, що приведе до неможливості визначення двох відстаней, то все одно залишиться третя унікальна відстань між бітами контрольного сліду, яка дозволить однозначно визначити помилковий розряд. Таким чином, при використанні векторного коду для локалізації n-кратних помилок потрібно будувати дерево згортки, яке має (n+1) векторів, причому повинні бути унікальними всі можливі відстані між векторами на кожному розрядному зрізі D.

Недоліком відомого дерева згортки [17], представленого на рисунку 2, є відсутність простої і зрозумілої закономірності побудови третього вектора для різних розрядностей. Це ускладнює нарощування розрядності слів при використанні векторного кодування для трьох і більшої кількості векторів.

Розглянемо умови яким повинно відповідати дерево згортки для локалізації і виправлення двох помилок. При наявності трьох векторів в формуванні одного контрольного розряду беруть участь три інформаційних розряди однієї ваги з різних слів. Контрольні розряди, в формуванні яких бере участь інформаційний розряд a_i^j назвемо контрольним слідом інформаційного розряду.

Нехай $\{a_f^k, a_g^k, a_h^k\} \subset D_i$, тоді $\{a_{f+b}^k, a_{g+b}^k, a_{h+b}^k\} \subset D_{i+b}$. Знайдемо контрольний слід розряду a_b^k. Нехай b = f + x = g + y = h + z, тоді правдивою є рівність (9)

$$\begin{aligned} &\{a_b^k, a_{g+x}^k, a_{h+x}^k\} \subset D_{i+x}; \\ &\{a_{f+y}^k, a_b^k, a_{h+y}^k\} \subset D_{i+y}; \\ &\{a_{f+z}^k, a_{g+z}^k, a_b^k\} \subset D_{i+z}. \end{aligned} \tag{9}$$

Визначимо умову накладання контрольних слідів від двох розрядів в двох точках.

Нехай $\{a_k^i, a_p^i, a_e^j, a_m^j\} \subset D_r$, нехай далі k>p>b>m і k-p=b-m=h, тобто в дереві на рівнях i та j існують дві пари рівновіддалених вершин. Тоді для довільного a_d^i $(d = k + x = p + y)$ отримаємо контрольний слід (10), при чому k=d-x, p=d-y і, отже, k-p=y-x=h, тобто контрольний слід a_d^i включає два контрольних розряди, що знаходяться на відстані h один від одного.

$$\begin{gathered}\{a_d^i, a_{p+x}^i\} \subset D_{r+x};\\ \{a_{k+y}^i, a_d^i\} \subset D_{r+y},\end{gathered} \qquad (10)$$

Аналогічно для довільного a_c^j $(c = b + z = m + \tau)$ отримаємо контрольний слід (11)

$$\begin{gathered}\{a_c^j, a_{m+z}^j\} \subset D_{r+z};\\ \{a_{b+\tau}^j, a_c^j\} \subset D_{r+\tau};\end{gathered} \qquad (11)$$

при чому b=c-z, m=c-τ і, отже, b-m=τ -z=h, тобто контрольний слід a_d^i включає два контрольних розряди, які знаходяться на відстані h один від одного. В тому випадку, коли τ = y, то z = τ – h = x, тобто два контрольних розряда контрольних слідів a_d^i і a_c^j співпадають. Отже, умова k-p=b-m є достатньою, для того щоб виникло співпадіння двох різних контрольних слідів. Необхідність даної умови доводиться від зворотного. Дійсно, нехай контролні сліди розрядів a_b^k, a_c^p мають спільні контрольні розряди d_j і d_{j+t}. Це означає, що як a_b^k так і a_c^p є елементами дерев згортки з вершинами в слові j в слові j+t.

$$\begin{gathered}\{a_b^k, a_c^p\} \subset D_j;\\ \{a_b^k, a_c^p\} \subset D_{j+t}\end{gathered} \qquad (12)$$

Оскільки формула згортки для всіх розрядів одна, то із (12) слідує (13)

$$\{a_{b+t}^k, a_{c+t}^p, a_b^k, a_c^p\} \subset D_{j+t}; \qquad (13)$$

тобто дерево містить два розряди на рівні k з відстанню між ними t і два розряди на рівні p з відстанню між ними t.

Таким чином, наявність двох пар рівновіддалених вершин в дереві є необхідною і достатньою умовою співпадіння контрольних слідів різних розрядів в двох точках. Отже, для того щоб не було накладання контрольних слідів в двох точках, дерева згортки не повинні включати в себе рівновіддалені розряди однієї ваги. Оскільки, при три-векторному дереві контрольний слід складається з трьох контрольних розрядів, то при подвійній помилці накладання контрольних слідів більше чим в двох точках неможливе.

У три-векторному дереві на кожному рівні знаходиться по три розряди a_i, a_l, a_k, де i, l, k – номери слів такі, що i<l<k. Нехай l-i=x, k-l=y, k-i=z. Для j-го рівня повинні виконуватись умови

$$\begin{gathered}x_j \neq y_j;\\ x_j \neq z_j;\\ y_j \neq z_j.\end{gathered} \qquad (14)$$

Кількість слів, що беруть участь в одному дереві згортки позначимо як R. При чому, z_{max}=R. Для зменшення R потрібно щоб множини {x}, {y}, {z} містили натуральні числа, що заповнюють без проміжків відрізок числової вісі від одиниці до R. Надамо більш строге формулювання умови для дерева згортки з мінімальним R.

Для будь-якого n визначити $\{x_1, \dots, x_n\}$, $\{y_1, \dots, y_n\}$, $\{z_1, \dots, z_n\}$ такі, що x, y, z – натуральні; $\{x\}\cap\{y\}=\varnothing$, $\{y\}\cap\{z\}=\varnothing$, $\{x\}\cap\{z\}=\varnothing$, причому, $\{\{x\}\cap\{y\}\cap\{z\}\}=\{1, 2, 3, ..., 3n+1\}$.

У даній роботі авторами пропонується конфігурація дерева згортки, яка при всіх позитивних властивостях відомого рішення для будь-якої розрядності надає просту і зрозумілу закономірність побудови дерева з трьох векторів, представлену виразом для визначення контрольного розряду $K_i = a_i^0$:

$$V1_i = \left(\sum_{j=1}^{n-1}(a_i^j)\right)_{mod2};$$

$$V2_i = \left(\sum_{j=0}^{n-1} (a^{j}_{i+j+1}) \right)_{mod2} \quad ;$$

$$V3_i = \left(\sum_{j=0}^{(n-1)/2} (a^{n-1-2j}_{i+2n+2-j}) \right)_{mod2} \oplus \left(\sum_{j=0}^{(n-3)/2} (a^{n-2-2j}_{i+3n+2-j}) \right)_{mod2} \quad ;$$

$$a_i^0 = V1_i \oplus V2_i \oplus V3_i.$$

На рисунку 4 зображено приклад запропонованого авторами дерева згортки для виправлення подвійних помилок, де К – контрольний розряд.

В запропонованому варіанті дерева згортки прослідковується проста закономірність його будови, що дозволить застосовувати даний метод для контролю слів даних будь-якої розрядності, а також при необхідності нарощувати розрядність пристрою контролю.

№ розряду	№ слова																
	01	02	03	04	05	06	07	08	09	10	11	12	13	14	15	16	17
4	1					2						3					
3	1				2												3
2	1			2							3						
1	1		2													3	
0	К	2								3							

Рисунок 4 – Запропонований варіант дерева згортки для три-векторного коду,

Висновки

У статті подано теоретичні аспекти модифікованого алгоритму векторного коду. Було описано існуючі методи кодування даних, проведено аналіз їх переваг та недоліків. Наведено аналітичні вирази для опису побудови дерева згортки три-вектороного коду, яке дозволяє виправляти подвійні помилки за допомогою одного контрольного розряду на слово. На основі проведеного аналізу запропоновано власний метод, який дозволяє будувати векторні коди з можливістю розширення розрядності даних за рахунок регулярної будови кодового дерева згортки, що і є підвищенням ефективності.

Список літератури

[1] А. Д. Азаров, А. И. Черняк, "Полнофункциональная побитовая обработка результатов аналого-цифрового преобразования," *на ІІІ міжнародній наук.-практ. конф. Методи та засоби кодування, захисту й ущільнення інформації*, Вінниця, с. 208–209. 2011.

[2] Olexiy D. Azarov, Olexander G. Murashchenko, Olexander I. Chernyak, Andrzej Smolarz, Gulzhan Kashaganova, "Method of glitch reduction in DAC with weight redundancy," in *16th Conference on Optical Fibers and Their Applications*, Proc. SPIE 9816, 98161T, Lublin and Naleczow, Poland, 2015; doi: 10.1117/12.2229045; http://dx.doi.org/10.1117/12.2229045.

[3] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Метод побудови швидкодіючих фібоначчієвих лічильників," *Проблеми інформатизації та управління*, №2 (46), с. 5–8. 2014.

[4] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Визначення довжини перенесення при додаванні в системах числення з адитивними та мультиплікативними співвідношеннями між вагами розрядів," *Наукові праці Донецького національного технічного університету. Серія: Обчислювальна техніка та автоматизація*, № 74, с. 401–407. 2004. ISSN 1996-1588.

[5] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Структурна організація побітового множення і ділення кодів золотої пропорції," *Проблеми інформатизації та управління*, №3(21), с. 5–13. 2007. ISSN 2073-4751.

[6] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Розрядність пристроїв порозрядного додавання в АМ-системах числення," Наукові праці Вінницького національного технічного університету № 4, с. 1−9. 2010. [Електронний ресурс]. Режим доступу: http://praci.vntu.edu.ua/index.php/praci/article /view/233. Дата звертання: Лис. 2020.

[7] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Структурна організація побітового додавання і віднімання кодів золотої 1-пропорції з урахуванням знаків," *Інформаційні технології та комп’ютерна інженерія*, № 3(22), с. 13–16. 2011. ISSN 1999-9941.

[8] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Аналіз витрат обладнання пристроїв побітової арифметики у системі числення золотої 1-пропорції," *Проблеми інформатизації та управління,* № 2(38), с. 5–9. 2012. ISSN 2073-4751.

[9] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, *Повнофункціональна побітова потокова арифметика зі зменшеними витратами обладнання: монографія*. Вінниця, Україна: ВНТУ, 2013.

[10] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, "Обмеження адитивних співвідношень при порозрядній потоковій обробці в АМ-системах числення," *Інформаційні технології та комп'ютерна інженерія*, № 3(31), с. 67–71. 2014. ISSN 1999-9941.

[11] О. Д. Азаров, О. І. Черняк, О. Г. Муращенко, "Порозрядне додавання в АМ-системах числення на основі адитивних перетворень,"*Проблеми інформатизації та управління*, № 1(45), с. 14–21. 2014. ISSN 2073-4751.

[12] Richard W. Hamming *The Art of Doing Science and Engineering*, Australia: GORDON AND BREACH SCIENCE PUBLISHERS, 2005.

[13] Stephen B. Wicker, Vijay K. Bhargava *Reed-Solomon Codes and Their Applications.* Wiley-IEEE Press, 1999. ISBN: 978-0-7803-5391-6.

[14] А. И. Королев, *Коды и устройства помехоустойчивого кодирования информации.* Минск, 2002

[15] А. И. Черняк, А. П. Стахов, В. П. Марценюк, В. И. Пилипчак, О. А. Пленсак, "Устройство кодирования по векторному методу," *МКИ4 G 06 F 11/10 №1451700 A1,* 15.01.89.

[16] О. П. Шафеева, "Векторные коды для локализации ошибок в двоичных данных," *Омский научный вестник,* №3 (32). 2005.

[17] Э. Скотт, Д. Гетшель, "Исправление многобитовых ошибок при помощи одного контрольного бита на слово," *Электроника*, № 9, с. 40–47. 1981.

Стаття надійшла: 09.08.2021.

References

[1] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "Polnofunktsionalnaya pobitovaya obrabotka rezultatov analogo-tsifrovogo preobrazovaniya," *in 3-th international scientific-practical Conference on Methods and Means of Encoding, Protection and Compression of Information* (MMEPCI 2011), Vinnytsya, Ukraine, April 20-22, 2011, s. 208−209.

[2] Olexiy D. Azarov, Olexander G. Murashchenko, Olexander I. Chernyak, Andrzej Smolarz, Gulzhan Kashaganova, "Method of glitch reduction in DAC with weight redundancy," *in 16th Conference on Optical Fibers and Their Applications*, Proc. SPIE 9816, 98161T, Lublin and Naleczow, Poland, 2015; doi: 10.1117/12.2229045; http://dx.doi.org/10.1117/12.2229045.

[3] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, O. G. Murashchenko, "The construction method for high-speed Fibonacci counters," *Informatics and control problems*, №2(46), pp. 5−8. 2014.

[4] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "Vyznachennya dovzhiny perenesennya pri dodavanni v systemah chislennya z adydyvnymy i multiplikativnymy spivvidnoshennyamy mizh vagamy rozryadiv," *Scientific papers of Donetsk National Technical University. Series: Informatics, Cybernetics and Computer Science*, № 74, pp. 401−407. 2004. ISSN 1996-1588.

[5] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "Structurna organizatsiya pobitovogo mnojennya i dilennyarjlsd kodiv zolotoi proportsii," *Informatics and control problems*, №3(21), pp. 5–13. 2007. ISSN 2073-4751.

[6] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "Rozryadnist prystroiv porozryadnogo dodavannya v AM-systemah chislennya," *Scientific Works of Vinnytsia National Technical University* № 4, pp. 1−9. 2010. [Online resource]. Available: http://praci.vntu.edu.ua/index.php/praci/article/view/233. Access on: Nov. 2020.

[7] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "The structural organization of bit-serial adding and subtraction for golden 1-ratio codes with signs," *Information technology and computer engineering*, № 3(22), pp. 13–16. 2011. ISSN 1999-9941.

[8] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "Analiz vytrat obladnannya prystroiv pobitovoi aryfmetyky u systemi chyslennya zolotoi 1-proportsii," *Informatics and control problems*, №2(38), pp. 5−9. 2012. ISSN 2073-4751.

[9] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, *The full-function pipe-line bit-serial arithmetic with reduced hardware expenses: monography*. Vinnytsia, Ukraine: VNTU, 2013.

[10] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, "The limitations of additive relationships at order-sequential pipeline processing in AM numerical systems, " *Information technology and computer engineering*, №3(31), pp. 67−71. 2014. ISSN 1999-9941.

[11] O. D. Azarov, O. I. Chernyak, O. G. Murashchenko, "Porozryadne dodavannya v AM-systemah chyslennya na osnovi adytyvnyh spivvidnoshen," *Informatics and control problems*, №1(45), pp. 14−21. 2014. ISSN 2073-4751.

[12] Richard W. Hamming The Art of Doing Science and Engineering, Australia: GORDON AND BREACH SCIENCE PUBLISHERS, 2005.

[13] Stephen B. Wicker, Vijay K. Bhargava Reed-Solomon Codes and Their Applications. Wiley-IEEE

Press, 1999. ISBN: 978-0-7803-5391-6.

[14] A. I. Korolev *Kody i ustroystva pomehoustoychevogo kodirovaniya informftsii*. Minsk, 2002.

[15] O. I. Chernyak, O. P. Stakhov, V. P. Martsenyuk, V. I. Pilipchak, O. A. Plevsak, "Ustroystvo kodirovaniya po vektornomu metodu," *МКИ4 G 06 F 11/10 №1451700 A1*, 15.01.89.

[16] O. P. Shafeeva "Vektornye kody dlya lokalizatsii oshibok v dvoichnyh danyh," *Ovskiy nauchniy vestnik*, №3 (32). 2005.

[17] E. Scott, D. Getshel, "Correcting multi-bit errors with one check bit per word," *Electronics*, № 9, pp. 40−47. 1981.

Відомості про авторів

Азаров Олексій Дмитрович – доктор технічних наук, професор, завідувач кафедри обчислювальної техніки.

Черняк Олександр Іванович – кандидат технічних наук, доцент кафедри обчислювальної техніки.

Туйчев Владислав Володимирович – аспірант кафедри обчислювальної.

А. Д. Азаров, А. И. Черняк, В. В. Туйчев

ВЕКТОРНЫЙ МЕТОД ЛОКАЛИЗАЦИИ ОШИБОК ПОВЫШЕННОЙ ЭФФЕКТИВНОСТИ

Винницкий национальный технический университет, г. Винница

O. D. Azarov, O. I. Chernyak, V. V. Tuychev

VECTOR METHOD OF ERRORS LOCALIZATION WITH HIGHER EFFICIENCY

Vinnytsia National Technical University, Vinnytsia