

МАРКОВСЬКИЙ О.П.,  
АБУ-УСБАХ О.Н.,  
ФЕДОРЕЧКО О.І.,  
ПЕРЕСЕНЧУК Д.В.

## МЕТОД КОРЕКЦІЇ БЛОКІВ ДАНИХ ПОШКОДЖЕНИХ ПРИ ПЕРЕДАЧІ В БЕЗДРОТОВИХ КАНАЛАХ

В статті пропонується нова технологія корекції блоків даних при передачі в бездротових лініях глобальних комп'ютерних мереж. Розроблений метод має за основу відновлення пошкодженого при передачі блоку в цілому на противагу корекції окремих символів. Досягнутий ефект зумовлений розділенням процесів виявлення та виправлення помилок. В основі запропонованого методу покладено прості математичні операції, що забезпечує ефективну апаратну реалізацію на програмованих логічних матрицях.

This paper proposes an innovative technique for correcting of erroneous data blocks in transmitted over the wireless channels of global computer network. Proposed method is based on recovering of whole data damaged blocks instead of individual symbols correction. Efficiency is achieved by separating the error detection from the correction process and using different codes for each case. The proposed technique is based on simple mathematical operations and is suitable for implementation in FPGA devices.

### Вступ

Динамічний розвиток засобів і технологій передачі даних значною мірою визначає загальний прогрес систем комп'ютерної обробки інформації.

Тенденцією розвитку засобів передачі цифрових даних є невинне зростання питомої ваги бездротових технологій. Суттєвою вадою останніх є вразливість до впливу зовнішніх завад. Відповідно, при використанні бездротових технологій передачі даних зростає кількість помилок, які здебільшого мають характер "пачки помилок" (burst errors) - групи суміжних спотворених символів [1].

З іншого боку, значне зростання об'ємів даних, що передаються по радіоканалах має наслідком збільшення інтенсивності зовнішніх електромагнітних полів і, відповідно, зростання впливу зовнішніх завад.

Розвиток можливостей інтегральних технологій стимулює постійне підвищення рівня спектрального ущільнення тобто кількості бітів, що передаються одним сигналом, при передачі даних та підвищення темпу слідування несучих сигналів. Це призводить до помітного збільшення негативного впливу на надійність передачі явищ, пов'язаних з інтерференцією несучих сигналів [2].

Разом з тим, триває процес розширення використання комп'ютерних систем з розподіленими компонентами в усіх сферах людської діяльності, в тому числі тих, які пов'язані з техногенними чи іншими ризиками. Для таких

застосувань потрібно забезпечити високий рівень надійності передачі даних.

Наведенні чинники визначають нагальну необхідність постійного вдосконалення засобів виявлення та виправлення помилок передачі даних, в тому числі в глобальних мережах Інтернет.

### Аналіз існуючих технологій корекції передачі даних

В рамках дослідження розглядається ситуація передачі по радіоканалу з використанням спектральної модуляції по мережі інформаційної послідовності  $D$ , що складається  $t$  блоків  $B_1, B_2, \dots, B_m$ , кожен з яких містить по  $n$  символів.

Досліджується типова для практики ситуація виникнення помилок в результаті дії зовнішніх завад, результатом дії яких є виникнення "пачки помилок". В більшості теоретичних моделей [1] виникнення помилок передачі цифрових даних вважається, що кількість виникаючих "пачок" підпорядкована біноміальному закону розподілу, в той час як закон розподілу довжини "пачки" має більш складний характер [3].

Традиційними для корекції помилок передачі даних є дві технології

- виявлення помилок, що виникають при передачі блоку, за допомогою спеціальних кодів з подальшою повторною передачею при наявності помилки;

- використання корегуючих кодів, які дозволяють прямо виправити обмежену кількість помилок передачі даних за рахунок конт-

рольних символів, що передаються разом з блоком.

Вважається [4], що перша технологія більш ефективна при відносно малій інтенсивності виникнення помилок. Відповідно, основною сферою її застосування є кабельні канали передачі цифрових даних. Її перевагами є значно менша в порівнянні з корегуючими кодами кількість контрольних розрядів, а також те, що вона дозволяє виправляти помилки будь-якої кратності, в тому числі “пачки” помилок довільної довжини.

Суттєвими недоліками повторної передачі вважаються [4]:

- необхідність використання зворотного зв'язку при передачі даних, що суттєво уповільнює транзакції в глобальній мережі;
- можливість виникнення помилки при повторній передачі даних;
- необхідність буферизації даних, що передаються по мережі до отримання підтвердження коректності передачі.

Корегуючі коди [5] вважаються більш ефективним засобом виправлення помилок при відносно великій інтенсивності їх виникнення. Для більшості корегуючих кодів, і зокрема для найбільш поширеного в мережових технологіях коду Ріда-Соломона, кількість контрольних символів вдвічі перевищує кратність  $k$  спотворених при передачі символів, що можуть бути скореговані.

Перевагами корегуючих кодів типу Ріда-Соломона є те, що вони дозволяють локалізувати та виправити задану кількість пошкоджених символів блоку з використанням теоретично мінімальної кількості контрольних розрядів.

Суттєвим недоліком згаданих корегуючих кодів є висока обчислювальна складність процесів локалізації і корекції спотворених при передачі символів, пов'язана з необхідністю розв'язання систем лінійних символічних рівнянь в арифметиці полів Галуа [4]. Враховуючи, що архітектура сучасних процесорів не розрахована на виконання операцій на полях Галуа, для швидкої корекції помилок з використанням корегуючих кодів здебільшого використовуються спеціальні апаратні засоби. Обчислювальна складність реалізації корекції залежить від кількості символів, які здатен корегувати код.

Відповідно, основною проблемою практичного застосування корегуючих кодів в сучасних умовах є варіювання в широких межах часового

проміжку дії зовнішньої завади і, відповідно числа спотворених символів в “пачці”. Для забезпечення високої надійності корекції “пачки помилок” існує дві можливості:

- збільшення кількості контрольних символів на блок, що має наслідком помітне уповільнення процесу корекції і зростання рівня інформаційної надлишковості [5];
- застосування технології створення віртуальних блоків шляхом перемішування символів різних фізичних блоків і обчислення контрольних символів по віртуальним блокам. Це надає змогу статистично вирівняти кількість спотворених символів в кожному з блоків, але, з одного боку не гарантує виправлення заданої кількості помилок, а з другого - суттєво уповільнює процеси кодування та корекції даних [1].

В умовах збільшення інтенсивності виникнення помилок передачі даних в каналах глобальних мереж, існуючі корегуючі коди не дозволяють повною мірою вирішити проблему забезпечення безпомилкової передачі цифрових даних.

Це вимагає розробки нових засобів виправлення помилок, які в більшій мірі враховують особливості їх виникнення в бездротових мережах під дією зовнішніх завад та особливості передачі блоків в глобальних комп'ютерних мережах.

Одним з можливих підходів при цьому є комбіноване використання кодів для виявлення помилок в блоках та кодів для виправлення цілих блоків. Оскільки основний об'єм витрат обчислювальних ресурсів при використанні кодів Ріда-Соломона приходить на локалізацію спотворених символів, то такий підхід дозволить суттєво спростити та прискорити процес корекції.

Ціллю досліджень є створення ефективного методу виправлення блоків цифрових даних при їх передачі по бездротовим каналам глобальних комп'ютерних мереж.

### Метод корекції блоків даних

Сутність розробленого методу корекції помилок передачі символів в каналах зі спектральною модуляцією полягає в комбінованому застосуванні двох технологій: виявлення помилок передачі блоку за допомогою кодів CRC [4] та передача  $h$  контрольних блоків, за допомогою яких виправляється будь-які  $h$  з інформаційних блоків. Задля спрощення викладу, в статті розкрито запропоновану технологію відновлення пошкоджених при передачі по безд-

ротовим каналам для  $h=4$ , тобто в ситуації, коли кількість спотворених блоків не перевищує 4-х.

Як зазначалося вище, інформаційна посилка  $D$  передається у вигляді  $m$  блоків  $B_1, B_2, \dots, B_m$ , кожен з яких складається з  $n$  символів. Тобто кожен  $j$ -тий ( $j=1, \dots, m$ ) блок  $B_j$  може бути представлений як набір символів  $B_j = \{b_{j1}, b_{j2}, \dots, b_{jn}\}$ .

Передача кожного  $j$ -го блоку  $B_j$  контролюється кодом виявлення помилок передачі, зокрема CRC або WCS [3], який використовує  $k$  контрольних розрядів, що передаються разом з блоком. Додатково передаються також чотири контрольних блоків  $C_1, C_2, \dots, C_4$ , що дозволяє виправити до 4-х спотворених при передачі блоків інформаційної посилки.

Контрольні блоки пропонується формувати на передавачі наступним чином.

Контрольні блоки  $C_1$  та  $C_2$  складаються з  $n+m-1$  символів та формуються наступним чином. Кожен  $i$ -тий символ  $c_{1i}$ ,  $i=1, \dots, n+m-1$  першого контрольного блоку  $C_1$  пропонується формувати як суму за модулем певної підмножини символів інформаційних блоків наступним чином:

$$\forall i \in \{1, \dots, m\} : c_{1i} = \bigoplus_{q=1}^i b_{i-q+1, q} \quad (1)$$

$$\forall i \in \{m+1, \dots, n\} : c_{1i} = \bigoplus_{q=i-m+1}^i b_{i-q+1, q}$$

$$\forall i > n : c_{1i} = \bigoplus_{q=i-m+1}^n b_{i-q+1, q}$$

Кожен  $i$ -тий символ  $c_{2i}$ ,  $i=1, \dots, n+m-1$  другого контрольного блоку  $C_2$  пропонується формувати як суму за модулем певної підмножини символів інформаційних блоків наступним чином:

$$\forall i \in \{1, \dots, m\} : c_{2i} = \bigoplus_{q=1}^i b_{m-i+q, q} \quad (2)$$

$$\forall i \in \{m+1, \dots, n\} : c_{2i} = \bigoplus_{q=i-m+1}^i b_{m-i+q, q}$$

$$\forall i > n : c_{2i} = \bigoplus_{q=i-m+1}^n b_{m-i+q, q}$$

Контрольні блоки  $C_3$  та  $C_4$  складаються з  $n+2 \cdot (m-1)$  символів. Формування кожного з символів третього блоку  $C_3$  виконується згідно виразу:

$$\forall 1 \leq i \leq 2 \cdot m - 3 : c_{3i} = \bigoplus_{q=0}^{(i-1) \text{ div } 2} b_{q+1, i-2 \cdot q}, \quad (3)$$

$$\forall 2 \cdot m - 2 \leq n : c_{3i} = \bigoplus_{q=0}^{m-1} b_{q+1, i-2 \cdot q}$$

$$\forall n < i \leq n + 2 \cdot m - 2 : c_{3i} = \bigoplus_{q=(i-n-1) \text{ div } 2+1}^{m-1} b_{q+1, i-2 \cdot q}$$

В формулах (3) позначення  $\alpha \text{ div } \beta$  відповідає операції цілочисельного ділення (тобто з відкиданням залишку)  $\alpha$  на  $\beta$ .

Кожен  $i$ -тий символ  $c_{3i}$ ,  $i=1, \dots, n+2 \cdot (m-1)$  четвертого контрольного блоку  $C_4$  пропонується формувати як суму за модулем певної підмножини символів інформаційних блоків згідно з наступною формулою:

$$\forall 1 \leq i \leq 2 \cdot m - 2 : c_{4i} = \bigoplus_{q=0}^{(i-1) \text{ div } 2} b_{m-q, i-2 \cdot q}, \quad (4)$$

$$\forall 2 \cdot m - 1 \leq i \leq n : c_{4i} = \bigoplus_{q=0}^{m-1} b_{m-q, i-2 \cdot q}$$

$$\forall n < i \leq n + 2 \cdot m - 2 : c_{4i} = \bigoplus_{q=(i-n-1) \text{ div } 2+1}^{m-1} b_{m-q, i-2 \cdot q}$$

Сформовані описаним способом на передавачеві контрольні блоки  $C_1, \dots, C_4$  доповнюються кодами для виявлення помилок передачі.

Нехай, в процесі передачі були пошкоджені чотири інформаційні блоки з порядковими номерами  $v, w, u, z$ , причому  $v < w < u < z$ . Відповідно, постає задача відновлення символів блоків  $B_v = \{b_{v1}, b_{v2}, \dots, b_{vn}\}$ ,  $B_w = \{b_{w1}, b_{w2}, \dots, b_{wn}\}$ ,  $B_u = \{b_{u1}, b_{u2}, \dots, b_{un}\}$  та  $B_z = \{b_{z1}, b_{z2}, \dots, b_{zn}\}$ .

Метод передбачає відновлення зазначених символів в наступному порядку:

1. Відновлюються символи  $b_{v1}, b_{v2}, \dots, b_{v, w-v}$  за допомогою контрольних символів  $c_{3, 2 \cdot v-1}, c_{3, 2 \cdot v}, \dots, c_{3, w+v-2}$  відповідно. Кожен із вказаних контрольних символів згідно (3) може бути представлений у вигляді

$$c_{3, 2 \cdot v-1} = \bigoplus_{q=0}^{v-1} b_{q+1, 2 \cdot v-1-2 \cdot q} = b_{1, 2 \cdot v-1} \oplus b_{2, 2 \cdot v-3} \oplus \dots \oplus b_{v, 1}$$

$$c_{3, 2 \cdot v} = \bigoplus_{q=0}^v b_{q+1, 2 \cdot v-2 \cdot q} = b_{1, 2 \cdot v} \oplus b_{2, 2 \cdot v-2} \oplus \dots \oplus b_{v, 2}$$

.....

$$c_{3, w+v-2} = \bigoplus_{q=0}^{(w+v-2) \text{ div } 2} b_{q+1, w+v-1-2 \cdot q} = b_{1, w+v-1} \oplus b_{2, w+v-3} \oplus \dots \oplus b_{v, w-v} \oplus \dots \oplus b_{(w+v-2) \text{ div } 2+1, \zeta}$$

де  $\zeta=1$ , якщо  $w+v$ -парне і  $\zeta=2$ , якщо  $w+v$  - непарне. Кожне з наведених рівнянь (5) містить лише одну невідому компоненту:  $b_{v,1}$  для першого рівняння,  $b_{v,2}$  -для другого рівняння,  $b_{v,w-v}$  для останнього рівняння. Всі інші компоненти рівнянь належать до інформаційних блоків з номерами меншими  $v$  та блоків з номерами меншими за  $w$ . Виходячи з цього, символи  $b_{v,1}, b_{v,2}, \dots, b_{v,w-v}$  відновлюються у вигляді:

$$\begin{aligned}
 b_{v,1} &= c_{3,2,v-1} \oplus b_{1,2,v-1} \oplus \dots \oplus b_{v-1,3} \\
 b_{v,2} &= c_{3,2,v} \oplus b_{1,2,v} \oplus \dots \oplus b_{v-1,4} \\
 &\dots\dots\dots \\
 b_{v,w-v} &= c_{3,w+v-2,1} \oplus b_{1,w+v-1} \oplus \dots \\
 &\oplus b_{v-1,w-v-2} \oplus b_{v+1,w-v+2} \oplus \dots \\
 &\oplus b_{(w+v-2)div2+1,\zeta}
 \end{aligned}
 \tag{6}$$

2. Відновлюються  $z-u$  символів  $b_{z,1}, b_{z,2}, \dots, b_{z,z-u}$  з використанням символів 4-го контрольного блоку:  $c_{4,2,(m-z)+1}, c_{4,2,(m-z)+2}, \dots, c_{4,2,(m-z)+z-u}$  відповідно. Кожен із вказаних контрольних символів згідно (4) може бути представлений у вигляді:

$$\begin{aligned}
 c_{4,2,(m-z)+1} &= \bigoplus_{q=0}^{m-z} b_{m-q,2,(m-z-q)+1} = \\
 &= b_{m,2,(m-z)+1} \oplus b_{m-1,2,(m-z)-1} \oplus \dots \oplus b_{z+1,3} \oplus b_{z,1} \\
 c_{4,2,(m-z)+2} &= \bigoplus_{q=0}^{m-z+1} b_{m-q,2,(m-z-q)+2} = \\
 &= b_{m,2,(m-z)+2} \oplus b_{m,2,(m-z)} \oplus \dots \oplus b_{z+1,4} \oplus b_{z,2} \\
 &\dots\dots\dots \\
 c_{4,2,(m-z)+z-u} &= \bigoplus_{q=0}^{m-z+(z-u)div2} b_{m-q,2,(m-q)-z-u} = \\
 &= b_{m,2,m-z-u} \oplus \dots \oplus b_{z,z-u} \oplus \dots \oplus b_{z-(z-u)div2,\zeta}
 \end{aligned}
 \tag{7}$$

де  $\omega=1$ , якщо  $z-u$ -парне і  $\omega=2$ , якщо  $z-u$  - непарне. Кожне з наведених рівнянь (7) містить лише одну невідому компоненту:  $b_{z,1}$  для першого рівняння,  $b_{z,2}$  -для другого рівняння,  $b_{z,z-u}$  для останнього рівняння. Всі інші компоненти рівнянь належать до інформаційних блоків з номерами більшими за  $z$  та блоків з номерами більшими за  $u$ . Виходячи з цього, символи останнього з пошкоджених в процесі передачі блоку:  $b_{z,1}, b_{z,2}, \dots, b_{z,z-u}$  відновлюються у вигляді:

$$\begin{aligned}
 b_{z,1} &= c_{4,2,(m-z)+1} \oplus b_{m,2,(m-z)+1} \oplus \\
 &\oplus b_{m-1,2,(m-z)-1} \oplus \dots \oplus b_{z+1,3} \\
 b_{z,2} &= c_{4,2,(m-z)+2} \oplus b_{m,2,(m-z)+2} \oplus \\
 &\oplus b_{m-1,2,(m-z)} \oplus \dots \oplus b_{z+1,4} \\
 &\dots\dots\dots \\
 b_{z,z-u} &= c_{4,2,(m-z)+z-u} \oplus b_{m,2,m-z-u} \oplus \\
 &\oplus b_{z-1,z-u+2} \oplus \dots \oplus b_{z-(z-u)div2,\omega}
 \end{aligned}
 \tag{8}$$

3. Організується цикл відновлення значень спотворених при передачі символів блоків  $B_v, B_w, B_u, B_z$  зі змінною  $j$ , що послідовно приймає значення від одиниці до  $n$ . До початку циклу відновлені  $w-v$  перших символів першого з пошкоджених блоків  $B_v$  та  $z-u$  початкових символів останнього з пошкоджених інформаційних блоків -  $B_z$  В рамках циклу виконується корекція  $(j+v-w)$ -го символу  $B_v$ ,  $(j+z-u)$ -го символу  $B_z$ ,  $j$ -того символу двох пошкоджених при передачі інформаційних блоків:  $B_w$  та  $B_u$ . В циклі виконується наступна послідовність дій:

3.1. Якщо  $j < n-w+v$ , то відновлюється значення  $b_{v,\mu}$  де  $\mu=j+(w-v)$  за формулами:

При  $\mu < 2 \cdot m$ :

$$b_{v,\mu} = c_{3,2,v+\mu-2} \oplus \bigoplus_{q=1}^{v-1} b_{q,\mu-2,q} \oplus \bigoplus_{q=v+1}^{\mu div2} b_{q,\mu-2,q}$$

При  $2 \cdot m \leq \mu \leq n$ :

$$b_{v,\mu} = c_{3,2,v+\mu-2} \oplus \bigoplus_{q=1}^{v-1} b_{q,\mu-2,q} \oplus \bigoplus_{q=v+1}^{m-1} b_{q,\mu-2,q}$$

При  $\mu > n$ :

$$b_{v,\mu} = c_{3,2,v+\mu-2} \oplus \bigoplus_{q=(\mu-n)div2}^{v-1} b_{q,\mu-2,q} \oplus \bigoplus_{q=v+1}^{m-1} b_{q,\mu-2,q}$$

3.2. Якщо  $j < n-z+u$ , то відновлюється значення  $b_{z,\lambda}$  де  $\lambda=j+(z-u)$  за формулами:

При  $\lambda < 2 \cdot m$ :

$$b_{v,\lambda} = c_{4,2,(m-z)+\lambda+1} \oplus \bigoplus_{q=0}^{m-z-1} b_{m-q,\lambda-2,q} \oplus \bigoplus_{q=m-z+1}^{\lambda div2} b_{m-q,\lambda-2,q}$$

При  $2 \cdot m \leq \lambda \leq n$ :

$$b_{v,\lambda} = c_{4,2,(m-z)+\lambda+1} \oplus \bigoplus_{q=0}^{m-z-1} b_{m-q,\lambda-2,q} \oplus \bigoplus_{q=m-z+1}^{m-1} b_{m-q,\lambda-2,q}$$

При  $\lambda > n$ :

$$b_{v,\lambda} = c_{4,2,(m-z)+\lambda+1} \oplus \bigoplus_{q=(\lambda-n)div2}^{m-z+1} b_{m-q,\lambda-2,q} \oplus \bigoplus_{q=m-z+1}^{m-1} b_{m-q,\lambda-2,q}$$

3.3. Відновлюється значення  $b_{w,j}$  згідно із формулами:

При  $j < m-w$ :

$$b_{w,j} = c_{1,j} \oplus \bigoplus_{q=1}^{w-1} b_{q,j+w-q} \oplus \bigoplus_{q=w+1}^{j+w-1} b_{q,j+w-q}$$

При  $m-w \leq j \leq n-w$ :

$$b_{w,j} = c_{1,j} \oplus \bigoplus_{q=1}^{w-1} b_{q,j+w-q} \oplus \bigoplus_{q=w+1}^m b_{q,j+w-q} \quad (11)$$

При  $j > n-w$ :

$$b_{w,j} = c_{1,j} \oplus \bigoplus_{q=j+w-n}^{v-1} b_{q,j+w-q} \oplus \bigoplus_{q=w+1}^m b_{q,j+w-q}$$

3.4. Відновлюється значення  $b_{u,j}$  згідно із формулами:

При  $j < m$ :

$$b_{u,j} = c_{2,j} \oplus \bigoplus_{q=0}^{m-u-1} b_{m-q,j+m-u-q} \oplus \bigoplus_{q=m-u+1}^{m+j-u-1} b_{m-q,j+m-u-q}$$

При  $m \leq j \leq n-m+u$ :

$$b_{u,j} = c_{2,j} \oplus \bigoplus_{q=0}^{m-u-1} b_{m-q,j+m-u-q} \oplus \bigoplus_{q=m-u+1}^{m-1} b_{m-q,j+m-u-q} \quad (12)$$

При  $j > n-m+u$ :

$$b_{u,j} = c_{2,j} \oplus \bigoplus_{q=j+m-u-n}^{v-1} b_{m-q,j+m-u-q} \oplus \bigoplus_{q=m-u+1}^{m-1} b_{m-q,j+m-u-q}$$

Таким чином, з використанням гранично простих операцій XOR, запропонована процедура забезпечує рекурсивне виправлення будь-яких  $h$  блоків даних пошкоджених в процесі при передачі.

З наведеного вище опису процедури корекції  $h$  блоків даних (формули 5-12) слідує, що при відновленні кожного з  $n$  символів виконується операція XOR, причому кількість доданків в кожній із сум не перевищує  $m$ . Звідси очевидним є той факт, що час  $T$  корекції  $h$  блоків інформаційної послілки не перевищує значення:

$$T \leq h \cdot m \cdot n \cdot t_{XOR}, \quad (13)$$

де  $t_{XOR}$  - час виконання операції XOR.

Загальна кількість  $N$  контрольних символів, що передаються при використанні запропонованого методу визначається формулою:

$$N = h \cdot (2 \cdot m + n - h) \quad (14)$$

При використанні кодів Ріда-Соломона загальна кількість  $K$  контрольних символів визначається формулою [1]:

$$K = 2 \cdot l \cdot m, \quad (15)$$

де  $l$  - максимальна довжина "пачки помилок" в блоці. Аналіз наведених виразів (14) і (15) дозволяє зробити висновок про те, що з точки зору кількості додаткової інформації, що використовується для корекції помилок, запропоно-

ваний метод більш ефективний а порівнянні з кодами Ріда-Соломона при виконанні умови:

$$l > h \cdot \left(1 + \frac{n}{2 \cdot m}\right), \quad (16)$$

тобто в ситуаціях коли максимальна довжина "пачки помилок" становить значну величину. Наприклад, за умови, що кількість блоків  $m=100$ , а довжина кожного блоку становить  $n=256$  символів, запропонований метод, розрахований на корекцію 4-х блоків ( $h=4$ ), більш ефективний в плані використання меншого об'єму контрольної інформації вже при  $l > 5$ .

На практиці вже зараз максимальна тривалість дії зовнішньої завади може перевищувати час передачі 20 символів [2]. Зі зростанням швидкості передачі даних значення  $l$  - максимальної кількості символів (несучих сигналів), передача яких підпадає під дію зовнішньої завади має стійку тенденцію до зростання. Аналіз формул (15) та (16) свідчить про те, що запропонований метод ефективніший за використання корегуючих кодів і, зокрема, кодів Ріда-Соломона при великій кількості блоків в інформаційній послілці.

Аналіз тенденцій інформаційного обміну в глобальних мережах [4] переконливо свідчить про зростання об'ємів даних в повідомленнях.

Таким чином, аналіз тенденцій розвитку засобів передачі даних в комп'ютерних глобальних мережах свідчить про те, що переваги запропонованого методу в порівнянні з корегуючими кодами в перспективі зростатимуть.

Слід зазначити також і той факт, що на відміну від корегуючих кодів, запропонований метод не накладає жодних обмежень на довжину блоку даних. При використанні кодів Ріда-Соломона довжина блоку не може перевищувати  $2^d - 2 \cdot l$  символів, де  $d$  - їх розрядність. Так при використанні амплітудно-фазової модуляції QAM-256 значення розрядності  $d$  символу дорівнює 8 і при  $l=20$  максимальна довжина інформаційної частини блоку не може перевищувати 216 байтів.

Запропонований метод, на відміну від кодів Ріда-Соломона не накладає обмежень на довжину "пачки" спотворених зовнішньою завадою символів.

Перевагою запропонованого методу в порівнянні з кодами Ріда-Соломона є значне прискорення та спрощення контролю та виправлення помилок. Для виявлення помилок передачі блоку при використанні кодів Ріда-Соломона потрібно обчислити  $2 \cdot l$  синдромів, що потребує

часу  $T_c = 2 \cdot l \cdot n \cdot (t_m + t_{\text{кор}})$ , де  $t_m$  - час множення на полі Галуа двох  $d$ -розрядних символів. Враховуючи, що  $t_m \approx 2 \cdot d \cdot t_{\text{кор}}$ , то  $T_c \approx 6 \cdot l \cdot n \cdot d \cdot t_{\text{кор}}$ . Виявлення помилок в блоці для запропонованого методу становить  $T_d \approx 4 \cdot n \cdot d \cdot t_{\text{кор}}$ , що забезпечує прискорення в 1 раз.

Запропонована процедура корекції значно простіша в порівнянні з тими, що використовуються в корегуючих кодах як з точки зору логіки операцій, так і з точки зору складності операцій, що робить ефективнішим як програмну реалізацію, так і апаратну з використанням FPGA -структур.

### Висновки

В роботі запропоновано метод виправлення спотворених зовнішніми завадами блоків даних, що передаються по радіоаналам глобальних комп'ютерних мереж.

В основу методу покладено концепцію розділення функцій виявлення на виправлення помилок: виявлення помилок реалізується з вико-

ристанням циклічних надлишкових кодів або зважених контрольних сум, а їх виправлення відбувається за рахунок додаткової передачі  $h$  контрольних блоків, що забезпечує виправлення "пачки" будь-якої довжини в обмеженій значенням  $h$  кількості блоків.

Важливими перевагами запропонованого методу в порівнянні з відомими корегуючими кодами є відсутність обмежень на тривалість дії зовнішньої завади, обмежень на довжину блоку даних, значно менший час виявлення помилок, суттєво простіші процедури корекції, що не передбачають розв'язання символічних систем рівнянь на полях Галуа.

Показано, що переваги запропонованого методу в порівнянні з корегуючими кодами зі збільшенням швидкості передачі даних в перспективі зростатимуть.

Розроблений метод може бути ефективно використано в перспективних засобах забезпечення надійного обміну даними з використанням радіоканалів в глобальних мережах.

### Список літератури

1. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Скляр Б.- М.: Изд. дом "Вильямс".- 2004.- 1104 с.
2. Yeung R.W. Network error correction. Part 1:Basic conception and upper bounds/ Yeung R.W., Cai N. // Commun. Information Systems .-Vol. 6.- 2006.- PP. 19-36.
3. Марковський О.П. Ефективний метод корекції "пачки" помилок у каналах зі спектральною модуляцією / Марковський О.П., Рябікіна В.О., Семенюк Ю.В. // Вісник Національного технічного університету України "КПІ" Інформатика, управління та обчислювальна техніка, – Київ: ВЕК+ – 2012 – № 55.- С.28-33.
4. Klove T. Error Detecting Codes: General Theory and Their Application in Feedback Communication Systems / T. Klove, V. Korzhik.- Norwell, MA: Kluwer, 1995. – 433 p.
5. Xuan Guang Construction of Network Error Correction Codes in Packet Network / Xuan Guang, Fang-Wei Fu, Zhen Zhang // IEEE Transaction on information theory. Vol.59- № 2- 2013 - PP.1030-1047.