

## МЕТОД КОРЕКЦІЇ ОДИНОЧНОЇ ПОМИЛКИ СИНХРОНІЗАЦІЇ В АСИНХРОННИХ ЛІНІЯХ ПЕРЕДАЧІ ЦИФРОВИХ ДАНИХ

В статті запропоновано метод виправлення одиничних помилок, що виникають в асинхронних каналах передачі даних. Основна особливість запропонованого методу полягає в тому, що він дозволяє корегувати як бітові спотворення, так і помилки синхронізації. Метод використовує арифметичні операції. Детально представлено математичну ідею методу та процедури виявлення та корекції помилок обох типів. Використання процедури корекції помилок ілюструється прикладами. Наведено теоретичні та експериментальні оцінки ефективності запропонованого методу.

In article method of single errors correcting in asynchronous digital data transmission channels. The main peculiarity of proposed method consist of that it allows to correct as bit transformation error such synchronization error. Method is based on arithmetic operations. The method mathematical basis and procedure of detecting and correcting both types of errors are presented in detail. The use of the procedure error correction is illustrated via the thorough presentation of an example of erroneous data transmission. The theoretical and experimental estimations of effectiveness of proposed method are given

### Вступ

Реаліями сьогодення стало розширення використання розподілених обчислень і тенденція до “інтелектуалізації” периферійних пристроїв комп’ютерних систем, що має наслідком різке зростання об’ємів обміну даними. Разом з цим, постійно зростають і вимоги до швидкості передачі даних. Для прикладу, стандарт послідовного інтерфейсу SATA за останні десять років збільшив пропускну здатність у 5 разів, новий стандарт USB 3.0 порівняно з попередньою версією збільшує максимальну швидкість передавання даних відразу в 10 разів, до 5 Гбіт/с [1].

Збільшення швидкості передавання даних неминуче призводить до росту кількості помилок, адже саме передача даних залишається однією з найменш надійних частин комп’ютерних систем. Причиною цього є низка складних фізичних процесів, що одночасно протікають в середовищі передачі, та призводять до викривлення та пошкодження інформації, що передається. І чим більша швидкість передачі даних застосовується, тим більше фізичних процесів та явищ здатні значно вплинути на процес передачі. Наприклад, при обміні інформацією по оптоволоконним каналам на швидкостях, що перевищують 10 Гбіт/с доводиться зіштовхуватися з новим ефектом, який не відіграє суттєвої ролі на маленьких швидко-

стях – поляризаційно-модовою дисперсією (PMD), суть якої полягає у тому, що дві поляризовані компоненти світлового імпульсу можуть рухатися із різними швидкостями та спотворювати сигнал. Крім того, при роботі з будь-яким фізичним середовищем передачі доводиться зіштовхуватися із завадами, здатними накладатися на дані, що передаються, та викривляти їх. Ці завади зазвичай є нерегулярними, невпорядкованими та структурно схожими на інформаційні сигнали, що ускладнює їх виявлення [2].

Таким чином, продиктована технічним прогресом необхідність постійного збільшення швидкостей передачі даних має компенсуватися розробленням нових методів виявлення та корекції помилок, що дозволяють забезпечити ефективність та надійність передачі інформації на великих швидкостях.

Особливо гостро постає проблема забезпечення достовірності інформації, що передається, у обчислювальних системах та мережах, оскільки, на відміну від систем зв’язку або цифрового телебачення, така інформація може бути застосована для керування важливими об’єктами, відповідно до чого зростає ціна як втрати часу при повторному пересиланні даних, так і помилкового визнання пошкодженого пакету даних коректним, що може мати значні негативні наслідки [2].

Таким чином, задача підвищення ефективності виявлення та виправлення помилок синхронізації в асинхронних лініях обміну цифровими даними комп'ютерних систем є актуальною на сучасному етапі розвитку інформаційних технологій.

### Аналіз існуючих засобів виявлення та корекції помилок синхронізації

Для будь-якої сучасної обчислювальної системи, передача інформації є одним із базових процесів. Вона відбувається як між окремими вузлами комп'ютера, так і з віддаленими периферійними пристроями, або іншими системами. Для передачі цифрових даних на фізичному рівні розроблено низку методів кодування, таких як NRZ (Non-Return to Zero), AMI (Alternate Mark Inversion), Манчестерське кодування тощо. Недоліком багатьох методів є відсутність властивості самосинхронізації, тобто схильність до утворення помилок синхронізації [1].

Причина утворення помилок синхронізації гарно ілюструється механізмом роботи широківживаного в багатьох послідовних інтерфейсах (таких як USB або FireWire) способу кодування даних – NRZI (Non Return to Zero Invert – метод неповернення до нульового потенціалу). Даний метод використовує лише два види ділянок – з додатним потенціалом та протилежним від'ємним, без нульових областей, при чому передача біта нуля кодується зміною напруги в лінії, а при передачі одиниці значення напруги не змінюється [1].

Спосіб передачі даних окреслює можливі випадки виникнення помилок: якщо передавач надсилає довгу серію одиниць, то потенціал на лінії не змінюється протягом певного часу. Період синхронізації передавача  $\tau_S$  відрізняється від періоду приймача  $\tau_R$  на певну випадкову величину  $\mu$ , так що  $\tau_R = \tau_S + \mu$ . При передачі серії з  $n$  одиниць, часовий інтервал на приймачеві може відрізнятись вже на  $n \cdot \mu$ , і якщо ця величина стає співрозмірною до  $\tau_S$ , є певна ймовірність того, що приймач розпізнає серію з  $n$  одиниць, як таку, що містить  $n+1$  або  $n-1$ .

Важливою особливістю помилок синхронізації є те, що традиційні механізми перевірки коректності даних, такі як використання надлишкових циклічних кодів (Cyclic Redundancy Codes, CRC), виявляються нездатними зафіксувати факт надходження пошкодженого інформаційного пакету [3]. CRC гарантує знахо-

дження “пачки” помилок довжиною не більше степені утворюючого поліному, але оскільки в разі виникнення помилки синхронізації фактично доводиться мати справу зі зсувом надісланого блоку біт та зміною самого розміру отриманого пакета даних, CRC код в багатьох випадках пропускає пошкоджений блок, вважаючи його коректним.

Існує два механізми боротьби з помилками синхронізації: бітовий стаффінг та повторне надсилання пошкодженого помилкою блоку. Другий метод має багато недоліків: по-перше, ніяк не гарантується відсутність помилок у повторному повідомленні, по-друге, декілька разове надсилання одного й того ж самого блоку призводить до затримок у часі, що є суттєвим для систем з роботою у реальному часі [1].

Інший розповсюджений метод – бітовий стаффінг – дозволяє зменшити ймовірність виникнення помилок синхронізації шляхом додавання до кожної послідовності з шести послідовних одиниць нульового біту, тим самим зменшуючи час, протягом якого на лінії не змінюється потенціал. Подібний механізм ускладнює процес передачі та змушує передавати велику кількість додаткових байт (до 17%), при цьому ніяк не гарантуючи відсутність помилок синхронізації, а тільки зменшуючи ймовірності їх виникнення [4].

Існуючі корегуючі коди [4] для виправлення помилок синхронізації жорстко прив'язані з помилками, що виникають в USB, тобто зникненню лише одиниць. Разом з тим, на практиці використовується широкий арсенал методів низькочастотного кодування даних в яких помилки носять симетричний характер і кількість бітів, в результаті порушень синхронізації, може як збільшуватися, так і зменшувати.

Таким чином, існує необхідність в розробці спеціальних засобів виявлення та виправлення помилок синхронізації.

Ціллю досліджень є розробка способу ефективної корекції одиночних помилок, що виникають в асинхронних каналах обміну цифровими даними комп'ютерних систем.

### Метод корекції помилки синхронізації

Для досягнення поставленої цілі розглядається наступна модель виникнення помилок в асинхронному каналі – при передачі  $n$ -бітового блоку  $B$ , такого що  $B = \{b_1, b_2, \dots, b_n\}$ , втрачається один біт  $b_l$ ,  $l \in \{1, \dots, n\}$ , в наслідок чого

на приймачі отримується інформаційний блок довжиною на один біт менше, а саме  $n_R = n - 1$  біт. Можлива також протилежна ситуація: при передачі даних у вихідному блоці на довільній позиції виникає біт (нуль або одиниця), що призводить до отримання на приймачеві інформаційного блоку довжиною  $n_R = n + 1$  біт.

В будь-якому випадку, при зникненні або виникненні біту у інформаційному блоці необхідно визначити факт передачі даних з помилкою, визначити точне місцезнаходження помилки у блоці та виконати корекцію отриманих даних.

Для розв'язання поставлених вище задач пропонується використовувати зважений контрольний код  $C = \{p, S_1\}$ , що складається з двох компонент, які обраховуються за формулами:

$$p = b_1 \oplus b_2 \oplus \dots \oplus b_n$$

$$S_1 = \sum_{j=1}^n b_j \cdot j \quad (1)$$

Перша компонента – біт парності  $p$ , розраховується як сума за модулем два всіх бітів інформаційного блоку.

Значення другої компоненти  $S_1$  контрольної суми розраховується як арифметична сума порядкових номерів усіх позицій, на яких у вихідному блоці знаходяться одиничні біти.

Компоненти контрольного коду, обчислені на передавачеві за формулами (1), позначаються як  $C_S = \{p_S, S_{1S}\}$ .

В свою чергу, обчислені на приймачеві компоненти контрольного коду позначаються як  $C = \{p_R, S_{1R}\}$  та обчислюються за формулами, аналогічними формулам (1).

Безпосереднє виявлення факту передачі інформації з помилкою, визначення її типу, локалізація та корекція відбувається на приймачі шляхом порівняння та аналізу кількості отриманих біт у інформаційному повідомленні з очікуваною кількістю, а також розрядів контрольних кодів: отриманого від передавача, та збереженого на приймачеві.

Для встановлення наявності помилки синхронізації порівнюється фактично отримана кількість біт у повідомленні  $n_R$  з очікуваною кількістю  $n$ . Якщо ці кількості збігаються, то констатується відсутність помилок синхронізації при передачі, проте все ще можливими залишаються бітові спотворення у отриманому блоці. Можливі наступні варіанти:

1) біти парності однакові ( $p_R = p_S$ ), другі компоненти контрольного коду збігаються ( $S_{1R}$

$= S_{1S}$ ) – передача інформаційного блоку відбулась без помилок.

2) біти парності однакові ( $p_R = p_S$ ), другі компоненти контрольного коду не збігаються ( $S_{1R} \neq S_{1S}$ ) – передача інформаційного блоку відбулась з помилками парної кратності, виправлення неможливе.

3) біти парності різні ( $p_R \neq p_S$ ) – вважається, що має місце помилка, яка призвела до пошкодження даних. Далі обраховується  $j = S_{1R} - S_{1S}$ , і в залежності від отриманого значення обирається наступний крок:

а)  $j > n$  або  $j < -n$  – має місце помилка непарної кратності, більшої за одиницю. Виправлення неможливе, необхідне повторне надсилення даних.

б)  $0 < j < n$  – одинична помилка на позиції  $j$ , в отриманому приймачем блоці даних одиничний біт на позиції  $j$  слід замінити на нульовий

в)  $-n < j < 0$  – одинична помилка на позиції  $j$ , в отриманому приймачем блоці даних нульовий біт на позиції  $j$  слід замінити на одиничний.

Якщо різниця між  $n$  та  $n_R$  становить більше одиниці, то під час передачі мали місце помилки синхронізації, кратність яких більша або дорівнює двом – такі помилки не можуть бути виправлені запропонованим методом і приймач формує запит на повторну передачу пошкодженого інформаційного блоку. Якщо ж різниця між очікуваною та отриманою кількістю біт дорівнює одиниці, то має місце одинична помилка синхронізації. В такому випадку виокремлюється чотири можливі типи помилок:

1)  $n_R < n$  та  $p_R \neq p_S$ , – біти парності різні та кількість отриманих біт менша за кількість надісланих – має місце зникнення одиничного біту, що знаходиться на позиції  $m$  в інформаційному блоці передавача.

2)  $n_R < n$  та  $p_R = p_S$ , – біти парності збігаються, кількість отриманих біт на приймачі менша за кількість надісланих передавачем – під час передачі даних відбулась втрата нульового біту, що знаходиться на позиції  $m$  в інформаційному блоці передавача.

3)  $n_R > n$  та  $p_R \neq p_S$ , – біти парності не збігаються, при цьому кількість отриманих біт більша за очікувану кількість – має місце виникнення одиничного біту, що знаходиться на позиції  $m$  в інформаційному блоці приймача.

4)  $n_R > n$  та  $p_R = p_S$ , – біти парності однакові, кількість отриманих приймачем біт більша за кількість надісланих передавачем – під час передачі інформаційної послідовності має місце

виникнення нульового біту, що знаходиться на позиції  $m$  в інформаційному блоці приймача.

Якщо під час передачі мали місце втрата або виникнення нульового розряду, то процедура локалізації базується на аналізі другої компоненти отриманого та обчисленого контрольного коду, та пропонується у вигляді наступної послідовності дій:

1. Виконується обчислення модулю арифметичної різниці між значеннями другої компоненти контрольного коду передавача та приймача  $\Delta_0 = |S_{IR} - S_{IS}|$ .

2. Початкове значення порядкового номеру  $j$  біту, що потребує корекції визначається як  $j = n_R$ .

3. Якщо  $b_j = 1$ , то значення  $\Delta_0$  зменшується на одиницю,  $\Delta_0 = \Delta_0 - 1$ .

4. Якщо  $\Delta_0 \neq 0$ , то значення індексу зменшується на одиницю ( $j = j - 1$ ) та відбувається повернення до пункту 3.

5. Якщо кількість отриманих біт менша за очікувану кількість ( $n_R < n$ ), то корекція блоку на приймачеві полягає у послідовному зсуві інформаційних бітів  $\{b_{j+1}, \dots, b_{nr}\}$  на одну позицію праворуч та вставці одиничного біту на вільну позицію  $j$ , в протилежному ж випадку виконується видалення одиничного біту із позиції  $j-1$ , після чого необхідно зсунути на одну позицію ліворуч всі інформаційні розряди  $\{b_{j+1}, \dots, b_{nr}\}$ .

Якщо ж під час передачі мали місце втрата або виникнення одиничного розряду, то алгоритм дій схожий з розглянутим у попередньому випадку:

1. Обчислюється вираз

$$\Delta_0 = \left| \sum_{i=1}^n i - S_{is} - \left( \sum_{i=1}^{n_r} i - S_{ir} \right) \right| = \begin{cases} n+1+S_{is}-S_{ir}, n_r > n \\ n-S_{is}+S_{ir}, n_r < n \end{cases} \quad (2)$$

2. Визначається початкове значення індексу  $j$  як  $j = n_R$ .

3. Якщо  $b_j = 0$ , тоді поточне значення обрхованої в першому пункті  $\Delta_1$  зменшується на одиницю,  $\Delta_1 = \Delta_1 - 1$ .

4. Якщо  $\Delta_0 \neq 0$ , то значення індексу зменшується на одиницю ( $j = j - 1$ ) та відбувається перехід до пункту 3.

5. Якщо кількість отриманих біт менша зі очікувану кількість ( $n_R < n$ ), то для виконання корекції блоку на приймачеві необхідно послідовно зсунути інформаційні біти  $\{b_{j+1}, \dots, b_{nr}\}$  на одну позицію праворуч та вставити нульовий

біт на вільну позицію  $j$ , в протилежному випадку видаляється нульовий біт на позиції  $j-1$ , після чого виконується зсув на одну позицію ліворуч всіх інформаційних розрядів  $\{b_{j+1}, \dots, b_{nr}\}$ .

Запропонований метод може бути ілюстрований наступними прикладами:

1) Нехай, з передавача надсилається блок  $B_S = \{b_1, b_2, \dots, b_{16}\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 1, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 1\}$  довжиною 16 бітів ( $n=16$ ). Контрольний код на передавачі обчислюється у вигляді:  $p_S = 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 1 = 0$ ,  $S_{IS} = 2 + 3 + 5 + 6 + 7 + 10 + 12 = 61$ .

Таким чином, в доповнення до основного інформаційного блоку передавач надсилає контрольний код  $C = \{0, 61\}$ .

Під час передачі даних втрачається біт на  $m = 7$  позиції, внаслідок чого на приймачі отримується блок довжиною 15 біт:  $B_R = \{b_1, b_2, \dots, b_{15}\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 1\}$ . Компоненти контрольного коду приймача обчислюються наступним  $p_R = 1$ ,  $S_{IR} = 2+3+5+6+9+11+15 = 51$ .

Оскільки біти парності приймача та передавача не збігаються ( $p_R \neq p_S$ ), на приймачі фіксується факт отримання інформаційного блоку з помилкою.

Далі, оскільки кількість отриманих бітів менша за очікувану кількість ( $n_R < n$ ), то, згідно запропонованої методики класифікації типів помилок, має місце помилка другого типу, а саме – втрата одиничного біту. Згідно п.1 запропонованої методики для цього випадку спочатку виконується обчислення  $\Delta_0$ :  $\Delta_0 = |n - S_{IS} + S_{IR}| = |16 - 61 + 51| = 5$ .

Отримане значення вказує на те, що позиція шостого нульового біту із кінця інформаційного блоку відповідає місцезнаходженню позиції  $m$  помилки синхронізації. У даному випадку шостому нульовому розряду з кінця відповідає інформаційний біт  $b_7$  і його позиція 7 і є місцем виникнення помилки синхронізації, тобто  $m=7$ . Так як кількість надісланих передавачем біт менша за кількість отриманих на приймачеві ( $n_R < n$ ,  $n_R=15$ ,  $n=16$ ), то корекція полягає у вставці одиничного біту на позицію  $m=7$ , попередньо зсунувши інформаційні біти  $\{b_7, b_8, \dots, b_{15}\}$  на одну позицію праворуч.

Таким чином, скорегований інформаційний блок на приймачі має вигляд  $B_R = \{b_1, b_2, \dots, b_{16}\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 1, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 1\}$  і відповідає інформаційному блоку, що був відправлений передавачем.

2) При надсиланні з передавача блоку біт  $B_S = \{b_1, b_2, \dots, b_8\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 1, 0\}$  не виникає помилок синхронізації, проте змінюється значення сьомого біту – з 1 на 0, відповідно до чого на приймачі отримується блок  $B_R = \{b_1, b_2, \dots, b_8\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 0, 0\}$ . Контрольний код на передавачі обчислюється у вигляді:  $p_S = 1$ ,  $S_{1S} = 2+3+5+6+7 = 23$ .

Контрольний код на приймачеві обчислюється у вигляді:  $p_R = 0$ ,  $S_{1R} = 2+3+5+6 = 16$ .

Розмір отриманого приймачем блоку збігається з розміром блоку, надісланого передавачем, проте біти парності та зважені суми різні. Далі обчислюється значення  $j$ :  $j = S_{1R} - S_{1S} = -7 > -n$ ,  $n = 8$  – одинична помилка, нульовий біт на сьомій позиції необхідно виправити на одиничний.

Скорегований інформаційний блок на приймачі має вигляд  $B_R = \{b_1, b_2, \dots, b_8\} = \{0, 1, 1, 0, 1, 1, 1, 0\}$  і відповідає надісланому передавачем інформаційному блоку.

Таким чином, для досягнення поставленої цілі розроблено метод корекції одиничної помилки синхронізації, оснований на використанні арифметичних операцій.

Окрім помилок синхронізації, запропонований метод дозволяє виправляти звичайні одиничні помилки зміни значення певного біту на протилежне та фіксувати всі аналогічні помилки парної кратності.

### Аналіз ефективності

Як зазначалось вище, основними критеріями ефективності засобів корекції помилок є:

- кількість контрольних розрядів;
- клас помилок, що гарантовано виявляються та корегуються;
- обчислювальна складність корекції.

В запропонованому методі контрольний код, що надсилається разом з блоком даних складається з одного біту парності та арифметичної суми порядкових номерів одиниць. Тобто, сумарна кількість контрольних розрядів становить  $\lfloor \log_2(1+2+\dots+n) \rfloor$  біт, де  $\lfloor x \rfloor$  – найменше ціле число, яке більше або дорівнює  $x$ . Отже, загальна кількість контрольних розрядів становить:

$$e = \left\lfloor \log_2 \sum_{i=1}^n i \right\rfloor + 1 = \log_2 \left( \frac{n^2 + n}{2} \right) + 1 \approx \quad (3)$$

$$2 \cdot \log_2 n$$

Характер отриманої залежності вказує на недоцільність використання запропонованого методу у пакетах малої довжини, та зменшення відсотку надлишкової інформації до 10% та менше для пакетів, що мають довжину, більшу за 150 біт.

Основною перевагою запропонованого методу в порівнянні з CRC є гарантування виявлення та виправлення одиничної помилки синхронізації, у той час як CRC не гарантує навіть виявлення помилки. Це може бути проілюстровано наступним прикладом.

Нехай, передається блок, шістнадцятковим відображенням якого є  $4003_{16}$ . Цей блок містить дві серії одиниць: перша містить одну, а друга – дві одиниці. В результаті ділення на передавачі поліному, що відповідає блоку  $40030000$  на стандартний для CRC [1] утворюючий поліном  $x^{16} + x^{15} + x^2 + 1$ , формується  $7FF8_{16}$ . Відповідно, передавач надсилає блок  $40037FF8_{16}$ . Якщо припустити, що внаслідок помилки синхронізації до другої серії одиниць додається ще одна, то на приймачі отримується блок  $80077FF8_{16}$ , залишком від ділення якого на утворюючий поліном буде 0, відповідно до чого приймачем отриманий блок визнається коректним.

У разі використання запропонованого методу, до блоку  $4003_{16}$  додається контрольний код  $C = \{1, 18\}$ , а на приймачеві у разі виникнення аналогічної помилки обраховується код  $C = \{0, 22\}$ . Обчислення  $\Delta_0$  відбувається згідно до п.1 алгоритму виправлення помилок, зв'язаних з виникненням одиничного біту:  $\Delta_0 = |n+1 + S_{1S} - S_{1R}| = |16 - 18 + 22| = 9$ .

Значення  $\Delta_0$  вказує на те, що позиція перед дев'ятим з кінця нульовим розрядом є місцем виникнення помилки синхронізації, відповідно чого з третьої позиції видаляється одиничний біт та відновлюється коректне значення отриманого блоку. Тобто, запропонований метод не тільки виявляє, але й виправляє помилку, яка CRC не виявляється.

Що стосується звичайних помилок, які призводять до зміни значення одного або групи байт на протилежне, то метод практично збігається з відомими методами, в основі яких лежать зважені контрольні суми та гарантує знаходження та виправлення всіх одиничних помилок, оскільки рівняння  $S_r + x = S_s$  при невідомому  $x$  завжди має одне і тільки одне рішення.

Якщо пошкоджуються два біти, то в такому випадку біт парності залишиться незмінним,

але другі компоненти контрольних кодів будуть різними, отже визначиться помилка, яку не можна виправити.

При виникненні помилок кратності більшої за 2, метод може помилково визнавати отриманий блок коректним, якщо зміна біт не призвела до модифікації біту парності та зваженої суми. Очевидно, що помилка будь-якої непарної кратності призведе до зміни біту парності, отже помилково визнаватись коректними можуть лише блоки, вражені помилкою парної кратності. Відсоток таких помилок для інформаційних блоків різної довжини у разі спотворення чотирьох бітів було аналітично проаналізовано, результати наведено у табл.1.

**Табл. 1. Залежність кількості помилок, що не виявляються, від довжини блоку даних**

| Довжина повідомлення, біт | Відсоток помилок, що не виявляються |
|---------------------------|-------------------------------------|
| 128                       | 0,26195%                            |
| 256                       | 0,13059%                            |
| 512                       | 0,06519%                            |
| 1024                      | 0,03257%                            |
| 2048                      | 0,01628%                            |
| 4096                      | 0,00819%                            |

Складність корекції помилок з застосуванням запропонованого методу менша в порів-

нянні з лінійними кодами [4]. Час виправлення помилки не залежить від довжини інформаційного блоку.

## Висновки

В результаті проведених досліджень запропоновано метод корекції одиночної помилки синхронізації.

Відмінністю запропонованого методу є те, що в його основі покладено використання зважених контрольних сум, що дозволяє спростити, в порівнянні з лінійними кодами, локалізацію помилки, що важливо для систем обміну даними між компонентами комп'ютерних систем.

Важливою перевагою запропонованого методу в порівнянні з відомими [4] є те, що він забезпечує виправлення помилок, пов'язаних як з втратою нуля, так і з втратою одиниці в блоці даних.

Запропонований метод, крім помилок синхронізації, забезпечує виправлення одиничних помилок в рамках моделі двійкових симетричних каналів.

Запропонований метод орієнтовано для швидкісних каналів обміну даних між компонентами комп'ютерних систем широкого призначення.

## Список літератури

1. Агуров П.В. Интерфейс USB. Практика использования и программирования / П.В. Агуров – СПб.:БХВ-Петербург, 2005.- 576 с.
2. Klove T. Error Detecting Codes: General Theory and Their Application in Feedback Communication Systems / T. Klove, V. Korzhik.- Norwell, MA: Kluwer, 1995. – 433 p.
3. Zumbragel J. On the Pseudocodeword Redundacy of Binary Linear Codes / J. Zumbragel, V. Skachek, M.F. Flanagan // IEEE Trans. of Information Theory.-2012.-Vol.58.- № 7.-P.4848-4861.
4. Марковский А.П. Использование взвешенных контрольных сумм для обнаружения ошибок в линиях передачи с асинхронным кодированием данных/ А.П. Марковский , Пуя Солеймани Нежадиан, Мулки Ахмед Яссин Ал Бадайнех. //Современные информационные и электронные технологии: 9-тая междунар. науч.-техн. конф., 19-22 мая. 2008 р.: тезисы докл. – Одесса., 2008.- С.201.