

МЕТОД ШВИДКОЇ КОРЕКЦІЇ «ПАЧОК» ПОМИЛОК В БЕЗДРотовИХ КАНАЛАХ НА БАЗІ ЗВАЖЕНИХ КОНТРОЛЬНИХ СУМ

Національний технічний університет України
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»

Вступ

Досягнутий в останнє десятиліття прогрес в царині цифрової мікроелектроніки призвів до створення і широкого застосування дешевих і багатофункціональних одночіпових та вбудованих радіо модемів. Це відкриває широкі перспективи ефективного застосування сучасних технологій бездротового обміну даними між компонентами комп'ютерних систем і, в першу чергу, систем дистанційного контролю та управління об'єктами реального світу.

В сучасних каналах бездротового обміну цифровими даними використовується спектральна модуляція, тобто передача групи бітів (символу), здійснюється стрибкоподібною зміною фази та амплітуди несучого високочастотного синусоїдального сигналу. Використання бездротових каналів для обміну даними між компонентами комп'ютерних систем віддаленого контролю та управління забезпечує суттєві переваги, такі, зокрема, як невисока вартість, короткі терміни побудови та внесення змін до їх конфігурації, високу швидкість обміну даними. Разом з тим, суттєвий недолік обміну даними між компонентами комп'ютерних систем управління з використанням бездротової передачі полягає в вразливості до дії зовнішніх електромагнітних завад. Такі завади призводять до спотворення несучого сигналу і, відповідно, мають наслідком виникнення помилок передачі даних. В силу того, що один таке несучий сигнал несе інформацію про групу бітів, при його спотворенні

виникає помилка передачі групи бітів, тобто символу. При сучасних швидкостях передачі даних, згідно зі статистичними даними [1], за час дії зовнішньої завади, спотворення зазнає група суміжних символів, яка отримала назву “пачкою” помилок (*burst errors*).

Таким чином, для забезпечення надійності використання бездротових каналів обміну цифровими даними потрібно застосовувати спеціальні механізми виявлення і виправлення помилок передачі даних. В переважній більшості існуючих систем бездротової передачі даних в каналах зі спектральною модуляцією, з огляду на їх високі швидкісні характеристики, вказані механізми реалізуються на апаратному рівні [2]. Це забезпечує виправлення виникаючих помилок практично в темпі передачі даних.

В сучасних умовах використання бездротових технологій обміну даними в системах контролю та управління віддаленими об'єктами, в якості термінальних пристроїв виступають малопотужні мікроконтролери. Відповідно, постає задача реалізації функцій виявлення на корекції помилок передачі даних програмними засобами термінальних мікроконтролерів. Для її вирішення потрібно створити швидкі та прості в реалізації механізми корекції “пачок” помилок – домінуючого типу спотворень даних в каналах зі спектральною модуляцією під дією зовнішніх завад.

Таким чином, наукова задача підвищення швидкості корекції домінуючих в каналах обміну даними зі спектральною

модуляцією “пачок” помилок з орієнтацією на реалізацію програмними засобами є актуальною для сучасного етапу розвитку комп'ютерних технологій.

Огляд існуючих методів корекції помилок в каналах зі спектральною модуляцією

Практична значимість проблеми швидкої корекції “пачки” символічних помилок в каналах бездротової передачі даних зі спектральною модуляцією педалювала створення низки підходів до її вирішення [2].

В формальній постановці задача виправлення “пачки” помилок в каналах зі спектральною модуляцією базується на моделі, яка передбачає передачу інформації блоками по n символів, кожен із яких містить m бітів. Під дією зовнішньої електромагнітної завади, тривалість якої не перевершує часу передачі q символів, зазнають спотворення не більше q суміжних символів, які утворюють “пачку” символічних помилок, що мають бути виправлені. Виходячи із реальної статистики в рамках цієї моделі не допускається виникнення більше ніж одної “пачки” помилок при передачі одного блоку даних.

В рамках цієї моделі розглядаються наступні критерії ефективності засобів корекції “пачки” помилок :

- функціональні, які характеризують типи і кількість символічних помилок що можуть бути виправлені. Стосовно задачі корекції “пачок” помилок в каналах зі спектральною модуляцією, основним функціональним параметром виступає максимальна кількість q символів в “пачці”;
- часові критерії, які характеризують об'єм витрат часових ресурсів для формування контрольних кодів на стороні передавача, для виявлення помилок та їх виправлення на стороні приймача;
- об'єм надлишкової інформації, яка передається разом з інформаційним блоком і дозволяє виявити та скорегувати виникаючі в процесі передачі по ефірному каналу помилки. В сучасних умовах різкого зростання швидкостей передачі цифрових даних значимість цього критерію,

що домінував при оцінці ефективності ще 20-40 років назад, неухильно падає.

З огляду на орієнтацію використання механізмів корекції помилок в системах віддаленого управління реального часу при тому, що операції корекції реалізуються на малопотужних термінальних мікроконтролерах, домінуюче значення серед зазначених вище критеріїв ефективності відіграють часові критерії, які визначають можливість контролю та виправлення виникаючих помилок в темпі передачі даних.

Всі запропоновані методи корекції “пачки” помилок в рамках зазначеної моделі можна розділити на три групи:

- використання багатовимірних паритетних сум, тобто контрольних кодів, які в сумі з певною підмножиною інформаційних символів блоку дорівнюють нулю;
- використання корегуючих кодів на основі перетворень на кінцевих полях Галуа, зокрема найбільш широко вживаного на практиці для виправлення помилок в каналах обміну даними зі спектральною модуляцією коду Ріда-Соломона на його модифікацій;
- використання зважених контрольних сум.

В найпростішій конфігурації при використанні багатовимірних паритетних сум [3] інформаційний блок представляється у вигляді квадратної матриці D кількість елементів в кожному рядку і в кожному стовпці якої однакова і дорівнює $n^{1/2}$. Символи інформаційного блоку розміщуються в матриці B випадковим чином. На стороні передавача формуються $2 \cdot n^{1/2}$ паритетних контрольних символів: $n^{1/2}$ по стовпцях матриці B і $n^{1/2}$ символів по її рядках. Пошкоджений при передачі символ може бути виправлений, якщо він знаходиться в таких рядку і стовпці, які не містять в собі інших спотворених при передачі символів. Для ефективною корекції “пачки” помилок розміщення символів інформаційного блоку має бути діагональним [3] тобто послідовні символи блоку мають розміщуватися на діагоналях

матриці В. При $q \leq n^{1/2}$ “пачка” помилок гарантовано виправляється. Кількість контрольних символів становить $2 \cdot n^{1/2}$. Для формування контрольного коду на стороні як передавача, так і на приймача потрібно виконати $2 \cdot n$ операцій логічного додавання (XOR). Для корекції “пачки” символів помилок потрібно, в середньому виконати $n/2$ операцій порівняння [4]. Вагомою перевагою паритетного підходу є те, контролюється передача як інформаційних, так і контрольних символів.

Коди Ріда-Соломона – це найбільш поширена на практиці передачі даних в каналах зі спектральною модуляцією технологія виправлення помилок [5]. Вони здатні виправляти q помилкового переданих символів з використанням вдвічі більшої кількості контрольних символів – $2 \cdot q$.

В математичному сенсі коди Ріда-Соломона являють собою недвійкові циклічні коди, в якості елементів яких виступають коди значень m -розрядних символів, кількість яких в межах блоку обмежена величиною $2^m - 1$ [6]. В певному сенсі коди Ріда-Соломона можна розглядати, як дворівневі циклічні коди, нижній, символний, рівень яких утворено полями Галуа $GF(2^m)$, з утворюючим простим поліномом $p(x)$ ступеня m , а верхній – базується на недвійковому полі Галуа, яке утворюється поліном $g(x)$ ступеня $2 \cdot q \cdot m$ [6].

Відповідно, контрольні символи в коді Ріда-Соломона формуються в результаті поліноміального недвійкового ділення поліному ступеню $n \cdot m$ блоку даних на утворюючий поліном $g(x)$ ступеню $2 \cdot q \cdot m$. Час T_{F_RS} формування контрольних кодів становить $T_{F_RS} = 1.5 \cdot n \cdot (n \cdot 2 \cdot q) \cdot t_{XOR} \approx 1.5 \cdot n^2 \cdot t_{XOR}$, де t_{XOR} – час реалізації на обчислювальній платформі операції логічного додавання [6].

Контрольні коди фактично є частиною блоку даних, що передається на сторону приймача, на якій обчислюються символи синдрому помилок як залишок поліноміального недвійкового ділення поліному блоку даних на утворюючий поліном $g(x)$. Для виявлення спотворень в прийнятому блоці при використанні кодів Ріда-

Соломона обчислюється $2 \cdot q \cdot m$ -розрядних синдромів. Якщо значення всіх синдромів дорівнює нулю, то блок даних передано без помилок. При обчисленні кожного з синдромів проводиться n операцій множення і така ж кількість операцій додавання. Тому, час T_{C_RS} виявлення помилок оцінюється таким виразом: $T_{C_RS} \approx 8 \cdot n \cdot q \cdot m \cdot t_{XOR}$ [6].

Локалізація і виправлення спотворень символів реалізується наступному порядку:

1. Розв'язується система з q символних рівнянь для визначення компонент полінома локатора помилок.
2. Визначаються позиції спотворених при передачі символів шляхом знаходження ненульових значень поліномів локаторів помилок.
3. Розв'язується система з q символних рівнянь для визначення значень q символів спотворень.

При застосуванні для розв'язання вказаних вище систем нелінійних рівнянь авторегресійної технологія [7], в оціночному плані, час T_{R_RS} корекції спотворених символів становить: $T_{R_RS} \approx m \cdot n \cdot q^2 \cdot t_{XOR}$.

Це зумовлює притаманний кодам Ріда-Соломона недолік, який полягає в високій обчислювальній складності процедури корекції помилок [8]. В значній частині систем обміну даних, в яких використовуються коди Ріда-Соломона, ці процедури реалізуються спеціальними апаратними засобами. Проте, при використанні кодів Ріда – Соломона для підвищення надійності передачі даних на термінальні мікроконтролери систем віддаленого керування, зазначений недолік може суттєвим чином впливати на можливість управління в реальному часу.

Другий відчутний недолік кодів Ріда-Соломона полягає в обмеженні довжини блоку при заданій розрядності m символу та кратності q помилок, що можуть бути виправленими. В сучасних умовах передачі великих об'ємів даних, при відносно малій ймовірності виникнення помилок, це призводить до неефективного використання значних обчислювальних

ресурсів на формування контрольних кодів [8].

Разом з тим, коди Ріда-Соломона дозволяють виправляти задану кількість символів при довільній їх локалізації в блоці. Тобто, для каналів з домінуючим типом символічних спотворень, зокрема, у вигляді “пачок” помилок, зумовленою дією зовнішньої завади, коди Ріда-Соломона використовують надмірний об’єм ресурсів.

Більш ефективними в цьому плані є методи, що орієнтовані на корекцію помилок передачі даних домінуючого типу для конкретного каналу і виду спектральної модуляції [9]. До цього типу відноситься метод, запропонований в роботі [10], а також зважені контрольні суми [12]. Останні можуть будуватися в різних алгебраїчних базисах, виходячи з особливостей обчислювальної платформи, на якій вони реалізуються. Зокрема, в роботі [13] пропонується використання зважених контрольних сум на основі поліноміальної алгебри, що забезпечує простоту реалізації та високу швидкість виконання операцій корекції помилок.

Метод передбачає розбиття блоку даних, що передається по ефірному каналу і складається з n символів, на $2 \cdot n/q$ кадрів F , кожен довжиною $q/2$ m -розрядних символів. В якості контрольних кодів в цьому методі обчислюється $q/2$ логічних сум однопітменних символів в кожному з кадрів, а також $q/2$ зважених контрольних сум, кожна з яких являє собою логічну суму поліноміальних добутоків коду кадру на його порядковий номер в блоці. Відповідно, загальна кількість N_W символів контрольних кодів становить $U_W = 0.5 \cdot q \cdot (1 + \log_2(2 \cdot n/q) + 0.5 \cdot q)$. Час T_{FW} формування зазначених вище контрольних кодів визначається головним чином часом реалізації $0.5 \cdot q$ операцій поліноміального множення: $T_{FW} = n \cdot t_{XOR} \cdot (1 + 0.5 \cdot q \cdot \log_2(2 \cdot n/q))$. Приблизно аналогічний час займає обчислення аналогічних контрольних кодів на стороні приймача по прийнятому блоку даних, а також обчислення різниць контрольних кодів.

Для локалізації спотворених кадрів здійснюється $0.5 \cdot q$ операцій поліноміального ділення різниць зважених контрольних сум на відповідні різниці логічних сум символів. Фактично, час реалізації цих найбільш ресурсоємких операцій визначає час T_{RW} виправлення “пачки” помилок в цьому методі: $T_{RW} = 0.75 \cdot q \cdot t_{XOR} \cdot \log_2(2 \cdot n/q)$.

Таким чином, виконаний огляд відомих технологій виправлення домінуючого в бездротових каналах обміну даних типу помилок показав, що вони не повною мірою відповідають сучасним вимогам в плані забезпечення високої швидкості формування та перевірки контрольних кодів на малопотужних термінальних мікроконтролерах систем віддаленого управління.

Це диктує необхідність пошуків більш ефективних підходів для спрощення і прискорення процедур формування контрольних кодів, перевірки наявності помилок та їх оперативного виправлення в реальному часі.

Мета досліджень

Мета досліджень полягає в підвищенні ефективності корекції одиночної “пачки” помилок в бездротових каналах обміну даними зі спектральною модуляцією з використанням зважених контрольних сум за рахунок прискорення формування контрольних кодів, а також локалізації і виправлення пошкоджених зовнішніми завадами символів інформаційного блоку.

Організація формування контрольних кодів та корекції “пачки” помилок

Для досягнення поставленої мети пропонується метод корекції однієї “пачки” помилок при передачі n -символьного блоку з використанням двох зважених контрольних сум. Метод забезпечує відновлення будь-яких спотворень m -розрядних символів в рамках групи з q суміжних символів, на які діє зовнішня завада.

Запропонований метод передбачає поділення n -символьного блоку B даних на n/q q -символьних кадрів $D_1, D_2, \dots, D_{n/q}$, які нумеруються від одиниці до n/q . Кожен j -тий кадр D_j містить q m -розрядних

символів, позначених як $S_{j1}, S_{j2}, \dots, S_{jq}$: $D_j = \{S_{j1}, S_{j2}, \dots, S_{jq}\}$, $\forall l \in \{1, 2, \dots, q\}$: $S_{jl} \in \{0, 1, \dots, 2^m - 1\}$. Для локалізації символів які зазнали спотворення під дією зовнішньої завади пропонується застосувати дві зважені контрольні суми, позначені як W_1 та W_2 . безпосередньо для корекції спотворених символів пропонується використати q контрольних сум $C_1, C_2, \dots, C_q$. Обчислення зважених контрольних сум W_1 та W_2 пропонується здійснювати за наступними формулами:

$$\begin{aligned} W_1 &= \bigoplus_{j=1}^{n/q} (j \bmod 2) \cdot j \otimes \sum_{i=0}^q S_{ji} \cdot 2^{i \cdot m}, \\ W_2 &= \bigoplus_{j=2}^{n/q} ((j+1) \bmod 2) \cdot j \otimes \sum_{i=0}^q S_{ji} \cdot 2^{i \cdot m} \end{aligned} \quad (1)$$

Як впливає з формул (1), перша зважена контрольна сума W_1 являє собою логічну суму поліноміальних добутків номерів непарних кадрів $D_1, D_3, \dots, D_{n/q - (n/q+1) \bmod 2}$ на двійкові коди конкатенації символів цих кадрів. Аналогічно, друга зважена контрольна сума W_2 являє собою логічну суму поліноміальних добутків номерів парних кадрів $D_2, D_4, \dots, D_{n/q - n/q \bmod 2}$ на двійкові коди конкатенації символів цих кадрів. Контрольні суми $C_1, C_2, \dots, C_q$ пропонується обчислювати як логічні суми символів, що мають однакові номери в межах кадру:

$$\forall i \in \{1, 2, \dots, q\} : C_i = \bigoplus_{j=1}^{n/q} S_{ji} \quad (2)$$

Вказані контрольні суми $W_{1S}, W_{2S}, C_{1S}, C_{2S}, \dots, C_{qS}$ обчислюються на стороні передавача та надсилаються разом з блоком даних. На стороні приймача по прийнятому блоку даних обчислюється аналогічні контрольні суми $W_{1R}, W_{2R}, C_{1R}, C_{2R}, \dots, C_{qR}$. Крім того, на стороні приймача обчислюються різниці прийнятих та обчислених контрольних сум в наступному вигляді:

$$\begin{aligned} \Delta W_1 &= W_{1S} \oplus W_{1R}, \quad \Delta W_2 = W_{2S} \oplus W_{2R}, \\ \forall i \in \{1, 2, \dots, q\} : \Delta C_i &= C_{iS} \oplus C_{iR}. \end{aligned} \quad (3)$$

Якщо всі отримані на стороні приймача контрольні суми, співпадають з відповідними обчисленими по прийнятому блоку контрольними сумами, тобто всі різниці між ними, обчислені за формулою (3) дорівнюють нулю, то інформаційний блок вважається переданим правильно. Якщо ці умови не виконуються, то вважається що при передачі блоку трапилась помилка в суміжних символах, кількість яких не перевищує q . Відповідно постає задача локалізації кадрів в яких трапилась помилка та виправлення спотворених символів.

Для локалізації кадрів блоку даних, в яких знаходяться спотворені зовнішньою завадою символи використовується спеціально розроблена процедура. Цілком очевидно, що група з q суміжних спотворених символів може відноситися до одного кадру (з парним чи непарним номером) або належати двом суміжним кадрам. Якщо всі помилки належать до одного кадру, то при $\Delta W_1 \neq 0$, а $\Delta W_2 = 0$ його номер непарний. Відповідно, визначення номеру g цього кадру здійснюється шляхом поліноміального ділення ΔW_1 на двійковий код конкатенації різниць контрольних сум $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$ відповідно з наступною формулою:

$$g = \Delta W_1 \text{div} \sum_{l=1}^q \Delta C_l \cdot 2^{(l-1) \cdot m} \quad (4)$$

Аналогічно, при $\Delta W_1 = 0$ і $\Delta W_2 \neq 0$ "пачка" спотворених символів повністю локалізована в межах одного кадру з парним номером g . Чисельне значення g визначається як частка від поліноміального ділення ΔW_2 на двійковий код, утворений різницями контрольних сум $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$:

$$g = \Delta W_2 \text{div} \sum_{l=1}^q \Delta C_l \cdot 2^{(l-1) \cdot m} \quad (5)$$

Якщо $\Delta W_1 \neq 0$ і $\Delta W_2 \neq 0$, то "пачка" спотворених символів локалізована в парі суміжних кадрів з номерами g та $g+1$. Для визначення чисельного значення g пропонується здійснити перебір всіх $q-1$

варіантів локалізації помилок в межах цих кадрів. Іншими словами, пропонується перебрати $q-1$ варіанти поділення різниць контрольних сум $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$ на дві групи $G_1 = \{ \Delta C_u, \Delta C_{u+1}, \dots, \Delta C_q \}, G_2 = \{ \Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_{u-1} \}$, тобто в g -тому кадрі потенційно спотвореними вважаються символи із номерами $u, u+1, \dots, q$, а в наступному, $(g+1)$ -му кадрі в зоні спотворення розглядаються символи, починаючи від першого до $(u-1)$ -го. Очевидно, що значення номеру u , починаючи з якого зазнали спотворення символи в g -тому кадрі, лежить в межах від двох до q : $u \in \{2, 3, \dots, q\}$. Крім того, перший із спотворених кадрів може мати парний або непарний номер. Це зумовлює наявність ще двох варіантів перебору. В якості критерію коректності вибору поточного значення u або парності (непарності) першого із спотворених кадрів пропонується використати рівність нулю залишків від поліноміального ділення різниць зважених контрольних сум на відповідні двійкові коди різниць контрольних сум груп G_1 і G_2 .

Іншими словами, якщо вважати, що перший із спотворених кадрів має непарний номер g , то умови коректності такого варіанта формально можуть бути представлені у вигляді:

$$\begin{aligned} \Delta W_1 \text{rem} \bigoplus_{j=u}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m} &= 0, \\ \Delta W_2 \text{rem} \bigoplus_{i=1}^{u-1} \Delta C_i \cdot 2^{(i-1) \cdot m} &= 0 \end{aligned} \quad (6)$$

Відповідно, за цих умов чисельне значення непарного номеру g першого із кадрів, що зазнав спотворення, для кожного із значень u визначається за формулою:

$$g = \Delta W_1 \text{div} \sum_{l=u}^q \Delta C_l \cdot 2^{(l-1) \cdot m}. \quad (7)$$

Якщо номер g першого із спотворених кадрів парний, то виконуються умови:

$$\begin{aligned} \Delta W_2 \text{rem} \bigoplus_{j=u}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m} &= 0, \\ \Delta W_1 \text{rem} \bigoplus_{i=1}^{u-1} \Delta C_i \cdot 2^{(i-1) \cdot m} &= 0 \end{aligned} \quad (8)$$

Чисельне значення цього номеру g за виконання умови (8) обчислюється у вигляді:

$$g = \Delta W_2 \text{div} \sum_{l=u}^q \Delta C_l \cdot 2^{(l-1) \cdot m}. \quad (9)$$

В рамках запропонованого методу розроблена процедура корекції "пачок" помилок, формалізоване представлення якої включає наступну послідовність дій:

1. Якщо значення $\Delta W_1 \neq 0$ і $\Delta W_2 \neq 0$, перехід на п.6.

2. Якщо значення $\Delta W_1 \neq 0$, а $\Delta W_2 = 0$, перехід на п. 5.

3. За умови $\Delta W_1 = 0$, а $\Delta W_2 \neq 0$, всі спотворені символи локалізовані в межах одного кадру з парним номером g . Здійснюється поліноміальне ділення ΔW_2 на двійковий код конкатенації різниць всіх контрольних сум $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$ з фіксацією частки від ділення в змінній g та остачі в змінній r :

$$\begin{aligned} g &= \Delta W_2 \text{div} \bigoplus_{j=1}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m}, \\ r &= \Delta W_2 \text{rem} \bigoplus_{j=1}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m} \end{aligned} \quad (10)$$

Якщо обчислене значення залишку r від поліноміального ділення не дорівнює нулю: $r \neq 0$, то здійснюється перехід на п.15.

4. Виконується корекція спотворених символів в кадрі з порядковим номером g шляхом логічного додавання до них кодів $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$:

$$\forall j \in \{1, 2, \dots, q\} : S_{gj} = S_{qj} \oplus \Delta C_j. \quad (11)$$

Перехід на п. 16.

5. Оскільки за умови $\Delta W_1 \neq 0$, а $\Delta W_2 = 0$, всі спотворені символи локалізовані в межах одного кадру з непарним номером g . Для визначення чисельного значення номеру g реалізується поліноміальне ділення коду ΔW_1 на двійковий код конкатенації різниць всіх контрольних сум $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q$ з фіксацією частки від ділення в змінній g та остачі в змінній r :

$$g = \Delta W_1 \operatorname{div} \bigoplus_{j=1}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m},$$

$$r = \Delta W_1 \operatorname{rem} \bigoplus_{j=1}^q \Delta C_j \cdot 2^{(j-1) \cdot m} \quad (12)$$

Якщо обчислене значення залишку r від поліноміального ділення не дорівнює нулю: $r \neq 0$, то здійснюється перехід на п.33, інакше, перехід на виконання п.4.

6. Якщо $\Delta W_1 \neq 0$ і $\Delta W_2 \neq 0$, то це означає, що спотворені символи “пачки” локалізовані в двох суміжних кадрах. Для локалізації помилкових символів в цих кадрах організується перебір всіх варіантів можливої позиції u початку синдрому “пачки” помилок. Стартове значення u встановлюється рівним двом: $u=2$.

7. В силу того, що пачка помилок при $u > 1$ належить двом суміжним кадрам, обчислюється дві окремі конкатенації Y_1 та Y_2 різниць контрольних сум, що відносяться відповідно до першого та другого спотворених кадрів. Конкатенація Y_1 формується з $q-u$ різниць символів з номером в кадрі від u до q включно. Отже, Y_1 формується за послідовністю: $\Delta C_u, \Delta C_{u+1}, \Delta C_{u+2} \dots \Delta C_q$, згідно з наступною формулою:

$$Y_1 = \sum_{i=u}^q \Delta C_i \cdot 2^{(i-1) \cdot m} \quad (13)$$

8. Конкатенація Y_2 формується аналогічним чином з $u-1$ різниць символів з номером в кадрі від першого до $u-1$ включно. Отже, Y_2 формується за послідовністю: $\Delta C_1, \Delta C_2, \Delta C_3 \dots \Delta C_{u-1}$, згідно з наступною формулою:

$$Y_2 = \sum_{i=1}^{u-1} \Delta C_i \cdot 2^{(i-1) \cdot m} \quad (14)$$

9. Здійснюється поліноміальне ділення ΔW_1 на обчислений за формулою (13) код Y_1 з фіксацією частки в змінній g та остачі в змінній r : $g = \Delta W_1 \operatorname{div} Y_1$ та $r = \Delta W_1 \operatorname{rem} Y_1$. Якщо $r \neq 0$, то виконується перехід на п.12.

10. Здійснюється поліноміальне ділення ΔW_2 на обчислений за формулою

(14) код Y_1 з фіксацією частки в змінній x та остачі в змінній p : $x = \Delta W_2 \operatorname{div} Y_2$ та $p = \Delta W_2 \operatorname{rem} Y_1$. Якщо $p \neq 0$ або $x \neq g+1$ то виконується перехід на п.12.

11. Реалізується відновлення спотворених при передачі символів кадрів з порядковими номерами g та $g+1$ шляхом логічного додавання до символів першого з них різниць $\Delta C_u, \Delta C_{u+1}, \dots, \Delta C_q$, тобто коду Y_1 , а до другого різниць $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_{u-1}$, тобто коду Y_2 :

$$\forall i \in \{u, u+1, \dots, q\} : S_{gi} = S_{gi} \oplus \Delta C_i$$

$$\forall j \in \{1, 2, \dots, u-1\} : S_{g+1,j} = S_{g+1,j} \oplus \Delta C_j \quad (15)$$

Перехід на п.16.

12. Виконується поліноміальне ділення коду ΔW_2 на обчислений за формулою (13) код Y_1 з фіксацією частки в змінній g та остачі в змінній r : $g = \Delta W_2 \operatorname{div} Y_1$ та $r = \Delta W_2 \operatorname{rem} Y_1$. Якщо $r \neq 0$, то виконується перехід на п.14.

13. Здійснюється поліноміальне ділення ΔW_1 на обчислений за формулою (14) код Y_2 з фіксацією частки в змінній x та остачі в змінній p : $x = \Delta W_1 \operatorname{div} Y_2$ та $p = \Delta W_1 \operatorname{rem} Y_2$. Якщо $p = 0$ і $x = g+1$ то виконується перехід на п.11.

14. Значення u збільшується на одиницю: $u = u+1$. Якщо $u \leq q$, здійснюється перехід на повторне виконання п.7.

15. Виявлення помилок, що не можуть бути скореговані. Запит на повторну передачу блока даних.

16. Кінець.

Робота запропонованої процедури корекції “пачок” помилок може бути ілюстрована наступним прикладом. Нехай передається блок даних, що складається з 1024-х символів довжиною 3 біти ($m=3$). Виходячи з характеру імпульсних електромагнітних завад та швидкості передачі даних, максимальна кількість q символів, які передаються за час дії завади і, відповідно можуть бути спотворені дорівнює чотирьом: $q=4$. Відповідно, розмір кадру становить 4 символи; загальна кількість кадрів в блоці дорівнює 256.

На стороні передавача обчислюються дві зважені контрольні суми

$W_{1S}=20874$, $W_{2S}=32320$, $C_{1S}=2$, $C_{2S}=3$, $C_{3S}=4$, $C_{4S}=0$. Якщо припустити, що під дією електромагнітної завади спотворено 4 суміжні символи блоку, то обчислені на стороні приймача зважені контрольні суми можуть мати вигляд: $W_{1R}=18587$ та $W_{2R}=237248$, а

контрольні суми по кадру : $C_{1R}=5$, $C_{2R}=5$, $C_{3R}=1$, $C_{4R}=3$. Відповідно, різниці зважених контрольних сум обчислюються як: $\Delta W_1 = W_{1R} \oplus W_{1S} = 6417$; $\Delta W_2 = W_{2R} \oplus W_{2S} = 254080$, а різниці символів в кадрі у вигляді: $\Delta C_1 = C_{1S} \oplus C_{1R} = 7$, $\Delta C_2 = C_{2S} \oplus C_{2R} = 6$, $\Delta C_3 = C_{3S} \oplus C_{3R} = 5$, $\Delta C_4 = C_{4S} \oplus C_{4R} = 3$.

Оскільки $\Delta W_1 \neq 0$ та $\Delta W_2 \neq 0$, то це означає, що спотворення зазнали символи двох суміжних символів. Відповідно, на початку виконання процедури виправлення спотворених символів починається з п.6, яким значення u встановлюється рівним 2-м: $u=2$. Відповідно, на наступного п.7 значення Y_1 формується із різниць ΔC_2 , ΔC_3 та ΔC_4 у вигляді: $Y_1 = \Delta C_2 \cdot 2^3 + \Delta C_3 \cdot 2^6 + \Delta C_4 \cdot 2^9 = 1904$. Аналогічно, в рамках п.8 формується значення Y_2 у вигляді: $Y_2 = \Delta C_1 = 7$. Згідно п.9 здійснюється поліноміальне ділення $\Delta W_1 = 6417$ на обчислене значення $Y_1 = 1904$. з фіксацією частки в змінній g та остачі в змінній r : $g = \Delta W_1 \div Y_1 = 6417 \div 1904 = 4$ та $r = \Delta W_1 \text{ rem } Y_1 = 929$. Оскільки $r \neq 0$, то виконується перехід на п.12. В рамках п.12 реалізується поліноміальне ділення коду $\Delta W_2 = 254080$ на $Y_1 = 7$: частка $g = \Delta W_2 \div Y_1 = 158$ та $r = \Delta W_2 \text{ rem } Y_1 = 80$. В силу того, що $r \neq 0$ здійснюється перехід на п.14, в якому значення u збільшується на одиницю: $u = u + 1 = 3$ та реалізується перехід на повторне виконання п.7. Відповідно, в рамках п.7 та п.8 виконується обчислення нових значень Y_1 та Y_2 : $Y_1 = \Delta C_3 \cdot 2^6 + \Delta C_4 \cdot 2^9 = 1856$ та $Y_2 = \Delta C_1 + \Delta C_2 \cdot 2^3 = 55$.

Після цього у відповідності з п.9 здійснюється поліноміальне ділення $\Delta W_1 = 6417$ на обчислене значення $Y_1 = 1856$. з фіксацією частки в змінній g та остачі в змінній r : $g = \Delta W_1 \div Y_1 = 4$ та $r = \Delta W_1 \text{ rem } Y_1 = 848$. Оскільки $r \neq 0$, то виконується перехід на п.12. В рамках п.12 реалізується

поліноміальне ділення коду $\Delta W_2 = 254080$ на $Y_1 = 1856$: частка $g = \Delta W_2 \div Y_1 = 154$ та $r = \Delta W_2 \text{ rem } Y_1 = 0$. Так як остача від поліноміального ділення дорівнює нулю, то наступним виконується п.13, який здійснює поліноміальне ділення $\Delta W_1 = 6417$ на код $Y_2 = 55$ з фіксацією частки в змінній x та остачі в змінній p : $x = \Delta W_1 \div Y_2 = 155$ та $p = \Delta W_1 \text{ rem } Y_2 = 0$. Оскільки $p = 0$ і $x = g + 1$ то виконується перехід на п.11, в якому реалізується корекція пошкоджених символів шляхом логічного додавання $\Delta C_3 = 5$ до третього та $\Delta C_3 = 3$ до четвертого символів кадру з номером 154. В кадрі 155 корекція виконується шляхом логічного додавання до його першого символу $\Delta C_1 = 7$, а до другого символу різниці $\Delta C_2 = 6$.

Оцінка ефективності

Оцінка ефективності запропонованого методу корекції "пачки" помилок, зумовленої дією зовнішньої імпульсної електромагнітної завади в каналах обміну даними зі спектральною модуляцією здійснюється з двома критеріями:

1. Часовими показниками формування контрольних кодів, їх перевірки та виправлення "пачки" помилок.

2. Об'ємом контрольних кодів, які передаються разом з блоком даних і використовуються для корекції помилок.

Основними часовими показниками засобів корекції помилок виступають: час формування контрольного коду (T_F), час перевірки наявності помилок в прийнятому блоці (T_C), час реконструкції спотворених при передачі даних (T_R).

Час формування T_F контрольного коду визначається часом формування q символів контрольних сум C_{1S} , C_{2S} , C_{3S} ... C_{qS} , що потребує n операцій логічного додавання (XOR), а також часом обчислення двох зважених контрольних сум W_1 та W_2 . Для формування кожної із таких сум потрібно виконати $n/2$ операцій поліноміального множення та таку ж кількість операцій логічного додавання. В свою чергу, кожна операція поліноміального множення зводиться до $\log_2(n/k)$ операцій логічного додавання. Відповідно, якщо позначити через t_{XOR} час реалізації логічного

додавання, то час T_F може бути обчислений через наступну формулу:

$$T_F = (n + 2 \cdot \frac{n}{2} \cdot (1 + \log_2 \frac{n}{q})) \cdot t_{XOR} = n \cdot t_{XOR} \cdot (2 + \log_2 \frac{n}{q}) \quad (16)$$

Оцінка часу T_C перевірки правильності передачі на стороні приймача може бути здійснена виходячи з того, що виконується обрахунок по прийнятому блоку даних символьних контрольних сум і двох зважених контрольних сум. Тобто виконуються аналогічні обчислення, що і при формуванні контрольних кодів. Додатково здійснюється три операції логічного додавання для обчислення різниць контрольних кодів: $\Delta C_1, \Delta C_2, \dots, \Delta C_q, \Delta W_1$ та ΔW_2 , які для реальних значень n практично не впливають на час перевірки, так, що в оціночному плані можна вважати, що $T_C \approx T_F$.

Визначення номерів спотворених кадрів здійснюється шляхом організації перебору q варіантів локалізації “пачки” помилок в одному або двох суміжних кадрах. При цьому, для розпізнавання коректного варіанту виконується, в середньому, дві операції поліноміального ділення. Оскільки після знаходження коректного варіанту перебір варіантів припиняється, то середнє значення кількості варіантів, що аналізуються становить $q/2$, а середня кількість операцій поліноміального ділення для локалізації спотворених кадрів дорівнює q .

В операції поліноміального ділення розрядність діленого ΔW дорівнює сумі кількості бітів номеру кадру і довжині кадру, тобто $\log_2(n/q) + q \cdot m$. В силу того, що довжина дільника дорівнює $q \cdot m$, кількість циклів поліноміального ділення становить $\log_2(n/q)$. В рамках одного циклу, в середньому, виконується півтори операції (з половиною ймовірністю відбувається логічне додавання до діленого зсунутого дільника і завжди здійснюється зсув останнього). Враховуючи, що для сучасних процесорів тривалість виконання логічних команд зсуву і додавання практично

ідентична, час операції поліноміального ділення становить, в середньому, $1.5 \cdot \log_2(n/q) \cdot t_{XOR}$. Відповідно, час локалізації пошкоджених при передачі кадрів може бути оцінений у вигляді:

$$T_L = 1.5 \cdot q \cdot t_{XOR} \cdot \log_2 \frac{n}{q} \quad (17)$$

Часова ефективність запропонованого методу корекції одиночної “пачки” помилок в порівнянні з відомим методом [12] вирішення цієї задачі з використанням зважених контрольних сум може бути оцінена коефіцієнтами $\beta_{F_W} = T_{F_W}/T_F$ та $\beta_{R_W} = T_{R_W}/T_L$, перший з яких визначає прискорення формування контрольного коду, яке досягається застосуванням розробленого методу, а другий – прискорення процесу корекції. Чисельне значення коефіцієнту β_{F_W} прискорення формування контрольного коду визначається формулою:

$$\beta_{F_W} = \frac{1 + 0.5 \cdot q \cdot \log_2 \frac{2 \cdot n}{q}}{2 + \log_2 \frac{n}{q}} \quad (18)$$

Для типових для практичних застосувань значень $n=256$ та $q=8$, обчислене за формулою (18) значення коефіцієнту β_{F_W} прискорення формування контрольного коду в запропонованому методі в порівнянні з відомим [12] складає $\beta_{F_W}=3.6$.

Чисельне значення коефіцієнту β_{R_W} прискорення формування контрольного коду визначається формулою:

$$\beta_{R_W} = \frac{0.75 \cdot \log_2 \frac{2 \cdot n}{q}}{1.5 \cdot \log_2 \frac{n}{q}} \approx \frac{1}{2} \quad (19)$$

Таким чином, в запропонованому методі корекція пачки помилок здійснюється практично вдвоє повільніше, але ця операція здійснюється на порядки рідше операцій формування та перевірки контрольного коду.

Порівняння наведених часових характеристик з аналогічними показниками

кодів Ріда-Соломона свідчить про те, використання запропонованого методу дозволяє значно прискорити як формування контрольного коду на стороні приймача, так і контроль правильності передачі, а за необхідності, виправлення помилок на стороні приймача.

При цьому значення коефіцієнту $\beta_{F_RS} = T_{F_RS}/T_F$ прискорення формування контрольного коду запропонованого методу в порівнянні з кодами Ріда-Соломона визначається наступною формулою:

$$\beta_{F_RS} = \frac{1.5 \cdot n^2 \cdot t_{XOR}}{n \cdot t_{XOR} (2 + \log_2 \frac{n}{q})} = \frac{1.5 \cdot n}{2 + \log_2 \frac{n}{q}}. \quad (20)$$

Зокрема, для типових для практичного використання значень $n=256$ та $q=8$, обчислене за формулою (20) чисельне значення $\beta_{F_RS}=55$. Це означає, що термінальний мікроконтролер витрачає при використанні запропонованого методу в 55 раз менше часу на формування контрольних кодів при передачі результатів моніторингу стану об'єктів реального світу.

Аналогічно, значення коефіцієнту коефіцієнту $\beta_{C_RS} = T_{C_RS}/T_F$ прискорення перевірки правильності передачі на стороні приймача при використанні запропонованого методу в порівнянні з кодами Ріда-Соломона визначається такою формулою:

$$\beta_{C_RS} = \frac{8 \cdot n \cdot m \cdot q \cdot t_{XOR}}{n \cdot t_{XOR} (2 + \log_2 \frac{n}{q})} = \frac{8 \cdot m \cdot q}{2 + \log_2 \frac{n}{q}}. \quad (21)$$

Для типових для практичного використання значень $n=256$, $m=8$ та $q=8$, обчислене за формулою (21) чисельне значення коефіцієнту β_{C_RS} прискорення перевірки правильності передачі на стороні приймача становить $\beta_{C_RS}=73$.

Часова ефективність виправлення одиначної “пачки” помилок запропонованого методу у порівнянні з кодами Ріда-Соломона може бути оцінена коефіцієнтом $\beta_{R_RS} = T_{R_RS}/T_L$ прискорення корекції. Чисельне значення цього коефіцієнту визначається наступним виразом:

$$\beta_{R_RS} = \frac{n \cdot m \cdot q^2 \cdot t_{XOR}}{1.5 \cdot q \cdot t_{XOR} \log_2 \frac{n}{q}} = \frac{n \cdot m \cdot q}{1.5 \cdot \log_2 \frac{n}{q}}. \quad (22)$$

Для типових для практичного використання значень $n=256$, $m=8$ та $q=8$, обчислене за формулою (22) чисельне значення коефіцієнту β_{R_RS} прискорення корекції одиначної “пачки” помилок запропонованого методу у порівнянні з кодами Ріда-Соломона становить $\beta_{R_RS} \approx 2 \cdot 10^3$. Це означає, що застосування запропонованого методу забезпечує прискорення виправлення виявлених помилок передачі даних практично на три порядки.

Таким чином, проведений порівняльний аналіз часових характеристик та кодів Ріда-Соломона та запропонованого методу показав, що його застосування забезпечує прискорення процесів контролю та виправлення помилок в бездротових каналах обміну даних на 2-3 порядки, що є критично важливим для систем віддаленого управління, що працюють в режимі реального часу.

Зі збільшенням довжини блоку часова ефективність запропонованого методу, на противагу кодам Ріда-Соломона зростає. Проведені експериментальні дослідження, в цілому, підтвердили наведені вище теоретичні порівняльні оцінки часової ефективності запропонованого методу виправлення одиначної “пачки” помилок в каналах обміну даними зі спектральною модуляцією.

Таке значне прискорення комп'ютерної реалізації функцій контролю та виправлення помилок обміну даних з використанням бездротових каналів, яке забезпечує застосування розробленого методу, зумовлене двома чинниками:

- більшим, в порівнянні з кодами Ріда-Соломона, об'ємом контрольних кодів, які передаються разом з інформаційним блоком;
- спеціалізацію запропонованого методу на одному, домінуючому в бездротових каналах типу помилок, на противагу кодам Ріда-Соломона, які дозволяють

виправляти довільних q спотворених символів.

В запропонованому методі об'єм U в символах контрольних кодів, які забезпечують виправлення "пачки" з q суміжних символів визначається формулою:

$$U = q + 2 \cdot q \cdot \log_2 \frac{n}{q}. \quad (23)$$

При використанні кодів Ріда-Соломона, кількість U_{RS} контрольних символів дорівнює $2 \cdot q : U_{RS} = 2 \cdot q$. Відповідно, розроблений метод потребує в $\gamma_{RS} = U/U_{RS}$ раз більшого об'єму контрольних кодів, причому чисельне значення γ_{RS} визначається формулою:

$$\gamma_{RS} = \frac{U}{U_{RS}} = \frac{2}{1 + 2 \cdot \log_2 \frac{n}{q}}. \quad (24)$$

Для типових для практичних застосувань значень $n=256$, $m=8$ та $q=8$, обчислене за формулою (24) чисельне значення γ_{RS} становить $\gamma_{RS}=5$. Це означає, що для корекції 8-ми спотворених зовнішньою завадою суміжних символів, запропонований метод використовує в п'ятеро більший об'єм контрольних кодів.

Проте в сучасних умовах високих швидкостей передача додаткових контрольних символів практично не впливає на часові характеристики роботи систем управління віддаленими об'єктами. Крім того, зі збільшенням об'єму n блоку даних за межі 2^m-1 різниця об'ємів контрольної інформації для розробленого методу і кодів Ріда-Соломона має тенденцію до зменшення. Наприклад, при $n=4096$, $m=8$ та $q=8$ запропонований метод потребує передачі $U=152$ контрольних символів. В той же час, при використанні кодів Ріда-Соломона, блок в 4096 символів має розділятися на 17 субблоків, кожен з яких містить 16 контрольних символів, так, що загальна їх кількість становить $U_{RS}=272$. Це означає, що об'єм контрольної інформації, задіяної в запропонованому методі в 1.8 раз менший в порівнянні з кодами Ріда-Соломона ($\gamma_{RS}=0.55$).

Висновки

Проведені дослідження, направлені на підвищення ефективності виправлення одиночної "пачки" помилок, спричинених дією зовнішньої електромагнітної завади в бездротових каналах обміну даними системою віддаленого контролю та управління об'єктами реального світу дозволили отримати наступні результати.

Теоретично обґрунтовано та розроблено метод виправлення "пачки" помилок передачі даних в каналах зі спектральною модуляцією з використанням зважених контрольних сум, який відрізняється використанням двох зважених контрольних сум та групи символів контрольних сум, кількість яких дорівнює максимальному числу символів в "пачці", дозволяє реалізувати двоетапну локалізацію спотворених зовнішньою завадою символів і їх виправлення за допомогою простих в реалізації операцій логічного додавання, що забезпечує зменшення часу формування контрольних кодів та процесу виправлення "пачки" помилок.

Теоретично доведено та експериментально підтверджено, що запропонований метод дозволяє на 2-3 порядки прискорити комп'ютерну реалізацію формування контрольного коду, його перевірку на стороні приймача та виправлення групи суміжних символів обмеженої довжини в порівнянні з найбільш поширеними на практиці кодами Ріда-Соломона. Це відкриває можливості реалізації функцій контролю правильності передачі та виправлення виникаючих помилок на термінальних мікроконтролерах систем віддаленого управління, що використовують технології бездротової передачі для обміну даними.

Ефект прискорення досягнуто за рахунок спеціалізації запропонованого методу на одному, домінуючому на практиці, типі помилок в бездротових каналах зі спектральною модуляцією, а також використання більшої кількості контрольних символів, що передаються разом з даними.

Література

1. Maeda K., Komaki S. Error Statistics of 64-QAM Signal in AM/64-QAM Hybrid Optical Transmission. *Journal of Lightwave Technology*. 2000. Vol. 18, no. 10. P. 1348–1359.
2. Fan J., Hsien M.-H. Characterizing the Burst Error Correction Ability of Quantum Cyclic Codes. *Quantum Physics*. 2025. No. 1. 10.48550/arXiv2501.04310.
3. Moon. T. K. Error Correction Coding: Mathematical Methods and Algorithms. 2nd ed. John Wiley, 2020. 992 p.
4. Xu J., Zheng Z., Tian K. Low-Density Parity-Check Codes: Resurch Status and Development Direction. *Journal of Information Security*. 2022. Vol. 13. P. 257–271. DOI: 10.4236/jis.2022.134014.
5. Wicker S. B., Bhargava V. K. Reed-Solomon Codes and Their Applications. Hoboken : Wiley, 1999. 387 p.
6. Leilei Y., Yungsiang S. Y. Construction of Reed-Solomon Erasure Codes with Four Parties Base on Systematic Vandermonde Matrice. *IEEE Transactions on Computers*. 2024. Vol. 73. P. 1875–1882. DOI: 10.1109/TC.2024.3387069.
7. Yin L. et al. Burst error correction alorittms for Reed-Solomon codes. *Electronic Letters*. 2001. Vol. 37, no. 11. P. 1–20.
8. Tang Y. J., Zhang X. Fast en/de-coding of Reed-Solomon codes for failure recovery. *IEEE Transactions on Computers*. 2022. Vol. 71. No. 3. P. 724–735.
9. Morelos-Zaragoza R. H. The Art of Error Correcting Codes. 2nd ed. Wiley, 2006. 288 p.
10. Akiyoshi Y. et al. Dual-time-sharing high-order QAM symbol error correction network of mix-select cells connected with bit-transfer line –some numerical experiments. *Nonlinear Theory and Its Application IEICE*. 2024. Vol. 15, no. 1. P. 87–106. DOI: 10.158/nolta.15.87.
11. McAuley A. Weighted Sum Codes for error Detection and Their Comparison with Existing Codes. *IEEE/ACM Trans. on Networking*. 1994. Vol. 2., no. 1. P. 16–22.
12. Марковський О. П. та ін. Метод корекції помилок передачі даних в одночіпових радіо модемах. *Вісник Національного технічного університету України “КПІ” Інформатика, управління та обчислювальна техніка*. 2016. № 64. С. 60–67.

Марковський О.П., Григораш Ю.В.

МЕТОД ШВИДКОЇ КОРЕКЦІЇ «ПАЧОК» ПОМИЛОК В БЕЗДРОТОВИХ КАНАЛАХ НА БАЗІ ЗВАЖЕНИХ КОНТРОЛЬНИХ СУМ

Запропоновано метод швидкої корекції пачок помилок в бездротових каналах обміну даних комп'ютерних систем віддаленого управління. Метод базується на використанні зважених контрольних сумм, що забезпечує низьку обчислювальну складність. Розроблено та детально описано процедури кодування та корекції пачки помилок, які також проілюстровано чисельним прикладом. Здійснено порівняльний аналіз показників швидкодії запропонованого методу з кодами Ріда-Соломона. Доведено, що розроблений метод забезпечує на два порядки менший час виявлення помилок передачі даних і на три порядки менший час їх виправлення в порівнянні з кодами Ріда-Соломона. Це має велике практичне значення при реалізації контролю та виправлення помилок на оснащених одночіповими радіо модемами термінальних мікроконтролерах комп'ютерних системах віддаленого управління.

Ключові слова: виявлення помилок передачі даних; корекція пачок помилок передачі даних; зважені контрольні суми; корегуючі коди.

Markovskyi O.P., Grygorash Y.V.

WEIGHTED CHECKSUM BASED METHOD FOR FAST BURST ERROR CORRECTION IN WIRELESS CHANNELS

The method for fast correction of burst of errors in wireless data transmission channel for remote control computer systems has been proposed. Method is based on weighted checksums that low computational complexity provided.

The procedures of coding and burst error correction are developed and described in detail and illustrated by numerical example. The comparison analysis of the performance indicators of the proposed method with Reed-Solomon codes has been performed. It has been proved that the developed method provides reducing time of burst errors detection by two orders and time correction reducing by three orders by comparing to Reed-Solomon codes.

This is of great practical importance in the implementation of control and correcting errors on the terminal microcontrollers of computed remote control systems equipped with single-chip radio modems.

Keywords: *error detecting; data transmission burst error correction; weighted checksums; error correcting codes.*