

*МАРКОВСЬКИЙ О.П.,
СЕМЕНЮК Ю.В.,
ШЕВЧЕНКО О.М.,
РАДЧЕНКО К.О.*

МЕТОД КОРЕКЦІЇ ПОМИЛОК ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ В ОДНОЧІПОВИХ РАДІОМОДЕМАХ

Запропоновано ефективний метод корекції помилок передачі даних в одночіпових радіомодемах, особливістю якого є низька обчислювальна складність. Описано процедури кодування та корекції помилок, які також проілюстровано чисельним прикладом. Виконано порівняльний аналіз запропонованого методів корекції з позицій обчислювальної складності. Доведено, що запропонований метод забезпечує суттєве прискорення кодування та корекції, а також спрощення схеми апаратної реалізації. Проаналізовано результати практичного застосування методу для корекції помилок в мережі побудованій на одночіпових радіомодемах.

Proposed the effective method for data transmission errors correcting in single-chip radio modems, which feature is the low computational complexity. The procedure of coding and error correction are described in details and illustrated by numerical example. Performed comparative analysis of the proposed methods of correction from the standpoint of computational complexity. It is proved that the proposed method provides a significant acceleration of encoding and correction, as well as simplifying the hardware implementation scheme. The results of practical utilization of the method for correcting errors in a network built on single-chip radio modems has been analyzed.

Ключові слова: багатократні помилки передачі даних, канали передачі даних зі спектральною модуляцією, одночіпові радіомодеми корекція помилок, кодування помилок, зважені контрольні суми.

Вступ

Динамічний прогрес в області мікроелектроніки призвів до появи принципово нового класу пристроїв передачі даних — одночіпових радіо модемів. Низький рівень електроспоживання та дешевизна вказаних пристроїв зумовили їх широке застосування в різноманітних областях [1]. На сьогодні мережі побудовані на таких модемах (Low-Power Network та Low-Power Wide-Area Network) використовуються в найрізноманітніших сферах, наприклад:

- автоматизація виробництва;
- сільське господарство;
- концепція розумного будинку;
- концепція інтернету речей IoT;
- віддалений моніторинг та керування технологічними об'єктами.

Основними технологіями що використовуються для побудови LPN та LPWAN є ZigBee та 6LoWPAN [1]. В останні роки швидко набуває популярності протокол LoRaWAN.

На сьогодні більшість практичних систем використовують протоколи фізичного рівня, що базуються на використанні GFSK, O-QPSK або MPSK модуляції. Для ущільнення каналів та

збільшення обсягу даних, які вони здатні передавати, використовують схеми модуляції з ефективним використанням наданого спектру. Прикладом таких схем модуляції може бути QAM (Quadrature Amplitude Modulation). Цим схемам притаманна висока швидкість передачі за умови високої якості каналу [2]. Данні передаються не окремими бітами як, під час використання MSK (Minimum Shift Keying) та BPSK (Binary phase-shift keying), а символами, які можуть складатись з багатьох біт, наприклад для QAM256 один символ складається з 8 біт. Схожим чином працює LoRa модуляція – кожному символу, що складається з багатьох біт співвідноситься один сигнал, що безпосередньо передається по каналу.

LoRa – це схема модуляції з розширенням спектра, в якій дані кодуються широко-смуговими ЛЧМ-імпульсами з частотою, що збільшується або зменшується на деякому часовому інтервалі. Цей вид модуляції має дві переваги: значне підвищення чутливості приймача за рахунок більш широкого спектру сиг-

налів та низька критичність до розладу по частоті між приймачем і передавачем.

Якщо в процесі передачі на сигнал діє зовнішня завада, то, відповідно, спотворюється весь символ, на який модулюється цим сигналом. В останні роки, в зв'язку зі багатократним зростанням швидкості передачі, за час дії зовнішніх завад по каналу передається декілька символів. Відповідно, типовою помилкою стає спотворення "пачки" символи – тобто послідовності суміжних символів на час передачі яких діє зовнішня завада [3].

Чим більше бітів в символі, тим більша довжина "пачки" помилок від однієї перешкоди. Для існуючих методів корекції символних помилок збільшення їх кількості істотно впливає на зростання обчислювальної складності процесів виправлення. Вважаючи на те, що для переважної більшості систем корекція помилок передачі має виконуватися в реальному часі, об'єктивна тенденція збільшення довжини "пачки" спотворених символів потребує експоненційного зростання обчислювальних ресурсів потрібних для корекції в реальному часі.

Радіомодемі пристрої використовують батарейкове живлення, тому надзвичайно обмежені в обчислювальних ресурсах. З іншого боку, батарейкове живлення термінальних пристроїв накладає суттєві обмеження на потужність каналних сигналів, що негативно впливає на достовірність передачі даних і, відповідно, потребує використання більш ефективних корегуючих кодів.

Таким чином, проблема створення ефективних, в плані обчислювальної складності, методів для корекції "пачки" помилок, є актуальною для сучасного етапу розвитку мережевих технологій, що базуються на використанні одночіпових радіомодемів.

Аналіз методів корекції "пачки" помилок в каналах зі спектральним ущільненням

В сучасних комп'ютерних та телекомунікаційних системах використовують спеціальні види модуляції, які дозволяють ефективніше використовувати надані частоти.

Особливістю таких видів модуляції є те, що символ, який передається належить алфавіту з M символів, тому одночасно передається $k = \log_2 M$ бітів за один символний інтервал. Це дозволяє в k раз збільшити швидкість передачі інформації.

На сьогодні, розроблено і активно використовується декілька видів такої модуляції, які орієнтовані на різні типи каналів. Параметри більшості з них фіксовані відповідними протоколами передачі цифрової інформації [1].

Під впливом зовнішньої завади може бути пошкоджено один або "пачка" символів, що залежить від часу дії завади та частоти слідування каналних сигналів. Виходячи з існуючої тенденції збільшення частоти слідування каналних сигналів має місце зростання довжини "пачки" пошкоджених символів.

В роботі розглядається передача блока m -розрядних символів, кожен з яких модулюється каналним сигналом. Вважається що за час передачі блока, можлива дія лише однієї зовнішньої завади, причому кількість спотворених нею символів лежить в інтервалі від одного до $2 \cdot q - 1$ (параметр q залежить від типу каналу, умов та швидкості передачі).

Для виправлення помилок в каналах одночіпових радіомодемів використовується загорткове кодування. Для підвищення надійності передачі даних бажаним є використання блокових кодів разом із згортковими, як наприклад зроблено в GSM системі. Основною проблемою використання таких блокових кодів, як коди Файра, коди Міласа, або коди Ріда-Соломона [3] є їх висока обчислювальна складність, що обмежує можливості корекції помилок в темпі передачі даних. Тому більшість систем не використовує ці коди, так як для знаходження помилок необхідно розв'язувати систему нелінійних рівнянь. Аналітичного способу її розв'язання не існує, тому використовуються технології перебору. Технологія перебору відрізняється в залежності від коду. Саме необхідність виконувати перебір зумовлює високу обчислювальну складність.

Для систем, що використовують схожі типи модуляції, але не мають таких обмежень найбі-

льшого поширення для корекції пачок помилок набули коди Ріда-Соломона. Ці коди дозволяють виправляти h спотворених символів з використанням $2 \cdot h$ контрольних символів. При виникненні пачки помилок коди Ріда-Соломона не враховують те, що спотворені символи є суміжними, тобто при корекції пачки значна частина процедури виправлення є надлишковою.

Інший підхід до корекції “пачки” помилок базується на використанні зважених контрольних сум. Добре відомо, що контрольні суми є найшвидшим методом контролю та виправлення помилок, оскільки вони базуються на використанні лінійних операцій [4]. На сьогодні запропонована спеціальна модифікація зважених контрольних сум для швидкого знаходження помилок у каналах з імпульсно кодовою модуляцією [4].

Особливістю використання зважених контрольних сум є те, що вони, на відміну від більшості інших корегуючих кодів, надають широкі можливості адаптації як до особливостей виникаючих помилок так до особливостей обчислювальних платформ, на яких виконуються процедури корекції.

Методу роботи є модифікація зважених контрольних сум, яка забезпечує ефективне виправлення “пачки” помилок обмеженої кратності з урахуванням особливостей одночіпових радіо-модемів.

Метод швидкої корекції пачки помилок

Запропонований метод дозволяє виконувати корекцію пачки помилок з максимальною довжиною $2 \cdot q - 1$ пошкоджених символів. В методі використовується операції множення без переносів та ділення чисел для пошуку частки і остачі. Вказані операції визначаються наступним чином.

Множення без міжрозрядних переносів, позначається символом ‘ \otimes ’ передбачає використання в якості операндів двох m -розрядних чисел X та Y , що визначаються як:

$$X = \{x_0, x_1, \dots, x_{m-1}\} = x_{m-1} + 2 \cdot x_{m-2} + \dots + 2^{m-1} \cdot x_0,$$

$$x_i \in \{0,1\} \forall i \in \{0,1, \dots, m-1\},$$

$$Y = \{y_0, y_1, \dots, y_{m-1}\} = y_{m-1} + 2 \cdot y_{m-2} + \dots + 2^{m-1} \cdot y_0,$$

$$y_i \in \{0,1\} \forall i \in \{0,1, \dots, m-1\},$$

їх добуток без міжрозрядних переносів $P = X \otimes Y$ являє собою $2 \cdot m$ -розрядне двійкове число, що визначається як:

$$P = \{p_0, p_1, \dots, p_{m-1}\} = p_{2 \cdot m-1} + 2 \cdot p_{2 \cdot m-2} + \dots + 2^{2 \cdot m-1} \cdot p_0 = X \cdot y_{m-1} \oplus 2 \cdot X \cdot y_{m-2} \oplus \dots \oplus 2^{m-1} \cdot X \cdot y_0, p_i \in \{0,1\} \forall i \in \{0,1, \dots, m-1\}.$$

Наприклад, якщо $m = 4$: $X = \{1,0,1,0\} = 10_{10}$
 $Y = \{1,0,0,1\} = 9_{10}$, тоді $P = X \otimes Y = 1010 \oplus \oplus 1010000 = 01011010 = 90_{10}$.

Операція ділення без міжрозрядних переносів визначається як ділення $2 \cdot m$ -розрядного поліному на m -розрядний. При виконанні операції отримуються частка та остача, які позначаються як $Q(P/Y)$ та $R(P/Y)$ відповідно, де:

$$P = \{p_0, p_1, \dots, p_{m-1}\} = p_{2 \cdot m-1} + 2 \cdot p_{2 \cdot m-2} + \dots + 2^{2 \cdot m-1} \cdot p_0, p_i \in \{0,1\} \forall i \in \{0,1, \dots, m-1\}.$$

$$Y = \{y_0, y_1, \dots, y_{m-1}\} = y_{m-1} + 2 \cdot y_{m-2} + \dots + 2^{m-1} \cdot y_0,$$

$$y_i \in \{0,1\} \forall i \in \{0,1, \dots, m-1\}.$$

Наприклад, якщо $m = 4$: $P = \{0,1,0,1,1,1,0\} = 94_{10}$, $Y = \{1,0,0,1\} = 9_{10}$, тоді $Q(P/Y) = 1010 = 10_{10}$, $R(P/Y) = 0100 = 4_{10}$.

Запропонований метод передбачає ділення інформаційного блоку B на n кадрів F , кожен довжиною q m -розрядних символів, де q — обраний параметр коду, отже:

$$B = \{F_0, F_1, \dots, F_{n-1}\}, F_i = \{X_{i \cdot q}, X_{i \cdot q+1}, \dots, X_{i \cdot q+(n-1)}\},$$

$$X_j = \{x_{j,0}, x_{j,1}, \dots, x_{j,m-1}\}.$$

Для кожного кадру F , передавач обчислює контрольний код, який складається з $2 \cdot q$ компонент, перші q компонент контрольної суми обчислюються за формулою (1), наступні q компонент є складовими зваженої контрольної суми і обчислюються згідно наведеної нижче формули (2).

$$C_k = F_{0,k} \oplus F_{1,k} \oplus \dots \oplus F_{n-1,k}, \quad (1)$$

$$k \in \{0,1, \dots, q-1\}$$

$$S_k = F_{0,k} \otimes 1 \oplus F_{1,k} \otimes 2 \oplus \dots \oplus F_{n-1,k} \otimes n, \quad (2)$$

$$k \in \{0,1,\dots, q-1\}$$

Компоненти контрольного коду обчислено-передавачем позначаються $C_{Tk}, S_{Tk}, k \in \{0,1,\dots, q-1\}$. Після обчислення контрольного коду передавачем, інформація передається на приймач в наступній послідовності: $B, C_{T0}, S_{T0}, C_{T1}, S_{T1}, \dots, C_{Tq-1}, S_{Tq-1}$.

В запропонованому методі корекції помилок, приймач за прийнятим блоком B обчислює контрольні коди кожного з кадрів $C_{Rk}, S_{Rk}, k \in \{0,1,\dots, q-1\}$ за формулами (1) та (2) відповідно. З обчислених та прийнятих контрольних кодів обчислюються різниці між кодами приймача і передавача за формулою (3).

$$\Delta_k = C_{Rk} \oplus C_{Tk}, \delta_k = S_{Rk} \oplus S_{Tk}, \quad (3)$$

$$k \in \{0,1,\dots, q-1\}$$

Зі значень різниць визначається наявність помилок та їх тип. Можливі наступні часткові випадки:

1) $\Delta_k = 0, \delta_k = 0, k \in \{0,1,\dots, q-1\}$, в цьому випадку блок передано правильно, корекція не потрібна.

2) $\exists k \in \{0,1,\dots, q-1\} : (\Delta_k = 0, \delta_k \neq 0) \vee (\Delta_k \neq 0, \delta_k = 0)$ - означає, що помилка відбулась у контрольних кодах, блок даних передано правильно і корекція не потрібна.

Якщо попередні умови не виконались, то в даних є помилки, які необхідно виправити. Доцільно ввести означення помилок 1, 2 та 3 типів.

Помилка з позицією l вважається помилкою 1 типу якщо в блоці відсутні помилки з позиціями $l' = l \pm q \cdot n$.

Якщо існує лише одна помилка з позицією $l' = l \pm q \cdot n, n \in N$, то помилка вважається помилкою 2 типу.

Якщо таких помилок більше – то це помилка 3 типу.

В межах однієї пачки помилок довжиною $2 \cdot q - 1$ помилки 3 типу неможливі. Тому вони в запропонованому методі не розглядаються.

Для помилок 1 типу виконується умова $R(\delta_k / \Delta_k) = 0$, де k позиція помилки у кадрі, якщо $R(\delta_k / \Delta_k) \neq 0$ – вважається, що помилка на позиції k - помилка 2 типу.

Наступний крок – знаходження множин індексів помилок обох типів. Для цього, використовуючи обчислені значення Δ_k та δ_k , для помилок 1 типу будується множина A за формулою (4), для побудови множини B помилок 2 типу використовується формула (5).

$$A = \{k \mid \forall k \in \{0,1,\dots, q-1\} : \Delta_k \neq 0, \delta_k \neq 0, R(\delta_k / \Delta_k) = 0\}, \quad (4)$$

$$B = \{k \mid \forall k \in \{0,1,\dots, q-1\} : \Delta_k \neq 0, \delta_k \neq 0, R(\delta_k / \Delta_k) \neq 0\} \quad (5)$$

З побудованих множин визначаються помилки. Розглядаються 2 випадки:

1) Множина $B = \emptyset$ – робиться висновок, що відбулись лише помилки 1 типу, які виправляються за формулою (6).

$$\forall k \in A : l(k) = (Q(\delta_k / \Delta_k) - 1) \cdot q + k, \quad (6)$$

$$X_{l(k)} = X_{Rl(k)} \oplus \Delta_k$$

Після корекції за формулою (6) блок даних вважається виправленим.

2) Якщо множина $B \neq \emptyset$ – робиться висновок, що присутні помилки обох типів. Важливо перевірити умову $|A| + |B| \neq q$, що означає не виконання умови належності всіх помилок до однієї пачки або умови максимальної довжини пачки і виправлення помилок запропонованим методом неможливе.

З умови $|A| + |B| = q$, слідує що в даних, які отримав приймач відбулась пачка помилок довжиною $|A| \cdot 2 + |B|$. Знаходження позиції p першої помилки в пачці відбувається за формулою (7).

$$p = \min((Q(\delta_k / \Delta_k) - 1) \cdot q + k) - |B|, \forall k \in A \quad (7)$$

Оскільки знайдено початок пачки, можлива корекція. Для виправлення помилок 1 типу ви-

користується формула (6), для помилок 2 типу – формула (8).

$$\forall t \in N, t \geq p, t < p + |B|:$$

$$k(t) = t \bmod q, f(t) = \left\lfloor \frac{t}{q} \right\rfloor + 1,$$

$$y(t) = Q\left(\frac{\delta_{k(t)} \oplus (\Delta_{k(t)} \otimes (f(t) + 1))}{f(t) \otimes (f(t) + 1)}\right), \quad (8)$$

$$X_t = X_{Rt} \oplus y(t),$$

$$X_{t+q} = X_{Rt+q} \oplus y(t) \oplus \Delta_{k(t)}$$

Після виконання всіх необхідних операцій блок даних вважається виправленим або робиться висновок що пошкодження надто сильні і корекція неможлива.

Описана процедура корекції ілюструється наведеним нижче прикладом в якому параметр коду $q = 4$. Нехай початковий інформаційний блок складається з 12 символів по 4 біти кожен:

$$X_0 = \{1,0,0,1\}, X_1 = \{0,1,1,1\}, X_2 = \{0,1,1,0\},$$

$$X_3 = \{1,0,0,1\}, X_4 = \{0,1,0,0\}, X_5 = \{1,1,0,0\},$$

$$X_6 = \{0,1,1,1\}, X_7 = \{1,0,1,1\}, X_8 = \{0,1,0,1\},$$

$$X_9 = \{1,0,0,0\}, X_{10} = \{1,0,1,1\}, X_{11} = \{0,0,1,1\}$$

Контрольні коди, обчислені на стороні передавача згідно з наведеними вище формулами (1) та (2) дорівнюють:

$$C_{T0} = 1001 \oplus 0100 \oplus 0101 = 1000,$$

$$C_{T1} = 0111 \oplus 1100 \oplus 1000 = 0011,$$

$$C_{T2} = 0110 \oplus 0111 \oplus 1011 = 1010,$$

$$C_{T3} = 1001 \oplus 1011 \oplus 0011 = 0001,$$

$$S_{T0} = 1001 \otimes 1 \oplus 0100 \otimes 2 \oplus 0101 \otimes 3 = 1110,$$

$$S_{T1} = 0111 \otimes 1 \oplus 1100 \otimes 2 \oplus 1000 \otimes 3 = 0111,$$

$$S_{T2} = 0110 \otimes 1 \oplus 0111 \otimes 2 \oplus 1011 \otimes 3 = 10101,$$

$$S_{T3} = 1001 \otimes 1 \oplus 1011 \otimes 2 \oplus 0011 \otimes 3 = 11010,$$

В рамках прикладу вважається, під час передачі блоку під дією завади було спотворено 7 суміжних символів:

$$X_2 = \{0,1,0,1\}, X_3 = \{1,1,0,0\}, X_4 = \{0,0,0,1\},$$

$$X_5 = \{0,1,0,1\}, X_6 = \{0,0,0,0\}, X_7 = \{0,1,0,0\},$$

$$X_8 = \{1,1,1,1\}.$$

Контрольні коди обчислені на стороні приймача за формулами (1) та (2) мають вигляд:

$$C_{R0} = 1001 \oplus 0001 \oplus 1111 = 0111,$$

$$C_{R1} = 0111 \oplus 0101 \oplus 1000 = 1010,$$

$$C_{R2} = 0101 \oplus 0000 \oplus 1011 = 1110,$$

$$C_{R3} = 1100 \oplus 0100 \oplus 0011 = 1011,$$

$$S_{R0} = 1001 \otimes 1 \oplus 0001 \otimes 2 \oplus 1111 \otimes 3 = 11010,$$

$$S_{R1} = 0111 \otimes 1 \oplus 0101 \otimes 2 \oplus 1000 \otimes 3 = 10101,$$

$$S_{R2} = 0101 \otimes 1 \oplus 0000 \otimes 2 \oplus 1011 \otimes 3 = 11000,$$

$$S_{R3} = 1100 \otimes 1 \oplus 0100 \otimes 2 \oplus 0011 \otimes 3 = 00001,$$

За формулою (3) обчислюються різниці:

$$\Delta_0 = C_{T0} \oplus C_{R0} = 1000 \oplus 0111 = 1111,$$

$$\Delta_1 = C_{T1} \oplus C_{R1} = 0011 \oplus 1010 = 1001,$$

$$\Delta_2 = C_{T2} \oplus C_{R2} = 1010 \oplus 1110 = 0100,$$

$$\Delta_3 = C_{T3} \oplus C_{R3} = 0001 \oplus 1011 = 1010,$$

$$\delta_0 = S_{T0} \oplus S_{R0} = 01110 \oplus 11010 = 10100,$$

$$\delta_1 = S_{T1} \oplus S_{R1} = 00111 \oplus 10101 = 10010,$$

$$\delta_2 = S_{T2} \oplus S_{R2} = 10101 \oplus 11000 = 01101,$$

$$\delta_3 = S_{T3} \oplus S_{R3} = 11010 \oplus 00001 = 11011.$$

Аналіз отриманих результатів показує, що всі $\Delta_k \neq 0, \delta_k \neq 0, k \in \{0,1,2,3\}$ отже необхідно знайти остачі від ділення:

$$R(\delta_0 / \Delta_0) = R(10100 / 1111) = 0101,$$

$$R(\delta_1 / \Delta_1) = R(10010 / 1001) = 0000,$$

$$R(\delta_2 / \Delta_2) = R(1101 / 0100) = 0001,$$

$$R(\delta_3 / \Delta_3) = R(11011 / 1010) = 0101,$$

Зі знайдених остач, за формулами (4) і (5) на стороні приймача формуються множини $A = \{1\}$ і $B = \{0,2,3\}$. Оскільки $B \neq \emptyset$, робиться висновок, що у пачці є помилки обох типів. Наступним кроком є перевірка умови $|A| + |B| = q$. Оскільки $1 + 3 = 4$, то робиться висновок що помилки можна виправити; для цього за формулою (7) знаходиться позиція початку пачки помилок $p = (Q(10010 / 1001) - 1) \cdot 4 + 1 - 3 = 2$.

Виконується корекція для помилки 1 типу, використовуючи формулу (6):

$$l(1) = (Q(10010 / 1001) - 1) \cdot 4 + 1 = 5$$

$X_5 = X_{R5} \oplus \Delta_1 = 0101 \oplus 1001 = 1100$.
 Корекція для помилок 2 типу виконується за формулою (8):

$$\begin{aligned}
 &t \in \{2,3,4\}: \\
 &t = 2, k(2) = 2, f(2) = 1, \\
 &y(2) = 0011, \\
 &X_2 = 0101 \oplus 0011 = 0110, \\
 &X_6 = 0000 \oplus 0011 \oplus 0100 = 0111, \\
 &t = 3, k(3) = 3, f(3) = 1, \\
 &y(3) = 0101, \\
 &X_3 = 1100 \oplus 0101 = 1001, \\
 &X_7 = 0100 \oplus 0101 \oplus 1010 = 1011, \\
 &t = 4, k(4) = 0, f(4) = 2, \\
 &y(4) = 0101, \\
 &X_4 = 0001 \oplus 0101 = 0100, \\
 &X_8 = 1111 \oplus 0101 \oplus 1111 = 0101.
 \end{aligned}$$

Отже приймач повністю відновлює символи пошкоджені завадою.

Оцінка ефективності

Запропонований метод дозволяє виправляти від 1 до $2 \cdot q - 1$ суміжних символів, спотворених зовнішньою завадою, використовуючи

$$b-q \left(2 + \frac{1 \cdot q \cdot n}{m} \right) \text{ контрольних символів.}$$

Для експериментальної перевірки ефективності запропонованого методу було використано радімережу, що побудована на базі одночіпових радіомодемів SX1276 виробництва Semtech. Модеми SX1276 використовують модуляцію LoRa з програмованою швидкістю передачі від 24 до 37520 біт на секунду і працюють в діапазоні від 137 до 1020 МГц.

Мережа побудована за архітектурою точка-точка. Для експерименту радіомодеми було налаштовано на частоту 915 МГц що входить до ISM(Industrial, Scientific and Medical) діапазону, який є частиною радіочастотного спектра загального призначення, і може бути використаний без ліцензування.

Для перевірки якості роботи методу передавач було запрограмовано на трансляцію пакетів з порядковим номером та даними за якими можна

визначити правильність прийому та коригування. Пакети формувались з використанням запропонованого методу та кодів Ріда-Солмона один через один. Для проведення експерименту передавач було зафіксовано на мачті висотою 3м.

Якість прийому перевірялась в 9 точках на різних відстанях від передавача на висоті 1м від поверхні землі. Для прийнятих пакетів визначався тип кодування після чого виконувалось виправлення помилок визначеним методом. Для кожного прийнятого пакету визначалась категорія:

- пакет прийнятий без пошкоджень;
- пакет має пошкодження, але виконана корекція за допомогою запропонованого методу;
- пакет має пошкодження, але виконана корекція за допомогою кодів Ріда-Соломона.

Для кожної точки вимірювання приймач працював 250 секунд, що необхідно для передачі 500 пакетів. Кількість пакетів у кожній категорії приведена до відсотків від загальної кількості пакетів для даного вимірювання, результати наведені в таблиці 1.

Таблиця 1. Відсоток правильних пакетів, виправлених різними методами в різних точках

| Запропонований метод | Коди Ріда-Соломона | Без корекції |
|----------------------|--------------------|--------------|
| 100% | 100% | 98% |
| 97% | 100% | 73% |
| 95% | 90% | 67% |
| 91% | 78% | 59% |
| 81% | 70% | 51% |
| 72% | 68% | 40% |
| 65% | 65% | 31% |
| 31% | 28% | 18% |
| 5% | 14% | 0% |

Дані наведені в таблиці 1. демонструють високу ефективність запропонованого методу в порівнянні з кодами Ріда-Соломона. Перевага запропонованого методу пояснюється тим, що в радіомодемі використовується згорткове коду-

вання 7/8, що проводиться за допомогою регістра зсуву, відводи від якого підсумовуються по модулю два. При декодуванні згорткового коду в радіомодемі використовується алгоритм Вітербі. Метод являє собою декодування по максимуму правдоподібності. Ідея алгоритму полягає в тому, що в декодері відтворюють всі можливі шляхи послідовних змін станів сигналу, зіставляючи отримані при цьому кодові символи з прийнятими аналогами по каналу зв'язку і на основі аналізу помилок між прийнятими і необхідними символами визначають оптимальний шлях. Якщо надлишковості коду недостатньо для виправлення помилки певної кратності, то в результаті декодування отримується “пачка” помилок.

Основною перевагою запропонованого методу є значне, в порівнянні з кодами Ріда-Соломона, зменшення обчислювальної складності при збереженні ефективності декодування.

Також суттєвою перевагою є простота алгоритму, що дозволяє ефективну апаратну реалізацію, та мінімізує розмір пам'яті програм та оперативної пам'яті при програмній реалізації.

Зважаючи на низькі вимоги до потужності процесора та об'єму пам'яті програм і оперативної пам'яті, для не швидкісних систем (до 50 кілобіт за секунду), наприклад, однопіпових радіомодемів можливе використання 8 бітних мікроконтролерів PIC або AVR. Якщо в мережі необхідні швидкості до 2 мегабіт на секунду, для виконання алгоритму достатньо мікроконтролеру з ядром Cortex M0, з частотою від 32 МГц. Для швидкісних систем оптимальним є використання процесорів загального призначення або спеціалізованих обчислювачів створених на основі FPGA або ASIC.

З результатів експерименту можна зробити висновок про ефективність запропонованого методу, головною перевагою якого є низька обчислювальна складність та незначні вимоги до пам'яті, що є надзвичайно важливим для однопіпових систем або систем побудованих на базі мікроконтролерів. Запропонований метод є більш ефективним в порівнянні з кодами Ріда-Соломона в модемах де використовується згорткове кодування, так як в результаті роботи

декодера виправляються помилки з низькою кратністю але залишаються “пачки” помилок.

Висновки

В результаті проведених досліджень, направлених на підвищення ефективності корекції помилок передачі даних в радіо модемах – термінальних пристроях передачі даних мереж отримані наступні результати.

Показано, що висока ефективність виправлення помилок може бути досягнута в рамках урахування особливостей їх виникнення та специфіки радіо модему, як обчислювальної платформи.

Встановлено, що основною причиною виникнення помилок при передачі даних з використанням радіомодемів є зовнішні завади, а домінуючим типом помилок є “пачки” – тобто спотворення послідовності суміжних символів.

Розроблено метод корекції однієї “пачки” помилок в блоці, в основу якого покладено використання зважених контрольних сум, що забезпечує простоту реалізації та високу швидкість виконання операцій корекції помилок.

Експериментально досліджено запропонований метод, в результаті чого практично доведено, що рахунок використання лінійної операційної бази, урахування особливостей виникнення помилок та особливостей обробки даних в радіо модемах, досягнуто підвищення ефективності виправлення помилок в порівнянні з традиційними кодами Ріда-Соломона. Зокрема, значно спростилися обчислювальна процедура локалізації помилок та відновлення спотворених символів. На 1-2 порядки (в залежності від довжини блоку) прискорено процес корекції помилок, що має велике значення для систем реального часу; підвищена корегувальна спроможність при фіксованій кількості контрольних символів.

Основним джерелом досягнутого підвищення ефективності корекції помилок стала спеціалізація розробленого методу на конкретному домінуючому типі помилок та урахування особливостей кодування даних в радіо модемах.

Запропонований метод може бути ефектив- сами реального часу з використанням мереже-
но застосований для підвищення надійності вих технологій.
віддаленого моніторингу та керування проце-

Список посилань

1. Ирвин Дж. Передача данных в сетях: инженерный подход. / Д ж. Ирвин., Д. Харль. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 448 с.
2. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. Изд. 2-е, испр.: Пер. с англ. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2003.– 1104 с.
3. Морелос-Сагароса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. Москва: Техносфера, 2005. – 320с.
4. Марковський О.П. Метод корекції подвійних помилок в каналах передачі цифрових даних зі спектральною модуляцією / Марковський О.П., Терещенко С.Ю. // Вісник Національного технічного університету України "КПІ" Інформатика, управління та обчислювальна техніка, – Київ: ВЕК+ – 2015. – № 63. – С. 19-24.