

ДОСЛІДЖЕННЯ ХАРАКТЕРИСТИК ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ З ВИКОРИСТАННЯМ МОДИФІКОВАНОГО МЕТОДУ ДЕКОДУВАННЯ

Чернігівський державний технологічний університет

Досліджено характеристики достовірності передачі інформації за умов впливу навмисних завад станціями радіоелектронної протидії, отримані шляхом проведення статистичного імітаційного моделювання, в розподілених програмованих безпроводних системах, які використовують запропонований модифікований метод кодування та декодування турбо кодів та кодів Уолша

Вступ

Перспективні безпроводні системи спеціального призначення повинні забезпечувати передачу інформації у складній радіоелектронній обстановці [1]. Основним режимом роботи безпроводних систем спеціального призначення є режим роботи в умовах впливу навмисних завад. Значне розширення за останнє десятиліття частотної смуги мереж передачі даних привело до появи нового класу безпроводних систем – розподілених програмованих безпроводних систем, які базуються на принципах *SDR (software defined radio)*. Розподілені програмовані безпроводні системи містять декілька обчислювальних вузлів, об'єднаних високошвидкісним інтерфейсом передачі даних [1]. Зазначені системи використовують апаратні засоби для виконання функцій під керуванням програмного забезпечення.

На сьогоднішній день фізичний рівень безпроводних відомчих систем ґрунтується на використанні технологій розширення спектру сигналів та коригувальних кодів [2,3]. До основних методів розширення спектру сигналів, які широко застосовуються в сучасних безпроводних системах, відносяться метод безпосередньої модуляції несучої псевдовипадковою послідовністю та метод псевдовипадкової перебудови робочої частоти [2,3]. Розширення спектру є спосіб передачі, при якому сигнал займає полосу частот більш широко в порівнянні з полосою, мінімально необхідній для передачі інформації; розширення полоси частот сигналу забез-

печується спеціальним кодом, який не залежить від інформації, що передається; для подальшого звуження полоси частот сигналу і відтворення даних в приймальному пристрої засобу безпроводного зв'язку також використовується спеціальний код, який аналогічний коду в передавачі і синхронізований з ним.

Системи безпроводного зв'язку, в яких застосовуються сигнали з розширенням спектру, мають ряд переваг: підвищена завадостійкість, енергетична скритність, здатність протистояти навмисним завадам, підвищена пропускна здатність.

Постановка задачі

Сучасні засоби відомчого безпроводного зв'язку для підвищення достовірності передачі інформації застосовують розширення спектру методом безпосередньої модуляції несучої псевдовипадковою послідовністю та метод псевдовипадкової перебудови робочої частоти, в якості коригувальних кодів застосовуються коди Рида-Соломона.

В галузі сучасного безпроводного зв'язку загального призначення найбільшого розповсюдження отримали наступні інформаційні технології: розширення спектру методом безпосередньої модуляції несучої псевдовипадковою послідовністю, коригувальні турбо коди та *LDPC*-коди, ортогонально-частотне мультиплексування *OFDM*, технологія *MIMO* та інші.

Виникає необхідність в підвищенні достовірності передачі інформації та пропускної спроможності сучасних та перспективних відомчих безпроводних систем,

які функціонують в умовах впливу навмисних завад, за рахунок застосування нових методів, алгоритмів та методик.

Метою роботи є дослідження характеристик достовірності передачі інформації за умов впливу навмисних завад станціями радіоелектронної протидії, в розподілених програмованих безпроводних системах, які використовують запропонований модифікований метод кодування та декодування турбо кодів та кодів Уолша.

Виклад основного матеріалу

Аналіз основних алгоритмів декодування турбо кодів показав, що рішення про декодований переданий біт приймається за інформацією про стан каналу, про прийняті інформаційні та перевіірочні біти, а також за апіорною інформацією, яка отримується за результатами декодування попереднім декодером. Надійність прийняття рішення про декодований біт інформації можна підвищити за рахунок використання системи Уолша перед кодуванням турбо кодом (ТК) переданої бітової послідовності. Кожен біт отриманої з використанням матриці Адамара кодової послідовності кодується тим самим або окремим рекурсивним систематичним згортаним кодом (РСЗК) з різними на відміну від інших РСЗК параметрами коду та алгоритмами перемеження. Застосування системи Уолша та процедури незалежності кодування призведе до зменшення кореляції інформаційної послідовності та до отримання додаткової інформації при декодуванні турбо кодів, а отже до підвищення надійності прийняття рішення про переданий біт. Для підвищення пропускнуої спроможності розподілених безпроводних програмованих систем пропонується застосування технології *OFDM* з псевдовипадковою перебудовою піднесучих частот (ПППЧ), алгоритм формування яких задається генератором псевдовипадкової послідовності (ГПВП). На приймальній стороні будуть відбуватися зворотні перетворення. Інформація

про переданий біт приймається модифікованим декодером Уолша за результатами аналізу логарифмічних відношень функцій правдоподібності про переданий біт, які виробляються кожним декодером ТК, із застосуванням матриці Адамара.

Таким чином, для підвищення достовірності передачі інформації пропонується наступна система (рис. 1, 2). Кожен i -й, $i \in \overline{1, L}$, субканал *OFDM* модулятора містить кодер Уолша та N паралельних кодерів ТК. Кожен i -й, $i \in \overline{1, L}$, субканал *OFDM* демодулятора містить N паралельних декодерів ТК та модифікований декодер Уолша.

Розглянемо математичну модель запропонованої системи.

Матриця Адамара визначається наступною символічною рівністю [4]:

$$H_{2N} = \begin{pmatrix} H_N & H_N \\ H_N & -H_N \end{pmatrix}, \quad (1)$$

де H_N – матриця Адамара порядку N (число строк дорівнює числу стовпців), а H_{2N} – матриця Адамара порядку $2N$.

Приймаючи $H_1 = 1$, з (1), отримуємо наступні матриці порядків 2, 4, 8:

$$H_2 = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{pmatrix}, \quad (2)$$

$$H_4 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 \\ 1 & 1 & -1 & -1 \\ 1 & -1 & -1 & 1 \end{pmatrix}, \quad (3)$$

$$H_8 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 & 1 & -1 \end{pmatrix} \quad (4)$$

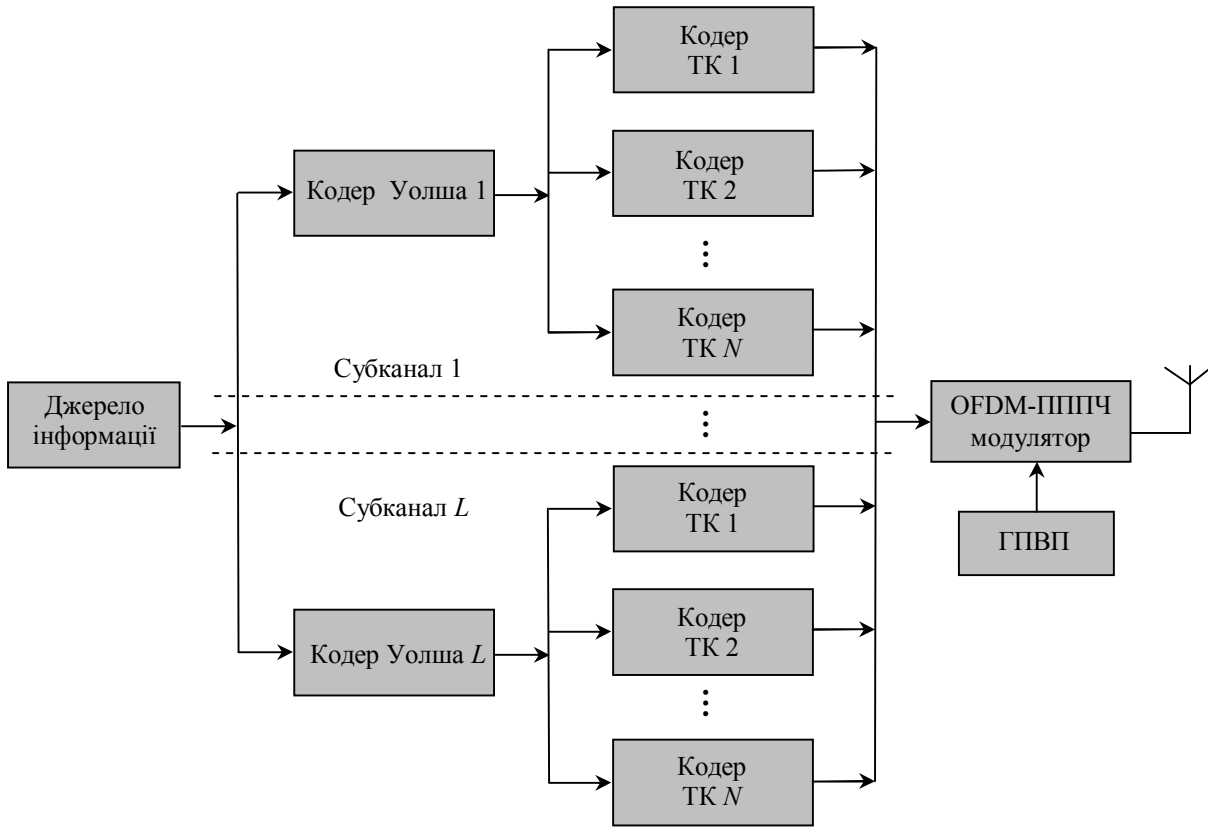


Рис. 1. Структурна схема передаючої частини розподіленої програмованої безпроводної системи

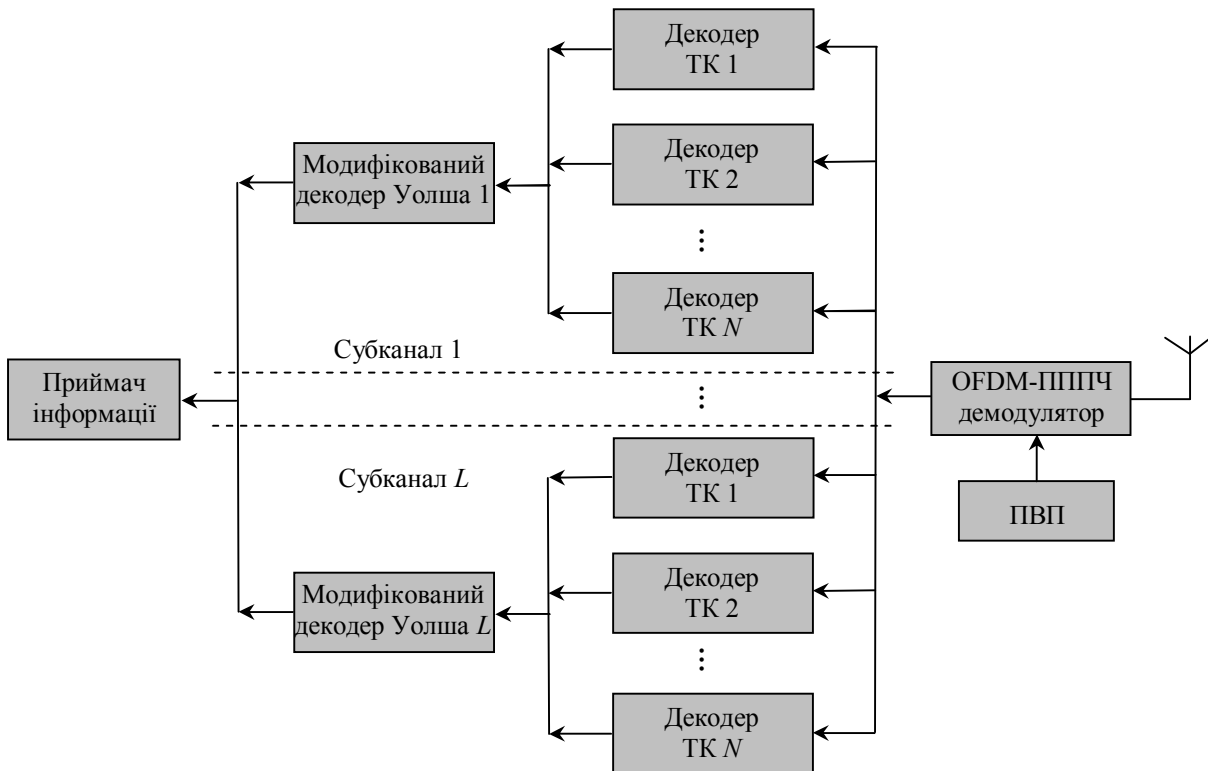


Рис. 2. Структурна схема приймальної частини розподіленої програмованої безпроводної системи

Використовуючи (1), можна знайти матриці Адамара для будь-якого $N = 2^m$, де m – ціле число. Матриці Адамара відомі не тільки порядку $N = 2^m$, але і інших значень N . В основному відомі матриці Адамара порядку кратного 4.

Матриці Адамара задовольняють рівнянню [4]:

$$H_N H_N^T = M I, \quad (5)$$

де H_N^T – транспонована матриця Адамара, I – одинична матриця.

В якості кодових послідовностей системи Уолша можна брати строки або стовпці матриці Адамара. Число кодових послідовностей дорівнює порядку матриці N .

Позначимо j -ю послідовність Уолша, $j \in \overline{1, N}$, як $\{W_j\}$, а її n -символ через $W_j(n)$. Рівняння (5) визначає ортогональність кодових послідовностей Уолша, тобто виконується рівність [4]:

$$\sum_{n=0}^{N-1} W_j(n) W_k(n) = \begin{cases} 0 & \text{їдє } j \neq k, \\ N & \text{їдє } j = k. \end{cases} \quad (6)$$

Нехай $d(j)$ – j -й символ джерела інформації, цьому символу буде відповідати j -а послідовність Уолша $\{W_j\}$ з матриці Адамара H_N порядку N . Послідовність кодових символів, сформована кодером Уолша, з $d(j)$, використовуючи $\{W_j\}$, буде мати вигляд:

$$U(j) = d(j)W_j(0), d(j)W_j(1), \dots, d(j)W_j(N-1).$$

Кожний елемент послідовності $U(j)$ поступає на відповідний кодер j ТК. Схема кодера турбо коду (рис. 3) використовує РСЗК зі швидкістю $1/n$ виду: $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$, де g_0 – поліноміальний генератор зворотнього зв'язку, а g_1, \dots, g_{n-1} – поліноміальні генератори прямих зв'язків. Кожен РСЗК виконує ко-

дування інформаційної послідовності по своїй діаграмі, структура якої залежить від поліноміальних генераторів РСЗК [5, 6].

Послідовність на виході кодера ТК має вигляд: $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^{\Pi})$, де $\bar{X}^C = \bar{U}$ – систематичний вихід кодера, а $\bar{X}^{\Pi} = (\bar{X}^{\Pi 1}, \bar{X}^{\Pi 2})$ – перевірочний вихід кодера ТК. При цьому $\bar{X}^{\Pi 1} = (\bar{X}^{\Pi 1 1}, \dots, \bar{X}^{\Pi 1 v})$ – перевірочний вихід РСЗК 1, $\bar{X}^{\Pi 2} = (\bar{X}^{\Pi 2 1}, \dots, \bar{X}^{\Pi 2 v})$ – перевірочний вихід РСЗК 2, v – загальна кількість перевірочних символів кожного РСЗК кодера ТК.

Функції OFDM-модулятора зводяться до формування складового неперервного сигналу, який містить N піднесучих, більша частина з яких модульовані інформаційними символами на інтервалі TS [7]:

$$s(t) = \sum_{k=0}^{N-1} X(k) e^{j2\pi k \Delta f t}, \quad (7)$$

де N – кількість піднесучих, $X(k)$ – комплексний модулюючий символ (ФМ-М або КАМ-М), який передається на k -й піднесучій $e^{j2\pi k \Delta f t}$, $\Delta f = 1/T_s$ – частота слідування символів, T_s – тривалість символу.

Реалізація функцій OFDM-модулятора на базі цифрового процесора швидкого перетворення Фур'є передбачає перехід від безперервного часу до дискретного ($t = nT$), при цьому вираз (7), з урахуванням періоду дискретизації $T = T_s / N$, прийме вигляд [7]:

$$s\left(\frac{n}{N} T_s\right) = \sum_{k=0}^{N-1} X(k) e^{j2\pi k \frac{n}{N}}, \quad n = \overline{0, N-1}. \quad (8)$$

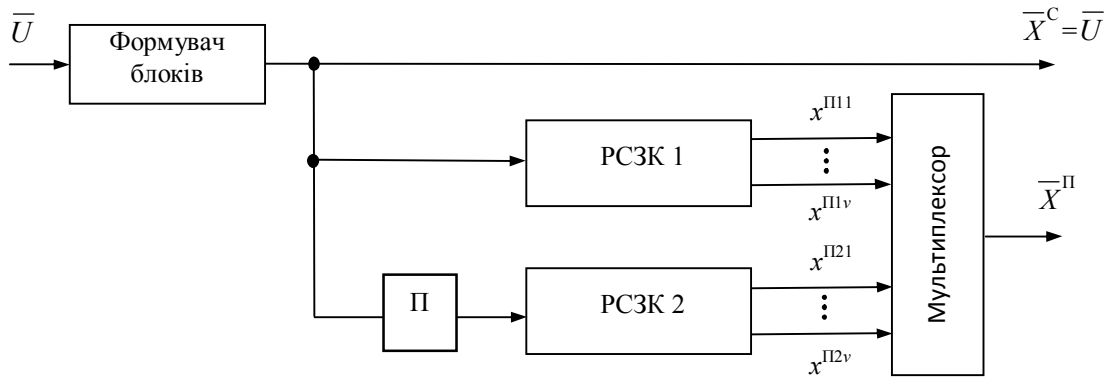


Рис. 3. Структурна схема двохкомпонентного кодера ТК

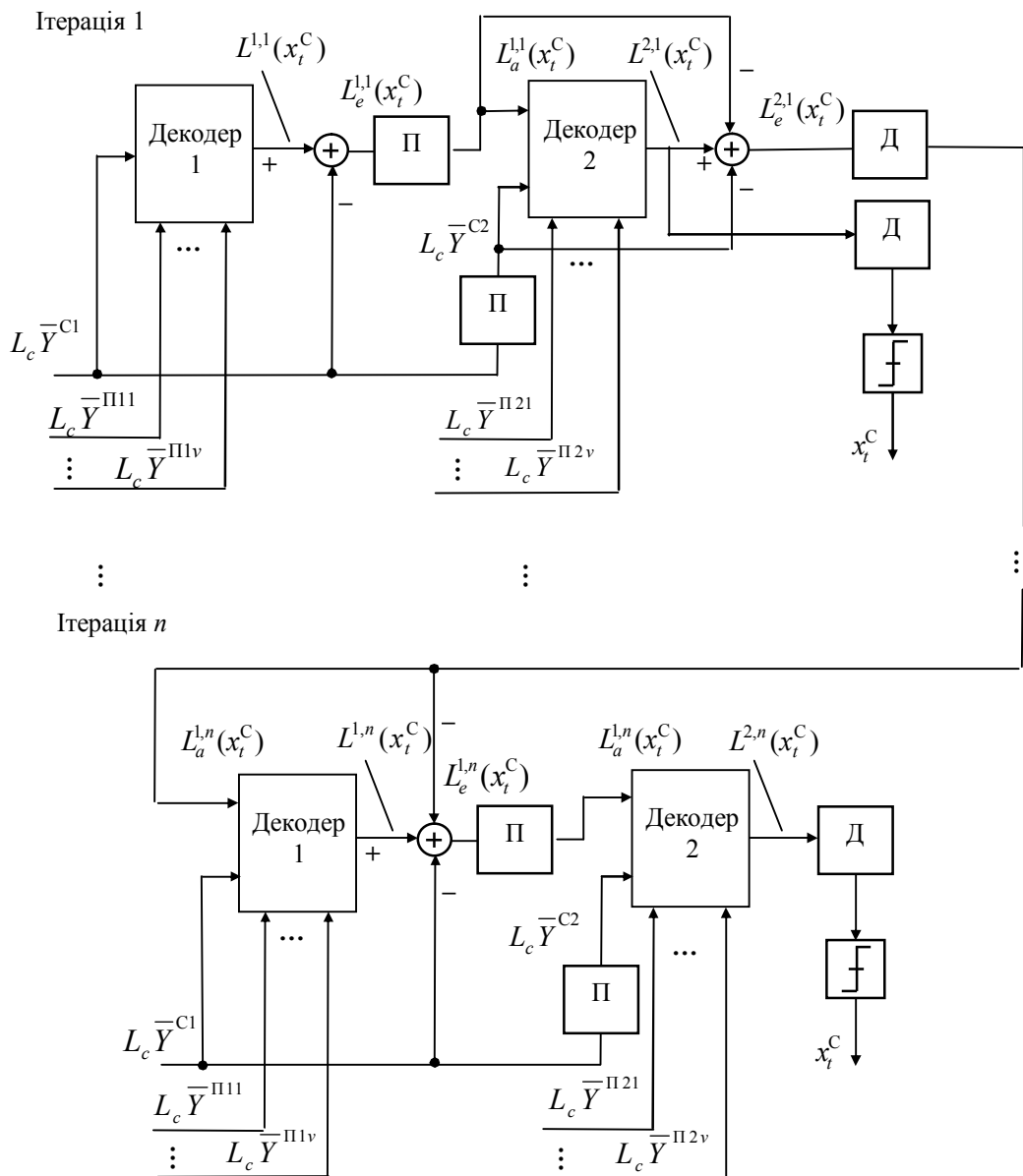


Рис. 4. Структурна схема двохкомпонентного декодера ТК

Можна представити $s\left(\frac{n}{N}T_s\right)$, як залежність від n , $s(n)$, і тоді (8) прийме вигляд:

$$s(n) = W^{-1}X(k),$$

$$W = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & \dots & 1 \\ 1 & e^{-j2\pi/N} & e^{-j4\pi/N} & \dots & e^{-j2\pi(N-1)/N} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 1 & e^{-j2\pi(N-2)/N} & e^{-j4\pi(N-2)/N} & \dots & e^{-j2\pi(N-1)(N-2)/N} \\ 1 & e^{-j2\pi(N-1)/N} & e^{-j4\pi(N-1)/N} & \dots & e^{-j2\pi(N-1)(N-1)/N} \end{bmatrix}$$

Для системи OFDM-ПППЧ матрицю зворотнього перетворення Фур'є $[W_F^{-1}]_{k,n}$ можна представити виразом:

$$[W_F^{-1}]_{k,n} = e^{j2\pi n[\Xi]_{k,n}/N}, k, n = \overline{0, (N-1)}$$

На приймальній стороні в демодуляторі OFDM відбуваються наступні перетворення:

$$X'(n) = \frac{1}{T_s} \int_0^{T_s} [s(t) + n(t)] e^{-j2\pi n \Delta f t} dt$$

$$n = \overline{0, N-1}$$

Демодульована j -а послідовність символів подається на j -й декодер. Кожний j -й декодер складається з двох компонентних декодерів – декодер 1 та декодер 2.

Розглянемо алгоритм роботи j -го декодера. Послідовність символів подається на декодери 1 і 2 (рис. 4):

$$L(x_t | y_t) = \ln \frac{P(y_t | x_t = +1)}{P(y_t | x_t = -1)} + \ln \frac{P(x_t = +1)}{P(x_t = -1)} = L_a(x_t) + L(y_t | x_t) \tag{10}$$

де $L(y_t | x_t)$ – ЛВФП y_t , яке одержується шляхом виміру y_t на виході каналу при чергуванні умов, що може бути переданий $x_t = +1$ або $x_t = -1$, а $L_a(x_t)$ – апріорне ЛВФП біта даних x_t . Для спрощення позначень рівняння (10) може бути переписане таким чином [5,6]:

$$L'(x_t) = L_c(y_t) + L_a(x_t) \tag{11}$$

Тут $L_c(y_t)$ означає, що член ЛВФП виходить у результаті каналних вимірів, зроблених у приймачі. Для систематичних кодів ЛВФП на виході декодера дорівнює наступному [5,6]:

$$L(x_t) = L'(x_t) + L_e(x_t) \tag{12}$$

$$k, n = \overline{0, (N-1)}, \tag{9}$$

де W – це матриця розміру $N \times N$ дискретного перетворення Фур'є з елементами:

$$[W]_{k,n} = e^{-j2\pi kn/N}, k, n = \overline{0, (N-1)}$$

$\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{P1})$ – для декодера 1, де $\bar{Y}^{P1} = (\bar{Y}^{P11}, \dots, \bar{Y}^{P1v})$, L_c – параметр каналної “надійності”. Відповідно

$\bar{Y}^2 = (L_c \bar{Y}^{C2}, L_c \bar{Y}^{P2})$ – для декодера 2, де $\bar{Y}^{P2} = (\bar{Y}^{P21}, \dots, \bar{Y}^{P2v})$. $\bar{Y}^{C1} = \bar{Y}^C, \bar{Y}^{C2}$ – послідовності систематичних символів з урахуванням відповідної операції перемеження.

Розглядається такт роботи в момент часу t .

Дійсне представлення “м'якого” рішення або логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП) поза декодером визначається виразом [5,6]

У цьому виразі $L'(x_t)$ – ЛВФП поза демодулятором (на вході декодера), а $L_e(x_t)$ – “зовнішнє” ЛВФП, що представляє зовнішню інформацію, що впливає з процесу декодування. З рівнянь (10) і (11) вихідне ЛВФП декодера прийме вид:

$$L(x_t) = L_c(y_t) + L_a(x_t) + L_e(x_t) \tag{13}$$

Знак $L(x_t)$ є твердим рішенням про символ x_t , а модуль $|L(x_t)|$ – ступенем надійності (правдоподібності) цього рішення.

Декодер 1 у відповідності зі своїм алгоритмом виробляє “м'які” рішення про декодовані символи (вихідне ЛВФП), які складаються з трьох частин [5,6]:

$$L^1(x_i^c) = L_c \cdot y_i^{c1} + L_a^1(x_i^c) + L_e^1(x_i^c),$$

де x_i^c – систематичний символ кодера ТК.

При цьому “зовнішня” інформація декодера 1 про символ x_i^c , що є апіорною для декодера 2 (з урахуванням операції перемежіння), прийме вид [5,6]

$$L_e^1(x_i^c) = L_a^2(x_i^c) = L^1(x_i^c) - L_a^1(x_i^c) - L_c \cdot y_i^{c1}.$$

Другий елементарний декодер, одержавши апіорні відомості про інформаційні символи, робить аналогічні обчислення, визначаючи свою “зовнішню” інформацію про символ x_i^c [6]:

$$L_e^2(x_i^c) = L_a^1(x_i^c) = L^2(x_i^c) - L_a^2(x_i^c) - L_c \cdot y_i^{c2},$$

яка надходить на вхід декодера 1 наступної ітерації декодування.

Після виконання необхідної кількості ітерацій або у випадку примусової зупинки ітеративної процедури декодування виносяться рішення про декодовані символи:

$$x_i^c = \begin{cases} 1, & \text{якщо } L(x_i^c) \geq 0 \\ 0, & \text{якщо } L(x_i^c) < 0 \end{cases}$$

Аналогічним чином кожний декодер ТК j , $j \in \overline{1, N}$ розраховує ЛВФП про переданий біт. Для підвищення надійності прийняття рішення про переданий біт інформації модифікуємо декодер Уолша. Рішення декодером Уолша буде прийматися, використовуючи не жорсткі рішення, а ЛВФП $L_j(x_i^c)$, $j \in \overline{1, N}$ кожного декодера j , $j \in \overline{1, N}$:

$$d^*(j) = \sum_{j=1}^N L_j(x_i^c) W_j(j)$$

Для дослідження характеристик достовірності передачі інформації в запропонованій розподіленій системі необхідно провести статистичне імітаційне моделювання.

Моделювання проводилось за допомогою програмного продукту Borland C++ Builder 6.0 та пакету прикладних програм Matlab 7.12.0.

Використовуючи Borland C++ Builder 6.0, моделювались наступні еле-

менти розглянутої системи передачі інформації:

1. Джерело псевдовипадкової послідовності.

2. Кодер Уолша. Використовувалися послідовності Уолша \mathbf{W}^N , де N – порядок матриці Адамара, $N = 1$, $N = 2$, $N = 4$.

3. Система паралельних кодерів j , $j \in \overline{1, 4}$. Параметри j -го кодера: двохкомпонентний кодер ТК з поліноміальними генераторами (1, 7/5) для швидкості кодування $R = 1/3$ та (1, 19,21/17) для швидкості кодування $R = 1/5$, псевдовипадковим перемежувачем для $N = 100$ або $N = 1000$ біт в переданому блоці, з регулярним перемежувачем – для 100 біт в переданому блоці. При використанні послідовності Уолша \mathbf{W}^1 використовувався один двохкомпонентний кодер ТК. При використанні послідовності Уолша \mathbf{W}^2 – два двохкомпонентні кодера ТК. При використанні послідовності Уолша \mathbf{W}^4 – чотири двохкомпонентні кодера ТК.

4. Канал передачі з шумом (відношення сигнал-шум $h_0^2 = E_b / G_0$, E_b – енергія біта, G_0 – спектральна щільність потужності шуму, дорівнює 9,58 дБ, що відповідає ймовірності бітової помилки $P_B = 10^{-5}$ без кодування, відношення сигнал-завада) та навмисними завадами типу білий гаусівський шум з різними значеннями сигнал-завада $h_j^2 = E_b / G_j$, E_b – енергія біта, G_j – спектральна щільність потужності завади.

5. Система паралельних декодерів j , $j \in \overline{1, 4}$. Параметри j -го декодера: Ітеративний двохкомпонентний декодер ТК з алгоритмом декодування Мар та параметрами декодування, які відповідають відповідному j -му кодеру. Кількість декодерів j , $j \in \overline{1, 4}$ відповідає використовуваним послідовностям Уолша \mathbf{W}^N , $N = 1$, $N = 2$, $N = 4$.

6. Модифікований декодер Уолша. Використовувалися послідовності Уолша \mathbf{W}^N , де N – порядок матриці Адамара, $N = 1, N = 2, N = 4$.

7. Модуль розрахунку середньої ймовірності бітової помилки декодування.

За допомогою пакету прикладних програм *Matlab 7.12.0* будувались графічні залежності, використовуючи дані, отримані програмою *Borland C++ Builder 6.0*.

На рис. 5-8 показані характеристики достовірності передачі інформації з використанням запропонованої моделі в каналі з шумом та навмисними завадами типу білий гаусівський шум.

На рис. 5 показано характеристики достовірності передачі інформації при використанні ТК з $N = 1000$, швидкістю кодування $R = 1/3$, псевдовипадковим перемежувачем з використанням послідовностей Уолша \mathbf{W}^N , $N = 1, N = 2, N = 4$ та модифікованого декодера Уолша. Аналіз графічної залежності свідчить, що збільшення порядку матриці Адамара призводить до зменшення ймовірності бітової помилки декодування, тобто до підвищення достовірності передачі інформації в каналі. Так, при відношенні сигнал/завада в каналі 1,4 дБ зі збільшенням

порядку матриці Адамара з $N = 1$ до $N = 4$ ймовірність бітової помилки декодування зменшується з $P_B = 7 \times 10^{-4}$ до $P_B = 10^{-4}$. Виграш в завадозахищеності становить до 0,5 дБ.

На рис. 6 показані характеристики достовірності передачі інформації при використанні ТК з $N = 1000$, швидкістю кодування $R = 1/5$, псевдовипадковим перемежувачем з використанням послідовностей Уолша \mathbf{W}^N , $N = 1, N = 2, N = 4$ та модифікованого декодера Уолша. Аналіз показує аналогічні результати, тобто підвищення достовірності та завадозахищеності передачі інформації.

На рис. 7 показано ті ж самі характеристики тільки при використанні ТК з $N = 100$, швидкістю кодування $R = 1/3$, регулярним перемежувачем з використанням послідовностей Уолша \mathbf{W}^N , $N = 1, N = 2, N = 4$. На рис. 8 – теж саме при використанні псевдовипадкового перемежувача. Видно, що використання псевдовипадкового перемежувача замість регулярного призводить до підвищення достовірності та завадозахищеності передачі інформації.

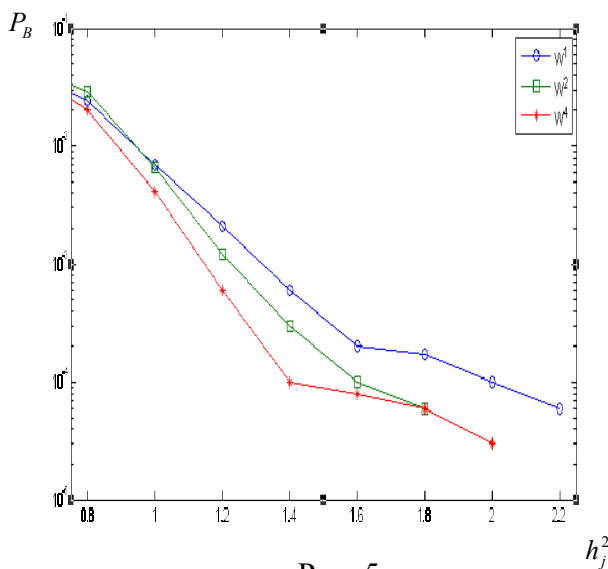


Рис. 5.

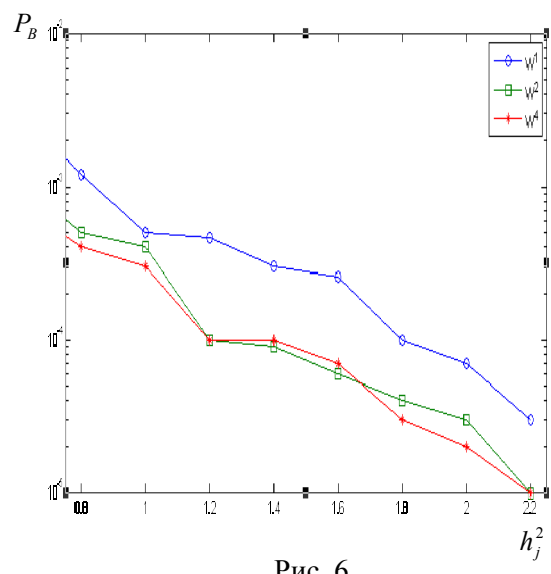


Рис. 6

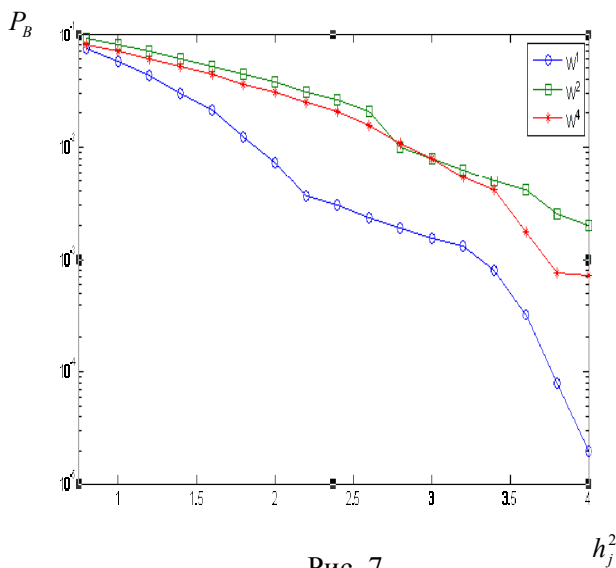


Рис. 7.

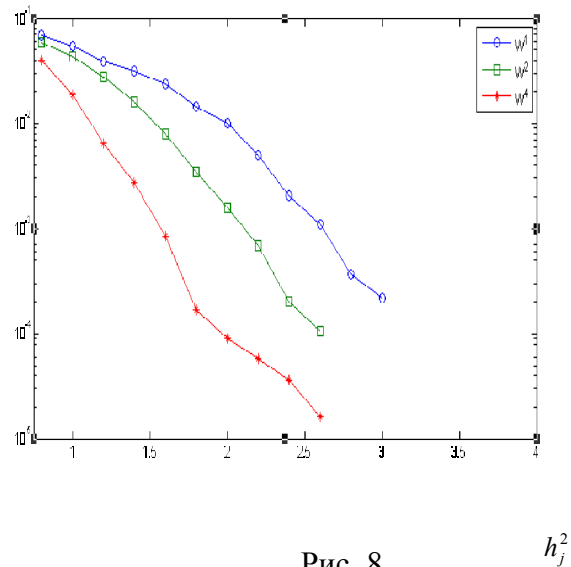


Рис. 8.

Висновки

В статті досліджувались характеристики достовірності передачі інформації за умов впливу навмисних завад, які отримані шляхом проведення статистичного імітаційного моделювання, в розподілених програмованих безпроводних системах, які використовують запропонований модифікований метод кодування та декодування турбо кодів та кодів Уолша.

Використання матриць Адамара та модифікованого кодування та декодування турбо кодів та кодів Уолша дозволяє підвищити достовірність передачі інформації та завадозахищеність розподілених програмованих безпроводних системах, які функціонують в умовах впливу навмисних завад.

Напрямок подальших досліджень вважається розробка методів структурної та параметричної адаптації розподілених програмованих безпроводних систем, які функціонують в умовах впливу навмисних завад.

Список літератури

1. Сорохтин Е.М. Распределенные программно-определяемые радиосистемы / Е.М. Сорохтин, С.А. Минеев // Вестник Нижегородского университета им. Н.И. Лобачевского. – 2010. – № 5 (2). – С. 383-388.

2. Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов методом псевдослучайной перестройки рабочей частоты / [Борисов В. И., Зинчук В. М., Лимарев А. Е. и др.]. – М.: Радио и связь, 2000. – 384 с.

3. Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов модуляцией несущей псевдослучайной последовательностью / [Борисов В. И., Зинчук В. М., Лимарев А. Е. и др.]. – М.: Радио и связь, 2003. – 640 с.

4. Варакин Л.Е. Теория систем сигналов / Л.Е. Варакин. – М.: Советское радио, 1978. – 304 с.

5. Особенности декодера турбокода в программируемых радиостанциях при воздействии помех / С. П. Ливенцев, С. В. Зайцев, С.В. Кныр [и др.] // Зв'язок. – 2007. – № 2. – С. 31-35.

6. Woodard J. Comparative Study of Turbo Decoding Techniques: An Overview / J. Woodard, L. Hanzo // IEEE Transactions on Vehicular Technology. – 2000. – Vol. 49, No. 6. – P. 2208 – 2232.

7. Khan F. LTE for 4G Mobile Broadband. Air Interface Technologies and Performance / Khan F. – Cambridge: Cambridge University Press, 2009. – 509 p.

Статтю подано до редакції 04.07.2013