

## МЕТОД ПІДВИЩЕННЯ ДОСТОВІРНОСТІ ПЕРЕДАЧІ ІНФОРМАЦІЇ В РОЗПОДІЛЕНИХ ПРОГРАМОВАНИХ БЕЗПРОВОДНИХ СИСТЕМАХ З ТУРБОКОДАМИ

\*Чернігівський державний технологічний університет, Чернігів, Україна

**Анотація.** У статті запропоновано новий метод підвищення достовірності передачі інформації в розподілених програмованих безпроводних системах, сутність якого полягає в застосуванні для підвищення надійності прийняття рішень про декодований біт додаткової інформації, отриманої шляхом кодування жорстких рішень з виходу кожного компонентного декодера турбокоду.

**Ключові слова:** розподілені програмовані безпроводні системи, турбокоди.

**Аннотация.** В статье предложен новый метод повышения достоверности передачи информации в распределенных программируемых беспроводных системах, сущность которого заключается в применении для повышения надежности принятия решений про декодированный бит дополнительной информации, полученной путем кодирования жестких решений с выхода каждого компонентного декодера турбокода.

**Ключевые слова:** распределенные программируемые беспроводные системы, турбокоды.

**Abstract.** This paper proposes a new method for increasing the reliability of data transmission for distributed programmable wireless systems, the essence of which is to apply to increase the reliability of decision-making about the decoded bits of additional information obtained by encoding the tough decisions from the output of each component of turbo code decoder.

**Keywords:** distributed programmable wireless systems, turbo codes.

### 1. Вступ

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. Розроблювачі цих засобів покладають великі надії на відкриту архітектуру SDR-мереж наступного покоління, де обладнання безпроводних мереж можуть випускати одні виробники, а функції й режими роботи буде визначати програмне забезпечення інших розроблювачів.

Розподілені програмовані безпроводні системи дозволять підвищити якість обслуговування за допомогою високої адаптивності, спрощують розробку програмної частини обладнання й створюють нові можливості при реалізації нових стандартів [2].

Одним із режимів роботи розподілених програмованих безпроводних систем є режим роботи в умовах впливу організованих завад, які за певних умов здатні істотно погіршувати характеристики достовірності передачі інформації [3]. Одним із перспективних напрямів протидії організованим завадам є ефективні сигнально-кодові конструкції на основі завадостійких турбокодів (ТК) з характеристиками завадостійкості, близькими до межі К. Шеннона [4, 5].

Виникає завдання підвищення достовірності передачі інформації в розподілених програмованих безпроводних системах з турбокодами.

Метою роботи є розробка методу підвищення достовірності передачі інформації в розподілених програмованих безпроводних системах з турбокодами.

## 2. Виклад основного матеріалу

Розглянемо структурні схеми кодера (передавальна частина) та декодера (приймальна частина) турбокоду.

На рис. 1, 2 показані структурні схеми двокомпонентного кодера та ітеративного декодера ТК відповідно при паралельному з'єднанні двох рекурсивних систематичних згорткових кодів (РСЗК).

Схема кодера турбокоду використовує РСЗК зі швидкістю  $1/n$  виду  $(1, g_1/g_0, \dots, g_{n-1}/g_0)$ , де  $g_0$  – поліноміальний генератор зворотного зв'язку, а  $g_1, \dots, g_{n-1}$  – поліноміальні генератори прямих зв'язків. Кожен РСЗК виконує кодування інформаційної послідовності за своєю діаграмою, структура якої залежить від поліноміальних генераторів РСЗК [6, 7].

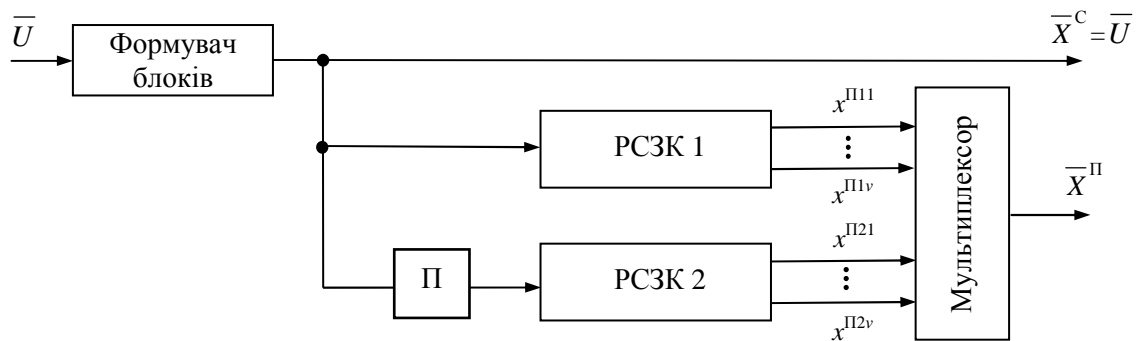


Рис. 1. Структурна схема двокомпонентного кодера ТК

Послідовність на виході кодера ТК має вигляд:  $\bar{X} = (\bar{X}^C, \bar{X}^П)$ , де  $\bar{X}^C = \bar{U}$  – систематичний вихід кодера, а  $\bar{X}^П = (\bar{X}^{П1}, \bar{X}^{П2})$  – перевірочний вихід кодера ТК. При цьому  $\bar{X}^{П1} = (\bar{X}^{П11}, \dots, \bar{X}^{П1v})$  – перевірочний вихід РСЗК 1,  $\bar{X}^{П2} = (\bar{X}^{П21}, \dots, \bar{X}^{П2v})$  – перевірочний вихід РСЗК 2,  $v$  – загальна кількість перевірочних символів кожного РСЗК кодера ТК.

Демодульована послідовність символів подається на декодери 1 і 2 (рис. 2):  $\bar{Y}^1 = (L_c \bar{Y}^{C1}, L_c \bar{Y}^{П1})$  – для декодера 1, де  $\bar{Y}^{П1} = (\bar{Y}^{П11}, \dots, \bar{Y}^{П1v})$ ,  $L_c$  – параметр каналної “надійності”. Відповідно  $\bar{Y}^2 = (L_c \bar{Y}^{C2}, L_c \bar{Y}^{П2})$  – для декодера 2, де  $\bar{Y}^{П2} = (\bar{Y}^{П21}, \dots, \bar{Y}^{П2v})$ .  $\bar{Y}^{C1} = \bar{Y}^C$ ,  $\bar{Y}^{C2} = \bar{Y}^C$  – послідовності систематичних символів з урахуванням відповідної операції перемеження (П).

Розглядається такт роботи в момент часу  $t$ .

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

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

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  $L_a(x_t)$  – апіорне ЛВФП біта даних  $x_t$ . Для спрощення позначень рівняння (1) може бути переписане таким чином [5, 6]:

$$L'(x_t) = L_c(y_t) + L_a(x_t). \quad (2)$$

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 [5, 6]

$$L(x_t) = L'(x_t) + L_e(x_t). \quad (3)$$

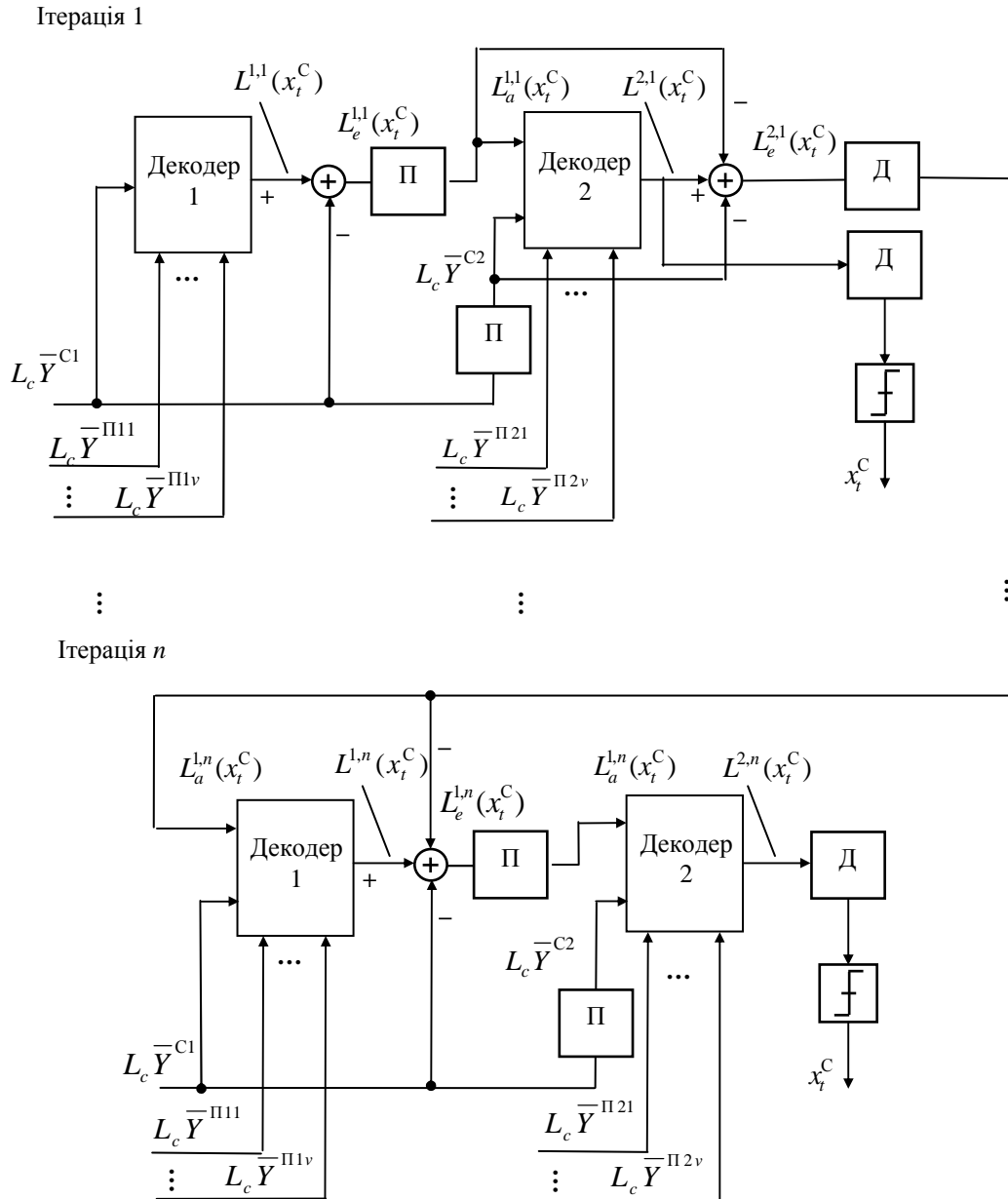


Рис. 2. Структурна схема двокомпонентного декодера ТК

У цьому виразі  $L'(x_t)$  – ЛВФП поза демодулятором (на вході декодера), а  $L_e(x_t)$  – “зовнішнє” ЛВФП, що представляє зовнішню інформацію, яка впливає з процесу декодування. Вихідне ЛВФП декодера прийме вид

$$L(x_t) = L_c(y_t) + L_a(x_t) + L_e(x_t). \quad (4)$$

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

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

$$L^i(x_t^C) = L_c \cdot y_t^{C1} + L_a^i(x_t^C) + L_e^i(x_t^C), \quad (5)$$

де  $x_t^C$  – систематичний символ кодера ТК.

При цьому “зовнішня” інформація декодера  $i$  про символ  $x_t^C$ , що є апіорною для декодера  $i+1$  (з урахуванням операції перемежіння), прийме вид [5, 6]

$$L_e^i(x_t^C) = L_a^{i+1}(x_t^C) = L^i(x_t^C) - L_a^i(x_t^C) - L_c \cdot y_t^{C1}. \quad (6)$$

Декодер  $i+1$ , одержавши апіорні відомості про інформаційні символи, робить аналогічні обчислення, визначаючи свою “зовнішню” інформацію про символ  $x_t^C$  [6]:

$$L_e^{i+1}(x_t^C) = L_a^i(x_t^C) = L^{i+1}(x_t^C) - L_a^{i+1}(x_t^C) - L_c \cdot y_t^{C2}, \quad (7)$$

яка надходить на вхід декодера  $i+2$  наступної ітерації декодування.

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

$$x_t^C = \begin{cases} 1, & \text{якщо } L^i(x_t^C) \geq 0 \\ 0, & \text{якщо } L^i(x_t^C) < 0 \end{cases}. \quad (8)$$

Як відомо, декодування символів ТК відбувається за діаграмою відповідного РСЗК. При цьому обчислюються перехідна рекурсія, пряма рекурсія, зворотна рекурсія, ЛВФП на виході декодера та параметр “зовнішньої” інформації [6].

Рішення про декодований переданий біт приймається за інформацією про стан каналу, прийняті інформаційні та перевірочні 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 додаткової інформації при розрахунку ЛВФП про переданий біт.

Для підвищення надійності прийняття рішення про декодований біт пропонується використовувати при розрахунку ЛВФП наступної ітерації декодування інформацію, отриману шляхом повторного кодування жорстких рішень з виходу кожного компонентного декодера ТК. Структурна схема, яка реалізує цей алгоритм, показана на рис. 3.

Отримаємо математичну модель ітеративного декодування ТК з урахуванням додаткової інформації при розрахунку ЛВФП про переданий біт.

Введемо такі позначення:

$N$  – розмір кадру переданих символів;

$k$  – поточний індекс часу,  $k \in \{1, N\}$ ;

$c_k = \{c_k^1, c_k^2, \dots, c_k^q\}$  – кодовий символ, вироблений РСЗК,  $c_k^m \in (-1, 1)$ ,  $m \in (1, q)$ ;

$x_k = (x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}), \{x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots, x_k^{q,p}\} \in (-A, A)$  модульований символ.  $A$  – каналний коефіцієнт, для каналу з адитивним білим гаусівським шумом (АБГШ)  $A = 1$ ;

$y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{2,p}, y_k^{3,p}, \dots, y_k^{q,p})$  – прийнятий символ;

$y_1^N = (y_1, y_2, \dots, y_N)$  – один кадр прийнятого символу.

Для двох подій  $A$  і  $B$  їх спільна ймовірність позначається як  $P(A, B)$  і дорівнює:

$$P(A, B) = P(A)P(B/A), \quad (9)$$

$$P(A, B/C) = P(A/C)P(B/A, C), \quad (10)$$

$$P(A) = \sum_B P(A, B), \quad (11)$$

$$P(A/B) = P(A), \quad (12)$$

$$P(AB) = P(A)P(B). \quad (13)$$

У 1974 році був запропонований алгоритм BCJR (Bahl-Cocke-Jelinek-Raviv) або алгоритм декодування по максимуму апостеріорної ймовірності MAP (maximum a posteriori probabilities), який здійснює розрахунок апостеріорної ймовірності кожного декодованого символу [4, 7].

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності (ЛВФП)  $L(u_k)$  для випадкової двійкової змінної  $u_k$  визначається таким чином:

$$L(u_k) \triangleq \log\left(\frac{P(u_k = 1/y_1^N)}{P(u_k = 0/y_1^N)}\right). \quad (14)$$

Рішення може бути прийняте по знаку  $L(u_k)$ , тобто

$$\tilde{u}_k = \text{sign}[L(u_k)]. \quad (15)$$

З урахуванням (9) і (11), вираз (14) переписеться таким чином:

$$L(u_k) = \log\left(\frac{P(u_k = 1, y_1^N)/P(y_1^N)}{P(u_k = 0, y_1^N)/P(y_1^N)}\right) = \log\left[\frac{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^N)/P(y_1^N)}{\sum_{s'} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^N)/P(y_1^N)}\right]. \quad (16)$$

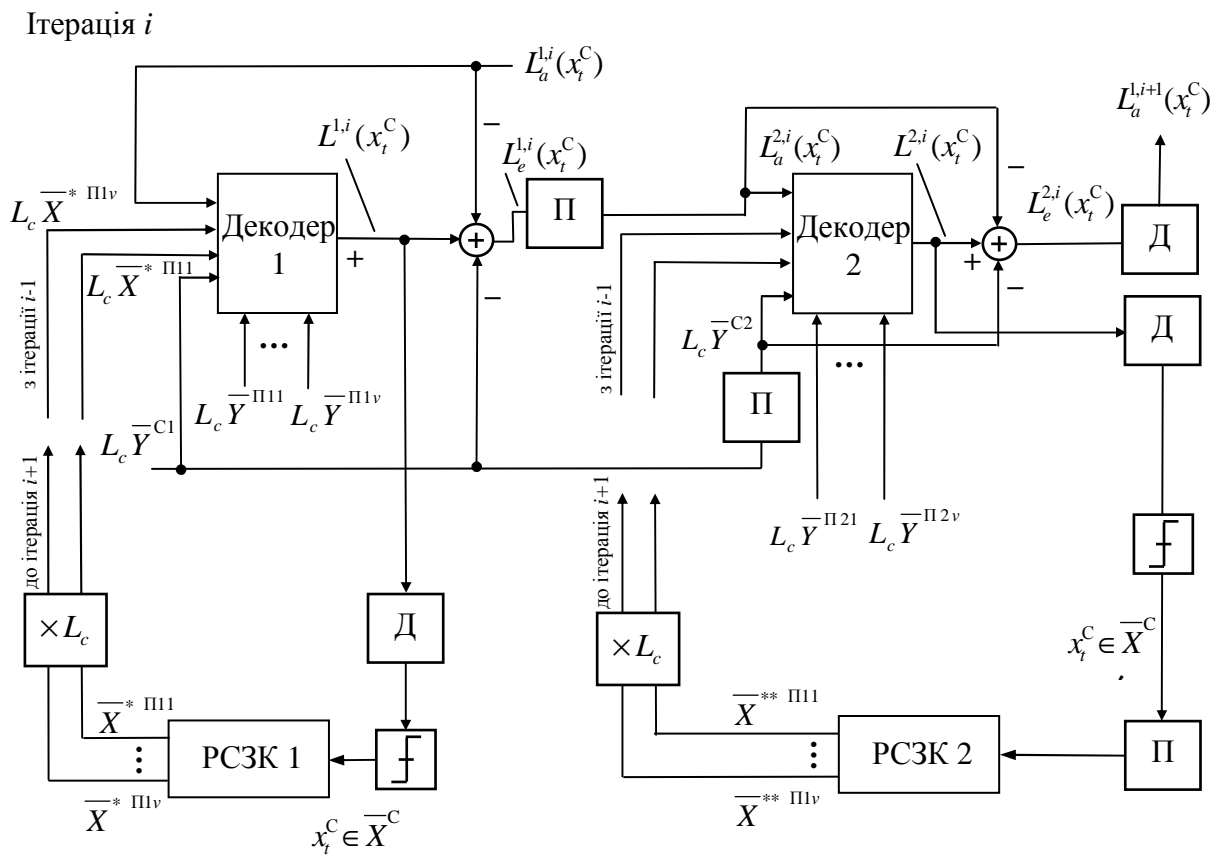


Рис. 3. Структурна схема модифікованого двокомпонентного декодера ТК

Використовуючи пару  $(s_{k-1}, u_k)$ ,  $s_k$ , перехід по решітчастій діаграмі буде однозначно визначений. Тобто сума по  $s'$  для спільної ймовірності в чисельнику рівносильна підсумовуванню по  $u^+$  для переходів з попереднього стану  $S_{t-1} = s'$  в поточний  $S_t = s$ , викликаних інформаційним символом  $u_t = 1$  і, подібно в знаменнику, підсумовування по  $u^-$  для переходів з попереднього стану в поточний, викликаних інформаційним символом  $u_t = 0$ .

Прийнятий символ може бути розбитий на три частини. Перша частина містить спостереження перед моментом часу  $k$ , друга частина – поточне спостереження, третя частина – спостереження після моменту  $k$ :

$$y_1^N = \{y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N\}. \quad (17)$$

Підставивши (17) в (16), отримаємо

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', u_k = 1, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', u_k = 0, y_1^{k-1}, y_k, y_{k+1}^N) / P(y_1^N)} \right], \quad (18)$$

де  $\sum_{u^+}()$  – сума по усіх можливих переходах  $(s_{k-1}, s_k)$  у момент  $k$ , викликаних інформаційним символом  $u_t = 1$ , і  $\sum_{u^-}()$  – сума по всіх можливих переходах  $(s_{k-1}, s_k)$  у момент  $k$ , викликаних інформаційним символом  $u_t = 0$ .

При використанні формули (9) спільна ймовірність в (18) перетвориться в умовну ймовірність.

$$\begin{aligned} L(u_k) &= \log \left[ \frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) / P(y_1^N)} \right] = \\ &= \log \left[ \frac{\sum_{u^+} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 1, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) P(u_k = 0, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') / P(y_1^N)} \right]. \end{aligned} \quad (19)$$

Використовуючи формулу (10), отримаємо

$$\begin{aligned} P(u_k = u, y_k, y_{k+1}^N / s_{k-1} = s') &= P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= P(y_{k+1}^N / s_k = s) P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s'). \end{aligned} \quad (20)$$

Нехай  $\alpha_k(s) \triangleq P(s_k = s, y_1^k)$ ,  $\beta_{k-1}(s') \triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s')$ , і  $\gamma_k(s', s) \triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s')$ . Підставивши (20) в (19), маємо

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum_{u^+} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} \alpha_{k-1}(s') \beta_k(s) \gamma_k(s', s) / P(y_1^N)} \right]. \quad (21)$$

Обчислення  $\alpha_k(s)$ ,  $\beta_{k-1}(s')$ ,  $\gamma_k(s', s)$ .

$\gamma_k(s', s)$  – це умовна ймовірність того, що існує перехід із стану  $s_{k-1}$  у стан  $s_k$ , викликаний символом  $u_k$ . Використавши формулу (10),  $\gamma_k(s', s)$  можна переписати таким чином:

$$\begin{aligned}\gamma_k(s', s) &\triangleq P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = P(y_k / s_{k-1} = s', u_k = u)P(u_k = u / s_{k-1} = s') \\ &= P(y_k / c_k = c)P(u_k = u).\end{aligned}\quad (22)$$

$\alpha_k(s)$  – спільна ймовірність у стані  $s$  для моменту часу  $k$ . Використовуючи формулу (11) і (9), вираз для  $\alpha_k(s)$  запишеться таким чином:

$$\begin{aligned}\alpha_k(s) &\triangleq P(s_k = s, y_1^k) = \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', u_k = u, y_1^{k-1}, y_k) = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1})P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s', y_1^{k-1}) = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} P(s_{k-1} = s', y_1^{k-1})P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s'/s_k=s} \alpha_{k-1}(s')\gamma_k(s', s) = \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s')\gamma_k(s', s),\end{aligned}\quad (23)$$

де  $\sum_{s'/s_k=s}()$  – сума по усіх можливих станах  $s_{k-1}$ , які закінчуються у стані  $s_k = s$ . Початкова

$$\text{умова: } \alpha_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases}.$$

$\beta_{k-1}(s')$  – умовна ймовірність у стані  $s'$  для моменту часу  $k-1$ . Вона може бути записана рекурсивно:

$$\begin{aligned}\beta_{k-1}(s') &\triangleq P(y_k^N / s_{k-1} = s') = \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(u_k = u, y_{k+1}^N, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_{k-1} = s', u_k = u, y_k)P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} P(y_{k+1}^N / s_k = s)P(u_k = u, y_k / s_{k-1} = s') = \\ &= \sum_{s/s_{k-1}=s'} \beta_k(s)\gamma_k(s', s),\end{aligned}\quad (24)$$

де  $\sum_{s/s_{k-1}=s'}()$  – сума по усіх можливих станах  $s$ , які починаються зі стану  $s_{k-1} = s'$ . Початкова

$$\text{умова: } \beta_N = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases}.$$

З метою захисту від надмірності даних при апаратній реалізації  $\alpha_k(s)$  і  $\beta_{k-1}(s')$  мають бути нормалізовані відносно  $y_1^N$ , тобто  $\alpha_k(s)$  і  $\beta_{k-1}(s')$  мають бути розділені на  $P(y_1^N)$ , де

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1})P(y_k^N / y_1^{k-1}).\quad (25)$$

З урахуванням нормалізації, вираз (21) запишеться у такому вигляді:

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)}{\sum_{u^-} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s) / P(y_1^N)} \right] =$$

$$= \log \left[ \frac{\frac{\sum_{u^+} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s)}{P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1})}}{\frac{\sum_{u^-} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \beta_k(s)}{P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1})}} \right] = \log \left[ \frac{\sum_{u^+} \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})} \gamma_k(s', s) \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}}{\sum_{u^-} \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})} \gamma_k(s', s) \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}} \right]. \quad (26)$$

Розділивши  $\tilde{\alpha}_{k-1}(s') \triangleq \frac{\alpha_{k-1}(s')}{P(y_1^{k-1})}$ ,  $\tilde{\beta}_k(s) \triangleq \frac{\beta_k(s)}{P(y_k^N / y_1^{k-1})}$ , отримаємо

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right]. \quad (27)$$

Так як

$$P(y_1^k) = \sum_s P(s_k = s, y_1^k) = \sum_s \alpha_k(s), \quad (28)$$

розділимо  $\alpha_k(s)$  на  $P(y_1^k)$ . В результаті маємо

$$\tilde{\alpha}_k(s) \triangleq \frac{\alpha_k(s)}{P(y_1^k)} = \frac{P(s_k = s, y_1^k)}{\sum_s P(s_k = s, y_1^k)} = \frac{\alpha_k(s)}{\sum_s \alpha_k(s)} =$$

$$= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)} = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}. \quad (29)$$

$P(y_1^N)$  можна представити як декомпозицію

$$P(y_1^N) = P(y_1^{k-1}, y_k^N) = P(y_1^{k-1}) P(y_k^N / y_1^{k-1}) = P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) P(y_1^{k-2}). \quad (30)$$

З урахуванням (23), (28) і (30), отримаємо

$$P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2}) = P(y_1^{k-1}) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} = \sum_s \sum_{s'} \alpha_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) \frac{P(y_k^N / y_1^{k-1})}{P(y_1^{k-2})} =$$

$$= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1}). \quad (31)$$

Розділивши  $\beta_{k-1}(s')$  на (31) і використовуючи рівняння (24), маємо

$$\tilde{\beta}_{k-1}(s') = \frac{\beta_{k-1}(s')}{P(y_{k-1}^N / y_1^{k-2})} = \frac{\beta_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s) P(y_k^N / y_1^{k-1})} =$$



$$= \frac{\tilde{\beta}_{k-1}(s')}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)} = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)}. \quad (32)$$

З рівняння (22) видно, що  $\gamma_k(s', s)$  складається з двох частин.

Нехай  $P(c_k^1 = -1) = P_-$  и  $P(c_k^1 = 1) = P_+$ . Використовуючи  $P(c_k^1 = -1) + P(c_k^1 = 1) = 1$  і  $P(u_k) = P(c_k^1)$ , визначимо

$$\begin{aligned} L^e(u_k) &\triangleq \log \frac{P(u_k = 1)}{P(u_k = 0)} = \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{P(c_k^1 = -1)} = \log \frac{P(c_k^1 = 1)}{1 - P(c_k^1 = 1)} = \\ &= L_a(c_k^1) = \log \frac{P_+}{P_-} = \log \frac{P_+}{1 - P_+}, \end{aligned} \quad (33)$$

$$P(c_k^1 = 1) = P_+ = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \sqrt{\frac{P_+}{P_-}} = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left( \sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{c_k^1}, \quad (34)$$

$$P(c_k^1 = -1) = P_- = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left( \sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{-1} = \frac{\sqrt{\frac{P_-}{P_+}}}{1 + \frac{P_-}{P_+}} \left( \sqrt{\frac{P_+}{P_-}} \right)^{c_k^1}. \quad (35)$$

Об'єднуючи (34) і (35) разом, отримаємо

$$P(c_k^1) = \frac{e^{-\frac{L_a(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_a(c_k^1)}} e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1}, \quad (36)$$

де  $A_k$  – функція від  $L_a(c_k)$  і  $A_k = \frac{e^{-\frac{L_a(c_k^1)}{2}}}{1 + e^{-L_a(c_k^1)}}$ .

Розглядаючи РСЗК з кодовою швидкістю  $1/q$  (для кожного вхідного біта РСЗК виробляє  $q$  біт), ймовірність отримання символу  $y_k$  за умови, що був переданий символ  $c_k$ ,  $P(Y = y_k / c_k)$ , може бути апроксимована таким чином:

$$\begin{aligned} P(Y = y_k / c_k) &= P(Y = y_k / u_k) \approx \lim_{\Delta \rightarrow 0} P(y_k \leq Y \leq y_k + \Delta / U = u_k) = \\ &= \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / u_k) \Delta = \lim_{\Delta \rightarrow 0} p(y_k / x_k) \Delta, \end{aligned} \quad (37)$$

де  $p(y_k / x_k)$  – функція щільності розподілу ймовірності символу  $y_k$  за умови передачі символу  $x_k$ ,  $\Delta$  – довільне мале позитивне число, яким можна знехтувати при обчисленні. Так як  $P(y_k / u_k)$  пропорційна  $p(y_k / x_k)$ , можна записати таке:

$$P(y_k / u_k) = P(y_k^{1,s}, y_k^{*2,p}, y_k^{*3,p}, \dots / c_k^1, c_k^2, c_k^3, \dots) = P(y_k^{1,s}, y_k^{*2,p}, y_k^{*3,p}, \dots / x_k^{1,s}, x_k^{2,p}, x_k^{3,p}, \dots) =$$

$$= P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) P(y_k^{*2,p} / x_k^{2,p}) P(y_k^{*3,p} / x_k^{3,p}) \dots = P(y_k^{1,s} / x_k^{1,s}) \prod_{i=2}^q P(y_k^{*i,p} / x_k^{i,p}).$$

Так як використовується канал без пам'яті,

$$P(y_k / u_k) \propto e^{-\frac{(y_k^{1,s} - x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{*i,p} - x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}} = e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{*i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{y_k^{*i,p} x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} =$$

$$= B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}}, \quad (38)$$

$$\text{де } B_k = e^{-\frac{(y_k^{1,s})^2 + (x_k^{1,s})^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{*i,p})^2 + (x_k^{i,p})^2}{2\sigma_n^2}}, \quad y_k^{*i,p} = y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}.$$

Об'єднуючи (36) і (38), вираз для  $\gamma_k(s', s)$  запишеться як

$$\gamma_k(s', s) = P(y_k / c_k = c) P(u_k = u) = B_k e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} A_k e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1}. \quad (39)$$

$A_k$  і  $B_k$  можуть бути опущені при обчисленні. Для каналу з АБГШ

$$h_0^2 = \frac{E_b}{N_0} = \frac{E_c}{R \cdot N_0}, \quad (40)$$

де  $h_0^2$  – відношення енергії біта до спектральної щільності потужності шуму,  $E_c$  – енергія кодового символу,  $E_b$  – енергія некодованого біта,  $E_c = R E_b$ ,

$$\sigma_n^2 = \frac{N_0}{2} = \frac{E_c}{2 \cdot R \cdot h_0^2} = \frac{p}{2 \cdot h_0^2}, \quad p \triangleq \frac{1}{R}, \quad \text{припустимо, що } E_c = 1.$$

Замінюючи вираз для  $\sigma_n^2$  в виразі (39), отримаємо

$$\gamma_k(s', s) = B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot A_k \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} = A_k \cdot B_k \cdot e^{\frac{y_k^{1,s} x_k^{1,s}}{\sigma_n^2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) x_k^{i,p}}{\sigma_n^2}} \cdot e^{\frac{L_a(c_k^1)}{2} c_k^1} =$$

$$= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[ \frac{4 \cdot h_0^2}{p} \cdot \left( \frac{y_k^{1,s} \cdot A \cdot c_k^1}{2} + \sum_{i=2}^q \frac{(y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot A \cdot c_k^i}{2} \right) + \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 \right] =$$

$$= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[ \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p} \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right] =$$

$$= A_k \cdot B_k \cdot \exp \left[ \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right], \quad (41)$$

де

$$Lc \triangleq \frac{4 \cdot A \cdot h_0^2}{p}, \gamma^e(s', s) \triangleq \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]. \quad (42)$$

Остаточно,

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right],$$

$$\tilde{\alpha}_k(s) = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}, \quad \tilde{\alpha}_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases},$$

$$\tilde{\beta}_{k-1}(s') = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-2}(s') \gamma_{k-1}(s', s)}, \quad \tilde{\beta}_N(s) = \begin{cases} 1, & \text{якщо } s = 1 \\ 0, & \text{якщо } s \neq 1 \end{cases},$$

$$\gamma(s', s) \propto \exp \left[ \frac{1}{2} \cdot L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right].$$

Використовуючи правило Байєса, ЛВФП для MAP декодера може бути записано як

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{P(u_k = 1 / y_1^N)}{P(u_k = 0 / y_1^N)} \right] = \log \left( \frac{P(y_1^N / u_k = 1)}{P(y_1^N / u_k = 0)} \right) + \log \left( \frac{P(u_k = 1)}{P(u_k = 0)} \right), \quad (43)$$

$u_k$  – випадкова змінна, яка з рівною ймовірністю набуває значень «1» чи «0», тобто  $P(u_k = 1) = P(u_k = 0)$  у випадку ФМ-2. У турбодекодері декодер 1 приймає послідовність виду  $y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{*2,p}, \dots, y_k^{*q,p})$ , а декодер 2 – послідовність  $y_k = (y_k^{1,s}, y_k^{*2,p}, \dots, y_k^{*q,p})$ . Декодер 1 приймає інформацію з декодера 2, яка є для нього апіорною. З (27) і (41) маємо

$$L(u_k) = \log \left[ \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_u \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) \tilde{\beta}_k(s)} \right] =$$

$$= \log \frac{\sum_{u^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \tilde{\beta}_k(s) \cdot \exp \left[ \frac{1}{2} L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{1}{2} Lc \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \cdot \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \tilde{\beta}_k(s) \cdot \exp \left[ \frac{1}{2} L_a(c_k^1) \cdot c_k^1 + \frac{1}{2} Lc \cdot y_k^{1,s} \cdot c_k^1 \right] \cdot \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]}. \quad (44)$$

Так як  $L_a(c_k^1)$  і  $Lc \cdot y_k^{1,s}$  не залежать від  $u_k$  і стану решітчастої діаграми РСЗК, вони можуть бути виключені з виразу (44). З урахуванням цього виразу, (44) переписеться таким чином:

$$L(u_k) = \left[ L^e(c_k^1) + Lc \cdot y_k^{1,s} \right] + \log \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)}{\sum_{u^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_k(s) \cdot \gamma_k^e(s', s)}, \quad (45)$$

де  $\gamma^e(s', s) \triangleq \exp \left[ \sum_{i=2}^q \left( Lc \cdot \frac{1}{2} \cdot (y_k^{i,p} + x_k^{*i,p}) \cdot c_k^i \right) \right]$ ,  $L^e(c_k^1)$  – апіорна інформація про біт  $u_k$ ,

розрахована попереднім декодером,  $Lc \cdot y_k^{1,s}$  – канална інформація про прийнятий символ, третя частина цього виразу представляє зовнішню інформацію, яка може бути передана на наступний декодер як апіорна.

Розглянемо особливості обчислення вихідного ЛВФП для декодера  $i$ , використовуючи алгоритм декодування Мар.

Позначимо попередній стан діаграми  $S_{t-1} = s'$ , а поточний –  $S_t = s$ . На рис. 4 показаний приклад діаграми для РСЗК виду (1, 7/5). Для кожного переходу діаграми обчислюється перехідна рекурсія  $\gamma_t(s', s)$  зі стану  $s'$  в стан  $s$  за формулою

$$\gamma_t(s', s) \sim \exp \left[ \frac{1}{2} \cdot \left( x_t^C \cdot (L_a^i(x_t^C) + L_c \cdot y_t^C) + L_c \cdot \sum_{i=2}^q (y_t^{i,p} + x_t^{*i,p}) \cdot x_t^{i,p} \right) \right], \quad (46)$$

де  $x_t^C, x_t^{i,p}, i \in (2, q)$  – відповідно систематичний символ кодера ТК і перевіірочні символи РСЗК до проходження каналу з шумами;  $y_t^C, y_t^{i,p}, i \in (2, q)$  – систематичний символ кодера ТК і перевіірочні символи РСЗК після проходження каналу з шумами;  $L_a^i(x_t^C)$  – апіорна інформація  $i$ -го декодера;  $L_c$  – параметр каналної “надійності”;  $q$  – кількість перевііроч-

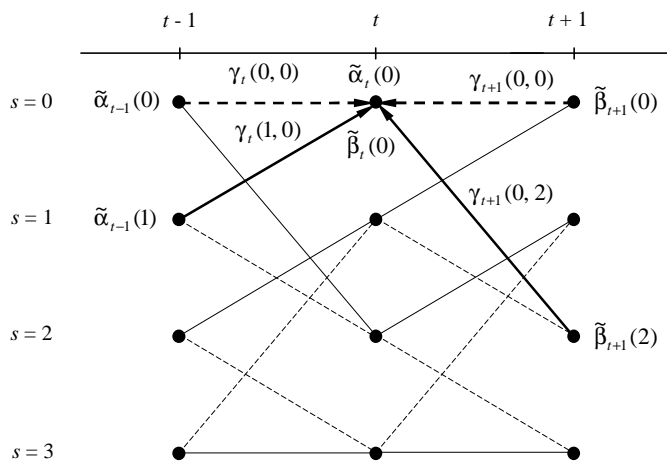


Рис. 4. Діаграма РСЗК виду (1, 7/5)

них символів РСЗК,  $x_t^{*i,p}, i \in (2, q)$  – перевіірочні символи РСЗК, які використовуються як додаткова інформація при розрахунку ЛВФП про переданий біт.

Для кожного стану діаграми визначається пряма рекурсія  $\alpha_t(s)$  (починаючи з початку блока – при прямому обчисленні) за формулою:  $\alpha_t(s) = \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \gamma_t(s', s)$ , де  $\tilde{\alpha}_{t-1}(s')$  – нормована пряма рекурсія  $t-1$  такту. Підсумовування виконується по всіх попередніх станах  $s'$ , для яких існує перехід у поточний стан  $s$ .

Одержавши прямі рекурсії для всіх станів даного такту, обчислюється параметр нормалізації, що визначається сумою даних рекурсій:

$$\sum_s \alpha_t(s) = \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \gamma_t(s', s). \quad (47)$$

З урахуванням параметра нормалізації, вираз прямої рекурсії прийме вид

$$\tilde{\alpha}_t(s) = \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \gamma_t(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \gamma_t(s', s)}. \quad (48)$$

Для кожного стану діаграми визначається зворотна рекурсія  $\tilde{\beta}_{t-1}(s')$ , починаючи з кінця блока при зворотному обчисленні, за формулою:

$$\beta_{t-1}(s') = \sum_s \tilde{\beta}_t(s) \cdot \gamma_t(s', s), \quad (49)$$

де  $\tilde{\beta}_t(s)$  – нормована зворотна рекурсія такту  $t$ . Підсумовування відбувається по всіх поточних станах  $s$ , в які існує перехід з попереднього стану  $s'$ .

З урахуванням параметра нормалізації, отриманого при обчисленні прямої рекурсії, вираз зворотної рекурсії прийме вид

$$\tilde{\beta}_{t-1}(s') = \frac{\sum_s \tilde{\beta}_t(s) \cdot \gamma_t(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \gamma_t(s', s)}. \quad (50)$$

ЛВФП на виході декодера  $i$  записується таким виразом:

$$L^i(x_t^C) = \log \frac{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \gamma_t(s', s)}{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \gamma_t(s', s)} =$$

$$= \log \frac{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \exp\left[\frac{1}{2} \cdot x_t^C \cdot (L_a^i(x_t^C) + L_c \cdot y_t^C)\right] \cdot \exp\left[L_c \cdot \frac{1}{2} \cdot \sum_{i=2}^q (y_t^{i,p} + x_t^{*i,p}) \cdot x_t^{i,p}\right]}{\sum_{(s',s)} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \exp\left[\frac{1}{2} \cdot x_t^C \cdot (L_a^i(x_t^C) + L_c \cdot y_t^C)\right] \cdot \exp\left[L_c \cdot \frac{1}{2} \cdot \sum_{i=2}^q (y_t^{i,p} + x_t^{*i,p}) \cdot x_t^{i,p}\right]}. \quad (51)$$

Таким чином, перевірочні символи  $x_t^{*i,p}$ ,  $i \in (2, q)$ ,  $t \in (1, N)$ , які вироблені кодером ітерації декодування  $i-1$ , передаються до відповідного декодера ітерації  $i$  і використовуються для підвищення надійності прийняття рішень при розрахунку ЛВФП про переданий біт.

Для підтвердження ефективності запропонованого методу підвищення достовірності передачі інформації проведено імітаційне моделювання характеристик

достовірності передачі інформації в каналі з адитивним білим гаусівським шумом та організованими завадами.

Використовуючи програмний продукт Borland C++ Builder 6.0, моделювались такі елементи системи передачі інформації: джерело псевдовипадкової послідовності, двокомпонентний кодер ТК, модулятор ФМ-2, канал з адитивним білим гаусівським шумом та організованими завадами, демодулятор ФМ-2, модифікований згідно з запропонованим методом двокомпонентний декодер ТК з алгоритмом декодування Мар, модуль розрахунку середньої ймовірності бітової помилки декодування.

На рис. 5 показано результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації при впливі в каналі адитивного

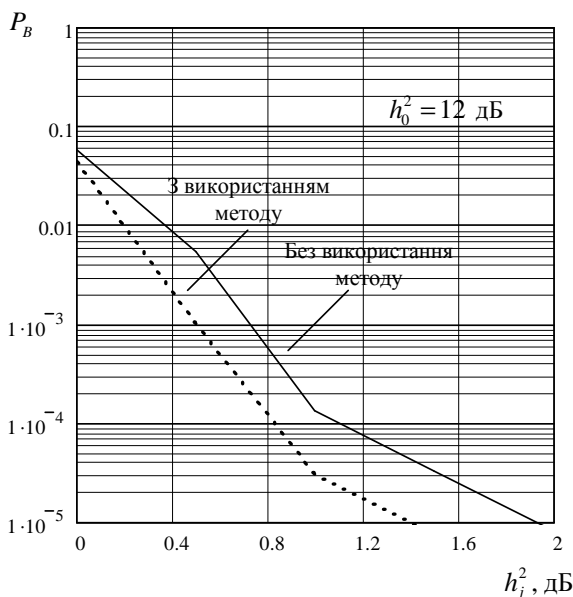


Рис. 5. Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації

білого гаусівського шуму (відношення сигнал/шум  $h_0^2 = E_b / N_0 = 12$  дБ) та організованої широкополосної шумової завади (з різними значеннями відношення сигнал-завада  $h_j^2 = E_b / N_j$ ) без використання та з використанням розробленого методу. При моделюванні використовувався ТК з поліноміальними генераторами  $g_0 = 7$ ,  $g_1 = 5$ , псевдовипадковим перемежувачем, швидкістю кодування  $R = 1/3$ , кількістю біт у блоці  $N = 1000$ , 8 ітераціями декодування, алгоритмом декодування Мар.

Результати моделювання свідчать, що додаткове використання перевірочних символів  $x_t^{i,p}$ ,  $i \in (2, q)$ ,  $t \in (1, N)$ , які виробляються кодерами на кожній ітерації декодування та передаються на декодери наступної ітерації при розрахунку ЛВФП про передані біти, сприяють підвищенню достовірності передачі інформації за рахунок підвищення надійності прийняття рішень. Так, при відношенні сигнал-завада в каналі  $h_j^2 = 0,5$  дБ використання запропонованого методу зменшує середню ймовірність бітової помилки декодування з  $P_B = 6 \cdot 10^{-3}$  до  $P_B = 10^{-3}$ , тобто кількість помилок зменшується в 6 разів. При зміні відношення сигнал-завада в каналі від  $h_j^2 = 0$  дБ до  $h_j^2 = 2$  дБ кількість помилок зменшується в 4...6 разів.

### 3. Висновки

У статті запропоновано метод підвищення достовірності передачі інформації в розподілених програмованих безпроводних системах, сутність якого полягає в застосуванні для підвищення надійності прийняття рішень про декодований біт додаткової інформації, отриманої шляхом кодування жорстких рішень з виходу кожного компонентного декодера турбокоду.

Отримані нові аналітичні співвідношення в алгоритмі декодування турбокодів по максимуму апостеріорної ймовірності, які враховують додаткову інформацію при розрахунку логарифмічних відношень функцій правдоподібності про передані біти.

Результати моделювання характеристик достовірності передачі інформації в розподілених програмованих безпроводних системах свідчать, що запропонований метод дозволяє зменшити кількість помилок при декодуванні в 4...6 разів.

### 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. Burns P. Software Defined Radio for 3G / Burns P. – Boston: Artech House, 2003. – 279 p.
3. Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов методом псевдослучайной перестройки рабочей частоты / [В.И. Борисов, В.М. Зинчук, А.Е. Лимарев и др.]. – М.: Радио и связь, 2000. – 384 с.
4. Berrou C. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima // Proc. Int. Conf. on Commun., ICC-93. – Geneva, Switzerland, 1993. – May. – P. 1064 – 1070.
5. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Скляр Б. – [2-е изд.]. – М.: Вильямс, 2003. – 1104 с.
6. Woodard J. Comparative Study of Turbo Decoding Techniques: An Overview / J. Woodard, L. Hanzo // IEEE Transactions on Vehicular Technology. – 2000. – Vol. 49, N 6. – P. 2208 – 2232.
7. Berrou C. Near optimum error correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux // IEEE Trans. on Commun. – 1996. – Vol. 44, N 10. – P. 1261 – 1271.

*Стаття надійшла до редакції 22.03.2013*