

ПОРІВНЯННЯ ПОЕЛЕМЕНТНОГО МЕТОДУ ПЕРЕДАЧІ З ПЕРЕДАЧЕЮ УКРУПНЕНИМИ СИГНАЛАМИ

Проведена оцінка часової ефективності та заводостійкості використання таймерних сигнальних конструкцій в якості укрупнених сигналів.

The estimation of time efficiency and noise-immunity of timer signal constructions as lumped signals was made.

1. ГРАНИЧНІ МОЖЛИВОСТІ ПОЕЛЕМЕНТНОЇ ПЕРЕДАЧІ СИГНАЛЬНИХ КОНСТРУКЦІЙ ТА ПЕРЕДАЧІ УКРУПНЕНИМИ СИГНАЛАМИ

Існує два методи передачі повідомлень – поелементний і укрупненими сигналами. В першому випадку окремі елементи кодових конструкцій, число яких (m) визначається об'ємом (M) алфавіту джерела повідомлень [1].

$$m = E^+ (\log_2 M),$$

де E^+ означає, що у випадках, коли M не дорівнює 2^i (i – ціле число), то береться найближче більше ціле.

При передачі m -значні двійкові кодові конструкції (КК) з енергією елементів $mQ_c^2 = BT_{\text{ск}}Q_c^2$ передаються по каналу символ за символом. Частіше за все для цього вибираються ортогональні сигнали [2]

$$U_c(t) = \sum_{i=1}^m \sqrt{Q_c^2} \psi_i(t - it_0), \quad i = 1, 2, \dots, m,$$

де $\psi_i(t)$ – нормована за енергією координатна функція.

Таким чином, передача одного повідомлення займає $T_{\text{кк}}$ секунд.

Всі можливі кодові конструкції можна розмістити у вершинах 2^m – мірного гіперкубу. Тоді ймовірність мінімум однієї помилки в кодовому слові для гаусового каналу буде [1]:

$$P_{\text{пкк}} = 1 - (1 - P_c)^m = 1 - (1 - P_c)^{Bt_0}, \quad (1)$$

де B – швидкість передачі (модуляції інформаційного параметру).

¹⁴ Одеська національна академія зв'язку ім. О.С. Попова

Ймовірність спотворення елементу кодового слова визначається виразом [3]:

$$P_e = \Phi\left(\sqrt{\frac{P_c}{v_m^2 B}}\right), \quad (2)$$

де $P_e = \Phi(\bullet)$ – символ інтегралу ймовірності.

Прийом елементів КК реалізується послідовно незалежно один від одного з використанням, наприклад, критерію максимуму подібності [1]. Як виходить з виразу (1), при заданих P_c і B ймовірність помилкового прийому зростає із збільшенням елементності кодового слова (m). При фіксованих $T_{\text{кк}}$ ймовірність $P_{\text{пкк}}$ може бути зменшена лише при збільшенні енергії елементарних посилок Q_c^2 (середньої потужності сигналу) або при зменшенні швидкості передачі B .

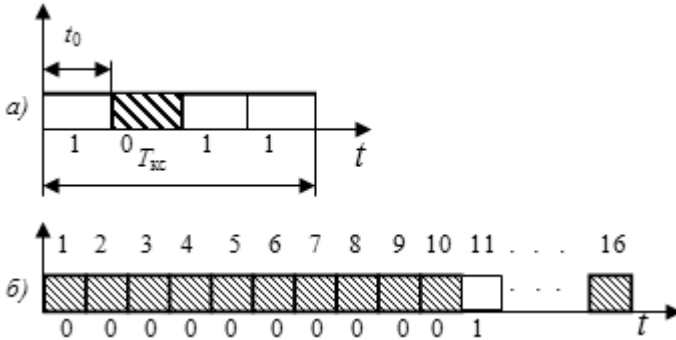


Рис. 1. Сигнальна конструкція 4-х елементної КК для поелементної передачі і передачі укрупненими сигналами

На рис. 1, а наведено сигнальну конструкцію 4-х елементного кодового слова (1011), яка відповідає числу 11 для поелементної передачі, а на 1, б на одинадцятому місці розташований інформаційний сигнал, місцезнаходження якого на осі часу відповідає кодовому слову 1011.

Передаваний сигнал характеризується

$$U_{ci} = \sqrt{Q_c^2} \Psi_i(t - it_0), \quad (3)$$

де $\Psi_i(t - it_0)$ – нормована за енергією координатна функція з одиничною енергією на інтервалі $t_0 = \frac{T_{\text{кк}}}{m}$.

У зв'язку з тим, що величина функції $\Phi(h_c^2) < e^{-h_c^2}$,

то ймовірність помилки для $M = 2^m$ рівноймовірних ортогональних сигналів з однаковою енергією обмежена значенням $P_e < M e^{-h_c^2}$.

Підставивши в останній вираз $M = 2^{BT_c}$ і $h^2 = \frac{P_c t_0}{v_{ш}^2}$ одержимо

$$P_e < \exp \left[-T_c \left(\frac{P_c}{v_{ш}^2} - B \ln 2 \right) \right] \quad (4)$$

Із формули (4) виходить, що при передачі укрупненими сигналами ймовірність помилки експоненційно зменшується зі збільшенням $T_{ск}$ до тих пір, поки швидкість передачі інформації

$$v_i < v_{i \max} = \frac{P_c}{v_{ш}^2 \ln 2} = 1,443 \frac{P_c}{v_{ш}^2}. \quad (5)$$

Вираз (5) можна представити у вигляді

$$P_{пк} < 2^m e^{-\frac{m Q_c^2}{v_{ш}^2}} = e^{-m(h_c^2 - \ln 2)}. \quad (6)$$

Порівняння виразів (1) і (6) дає змогу зробити висновок, що при посимвольній передачі $P_{пк} \rightarrow 1$ із збільшенням m незалежно від h_c^2 , а при передачі укрупненими сигналами для $h_c^2 > \ln 2$ значення $P_{пк} \rightarrow 0$ із збільшенням m .

Така відмінність в характері зміни величини $P_{пк}$ пояснюється наступним: при посимвольній передачі сигнальні конструкції знаходяться у вершинах m -мірного гіперкуба і відстань між суміжними сигналами, яка дорівнює $2\sqrt{Q_c^2}$, зберігається постійною із збільшенням m , в той час, коли мірність суміжних точок збільшується лінійно. Тому ймовірність попадання сумарного вектору $U_{c\Sigma} = U_c + U_{ш}$ в суміжну зону рішення із збільшенням m зростає. При передачі укрупненими ортогональними сигналами відстань між найближчими точками m -мірного простору визначається виразом $\sqrt{2mQ_c^2}$, тобто зростає пропорційно \sqrt{m} . Нажаль передача укрупненими ортогональними сигналами для забезпечення малих значень P_e потребує суттєвого збіль-

шення часу $T_{\text{ск}}$. Із збільшенням $T_{\text{ск}}$ число можливих сигналів $2^{B_i t}$ різко зростає і канал із заданою смугою $\Delta F_{\text{к}}$ і швидкістю B_i не може пропустити всієї множини КК. Крім того зростає час затримки повідомлень, що негативно впливає на старіння інформації.

2. ТАЙМЕРНІ СИГНАЛЬНІ КОНСТРУКЦІЇ ЯК ПРИКЛАД НЕОРТОГОНАЛЬНИХ УКРУПНЕНИХ СИГНАЛІВ

Розглянемо ефективність використання таймерних сигналів як спосіб передачі укрупненими сигналами при обмеженні часу на реалізацію кодових сигналних конструкцій (КСК) та незмінному об'ємі алфавіту M .

Наведені вище відомості відносно посимвольного методу передачі кодових сигналних конструкцій дозволяють зробити наступні висновки:

1) при заданій довжині елементарної послідовності (t_0) на інтервалі n -елементного надлишкового кодового слова не можна отримати число різних кодових конструкцій $N_p > a^n$;

2) мінімальна енергетична відстань між кодовими сигналними конструкціями обмежується мінімальною енергетичною відстанню елементів алфавіту каналу;

3) максимальна кількість інформації, яка міститься в n -елементному кодовому слові при алфавіті каналу a визначається числом інформаційних елементів (m)

$$I_{\text{макс}} = m \cdot \log_2 a;$$

4) мінімальна енергетична відстань між КСК надлишкового коду залежить від кодової відстані d з урахуванням мінімальної енергетичної відстані між відповідними елементами;

5) включаючи в n -елементні кодові слова додаткові k елементів $(k = n - m)$, одержуємо відповідні властивості надлишкового коду – виявляти і виправляти помилки відповідних класів (відбувається збільшення якості одержаної інформації за рахунок зменшення кількості її за відповідний термін часу).

Із висновку 4 виходить, що енергетична відстань між КСК залежить від мінімальної енергетичної відстані між елементами алфавіту каналу і кодової відстані (d) , яка визначається числом відмінних елементарних сигналів різних кодових слів.

В зв'язку з тим, що довжина елементарного сигналу (відстань між суміжними ЗММ) визначається смугою каналу ΔF , при посимволь-

ному методі передачі не можливо реалізувати таку кількість КСК, які б дозволили провести обмін якості передачі на кількість переданої інформації. Наприклад, абоненту є достатньою імовірність помилкового приймання елементу коду $p_e < 10^{-6}$, а канал забезпечує передачу зі значенням $p_e' < 10^{-12}$. Чи можливо реалізувати обмін якості на кількість переданої інформації без провокування міжсимвольних завад? Зрозуміло, що збільшення швидкості передачі можливе тільки за умови, що на заданому інтервалі кодового слова ($T_c = mt_0$) буде реалізовано більше КСК $N_p' > a^n$ з інтервалами між суміжними ЗММ $\tau_c \geq t_0$. Умова $N_p' > a^n$ може бути реалізованою тільки при зменшенні відстані між дозволеними сигнальними конструкціями. Для цього при формуванні множини КСК необхідно в якості базового елемента вибрати елемент $\Delta < t_0$ ($t_0 = s\Delta$; $s = 2, \dots, k$ – цілі числа). Розглянемо приклад для бінарного каналу (рис. 2).

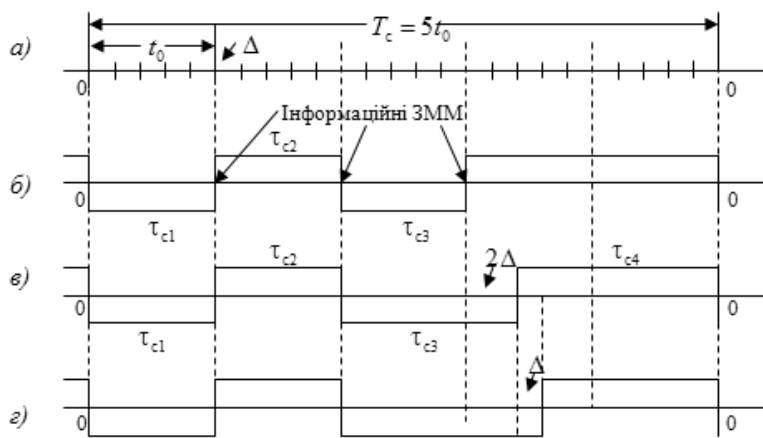


Рис. 2. Приклад бінарного каналу

На інтервалі $T_c = 5t_0$ показано три сигнальних конструкції, кожна з яких має чотири ЗММ (три з яких будемо називати інформаційними) і чотири інтервали між ними. Із рисунка видно, що для даних КСК $s = 5$. З метою уникнення провокування міжсимвольних завад відстань між ЗММ в одному кодовому слові не менше $\tau_{c_i} \geq 5\Delta$. Проте від-

стань між сигнальними конструкціями (рис. 2, б, в) дорівнює 2Δ , між конструкціями (рис. 2, в, г) дорівнює 1Δ , що менше інтервалу t_0 .

Оцінимо кількість сигнальних конструкцій, які можна реалізувати при сформульованих вище умовах.

Загальна кількість кодових слів, які б можливо реалізувати на інтервалі $T_c = 5t_0$ при відсутності обмеження на відстань між ЗММ визначається [4]

$$N_p = 2^{m \cdot s} = 2^{5 \cdot 5} = 2^{25}.$$

Зрозуміло, що більшість із них не відповідають умовам наявності трьох інформаційних ЗММ з відстанями між суміжними ЗММ $\tau_{c,i} \geq 5\Delta$. З метою задоволення умовам на можливу відстань між суміжними ЗММ в одному кодовому слові із загальної кількості 2^{25} кодових слів виберемо тільки ті, в яких після кожного ЗММ передається підряд на інтервалі 5Δ сигнал одного знаку.

В роботі [5] показано, що на інтервалі $T_{ck} = mt_0$ можна реалізувати

$$N_p = \frac{[ms - i(s+1)]!}{i!(ms - is)!} \quad (7)$$

сигнальних конструкцій з i ЗММ. Наприклад, при $s = 5$, $m = 5$ число дозволених реалізацій КСК буде

$$N_p(i=3) = 286.$$

Незважаючи на те, що число 286 відповідає приблизно одній тисячній процента від загальної кількості $N_p = 2^{25}$, це число набагато більше від числа реалізацій при посимвольному методі кодування ($N_{рщк} = 2^5 = 32$). Слід зауважити, що кожна із 286 сигнальних кодових конструкцій має постійне число – три інформаційних ЗММ. На вказаному інтервалі T_{ck} можуть бути також реалізовані КСК з одним ЗММ, двома і більшим числом значущих моментів модуляції, які не перевищують ціле число елементарних посилок на інтервалі T_{ck} . Зрозуміло, що на заданому інтервалі довжиною m елементарних посилок може бути реалізована тільки одна КСК з m інформаційними ЗММ.

Якщо при передачі використовуються КСК з різним числом ЗММ на заданому інтервалі $T_{ck} = mt_0$, то відповідне число реалізацій визначається

$$N_{p\Sigma} = \sum_{i=1}^m \frac{[ms - i(s+1)]!}{i!(ms - is)!}. \quad (8)$$

В таблиці 1 наведені розраховані згідно (7) кількості реалізацій при двох значеннях m ($m_1 = 5; m_2 = 8$) та двох значеннях S ($s_1 = 5; s_2 = 7$) і сумарні значення $N_{p\Sigma}$.

Таблиця 1

Кількість реалізацій при $m_1 = 5; m_2 = 8$ та $s_1 = 5; s_2 = 7$
і сумарні значення $N_{p\Sigma}$.

	i	1	2	3	4	5	6	7	8	$N_{p\Sigma}$
$m=8$	$S = 5$	36	496	3276	10626	15504	8008	792	1	38739
	$S = 7$	50	946	8436	35960	65780	38760	3432	1	153365
$m=5$	$S = 5$	21	136	286	126	1	–	–	–	570
	$S = 7$	29	253	680	330	1	–	–	–	1293

Наведені значення числа реалізацій при $i = \text{const}$ і $N_{p\Sigma}$ дають можливість зробити висновки:

- 1) число реалізацій при $i = \text{const}$ і $m = \text{const}$ суттєво зростають при збільшенні s ;
- 2) при заданому значенні m для кожного $s \in$ відповідне значення i , при якому число реалізацій максимальне;
- 3) для будь-яких значень $m \geq 3$ при $s \geq 4$ N_p для $i (i \geq 2)$ $N_p > 2^m$; $N_p (i = \text{const}) > 2^m$.

4) зважаючи на те, що мінімальна відстань між СКК визначається елементом Δ , енергетична відстань між кодовими словами менше енергії одного найквістового елементу, визначеного смугою каналу [1].

Висновки 3, 4 підтверджують, що зміна обмежень на формовані СКК у виразі (7) дозволяють без зміни алфавіту каналу змінювати швидкість передачі інформації. Наприклад, у двійковому каналі для $m = 5$, $s = 7$ при $i = 3$ можна реалізувати 4495 СКК, що у 141 разів більше від значення 2^5 .

3. ЗМЕНШЕННЯ ГРУПУВАННЯ ПОСИЛОК ПРИ ВИКОРИСТАННІ ТАЙМЕРНИХ СИГНАЛІВ

З метою оцінки ефективності використання таймерних сигналів для зменшення коефіцієнта групування помилок на приймальній стороні були проведені експерименти якості приймання при різних алгоритмах передачі по каналах моделі Гільберта [6].

З метою оцінки параметрів каналу при використанні розрядно-цифрових кодів були проведені експерименти визначення кратності помилок на каналах МТМ при передачі 8-елементних кодових слів. Питома вага кратності помилок наведена в табл. 2

Таблиця 2

Розподілення помилок кратності t_k

$P_{\text{пр}} (\geq 1, n)$	Питома вага помилок кратності							
	1	2	3	4	5	6	7	8
$2,3 \cdot 10^{-3}$	0,58	0,32	0,06	0,02	0,015	0,002	0,0015	0,0005

Середнє значення числа спотворених помилок на одне спотворене кодове слово визначається:

$$\bar{t}_k = \sum_{i=1}^8 P_i(t_i) \cdot t_i. \quad (9)$$

Для наведених в табл. 2 даних $\bar{t}_k = 1,578$. Враховуючи аналітичну залежність коефіцієнта групування α та значення \bar{t}_k [5]

$$\alpha = \frac{\ln \bar{t}}{\ln n}, \quad (10)$$

(n – число елементів в кодовому слові), одержуємо значення $\alpha = 0,22$.

По цьому каналу була організована передача інформації таймерним кодом, який виправляє помилки зміщень значущих моментів відтворень (ЗМВ) кратності $t_g \leq 3$ величиною $e = \pm 1$ [5].

Передача даних проводилася зі швидкістю модуляції $B = 1000$ Бод при смузі пропускання $\Delta F = 1300$ Гц (величина ΔF більше швидкості модуляції на 30% з урахуванням нелінійності АЧХ і ФЧХ). З метою перевірки ефективності виправлення частини помилок синдромним методом для ТСК і надлишковим РЦК, була реалізована сис-

тема з базовим елементом $\Delta = 0,14t_0$ ($s = 7$) на інтервалі одного байта $T_c = 8 t_0$. При синтезі сигнальних конструкцій як вагові коефіцієнти вибрані [7]:

$$A_1 = 1; A_2 = 3; A_3 = 9; A_0 = 27.$$

Статистичні дані одного фрагмента передавання такі:

число переданих кодових слів ТСК – 73676;

число помилкових кодових слів ТСК при прийманні 834;

число вірно виправлених помилкових ТСК синдромним методом – 731 (всі зі зміщенням одного ЗМВ);

число невірно виправлених кодових слів ТСК синдромним методом – 103.

В табл. 3 наведені значення питомої ваги кратності прийнятих спотворених елементів на одне спотворене кодове слово після кодоперетворювача ТСК → РЦК

Таблиця 3

Питома вага кратності спотворених елементів на одне спотворене кодове слово після кодоперетворювача ТСК – РЦК

Питома вага кратності спотворених елементів							
в 1-ому	в 2-х	в 3-х	в 4-х	в 5-ти	в 6-ти	в 7-ми	в 8-ми
0,161	0,111	0,209	0,222	0,198	0,087	0,012	0

Користуючись виразами (9), (10) для середнього значення спотворених елементів на кодове слово і коефіцієнта групування одержимо $\bar{t}_k = 3,5$, що відповідає коефіцієнту групування $\alpha = 0,6$. Таке збільшення коефіцієнта групування пояснюється невідповідністю числа ЗММ в таймерних сигнальних конструкціях числу елементів при розрядно-цифровому кодуванні [5].

Зважаючи на часову зосередженість завади на інтервалі кодового слова доцільно використовувати таймерні сигнальні конструкції, які б дозволяли декодування проводити «не в цілому всієї конструкції, а по частинах».

Сформулюємо вимоги до таймерної сигнальної конструкції, яка дозволяє проводити декодування по частинах, й алгоритму передачі в канал, послідовності перетворення ТСК в РЦК на прийомі.

1. Сигнальна конструкція ТСК повинна забезпечувати передачу не всього n -елементного надлишкового коду, а нести інформацію віднос-

но частини елементів кодового слова, що зменшить множення помилок. Наприклад, для коду Слепяна (9,5) можна однією конструкцією ТСК передавати одну з 512 комбінацій, а можна на цьому ж інтервалі $T_c = 9 t_0$ реалізувати передачу трьома послідовно розміщеними конструкціями ТСК, які дозволять передати ті ж 512 символів (в кожній конструкції по 3 біти, з загальним числом кодових слів $N_3 = 2^3 \cdot 2^3 \cdot 2^3 = 2^9 = 512$).

Надалі сигнальні конструкції, що несуть інформацію про частину двійкових одиниць, називатимемо «малими» ТСК (ТСК_м), а складену загальну сигнальну конструкцію назвемо «великою» ТСК (ТСК_в).

2. З метою зменшення впливу множення помилок за рахунок кодоперетворення на прийомі ТСК_м-РЦК доцільно ввести матричне перемежування символів кодових слів.

На рис. 3, а наведена ТСК_в, синтезована з трьома ЗММ на інтервалі $T_c = 7 t_0$ при $S = 7$, а на рис. 3, б, в у збільшеному вигляді подано ТСК_м-1.

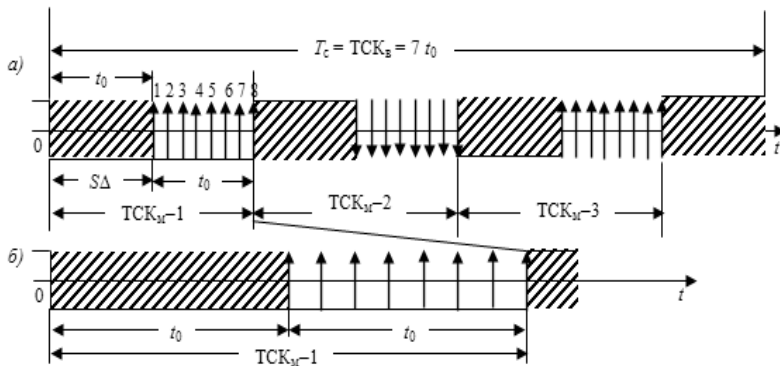


Рис. 3. Таймерна конструкція, синтезована з трьома ЗММ на інтервалі $T_c = 7 t_0$ при $S = 7$

З рисунка виходить, що при прийманні ТСК_м повинні виконуватися умови:

- наявність тільки одного ЗММ відповідного вигляду (або $0 \rightarrow 1$ або $1 \rightarrow 0$) в незаштригованих зонах;
- в заштригованих зонах ЗМВ не можуть знаходитися.

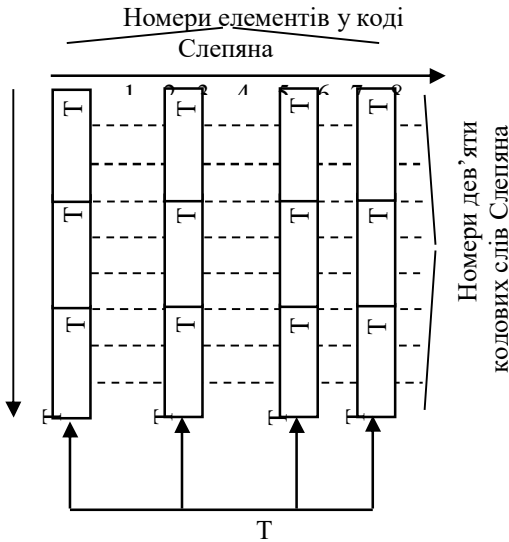
Поява ЗМВ в заштригованих зонах дає можливість зафіксувати ненадійне приймання інформаційного ЗМВ.

З метою зменшення множення помилок при переході від ТСК_м до РЦК, що складається з трьох бітів, вбачається доцільним використання коду Грея.

Структура кодоперетворювача РЦК – ТСК сумісно з матричним перемешувачем показана на рис. 4.

Припустимо, що необхідно передати 9-елементні комбінації коду Слепяна (9, 5). Кожен рядок матриці представляє 9 елементів надлишкового коду РЦК з $d = 3$ при п'яти інформаційних елементах.

Дев'ять однойменних елементів дозволених кодових слів (вертикалі матриці рис. 4)



також представляють 9-розрядне двійкове число, яке передається в канал трьома ТСК_м: 1, 2, 3 елементи відповідають ТСК_м-1; 4, 5, 6 – ТСК_м-2; 7, 8, 9 – ТСК_м-3.

В таблиці 4 наведені значення питомої ваги появи t_k -кратних помилок після к до перетворювача ТСК_в з окремим декодуванням трибітних конструкцій кожної вертикалі матриці А (до деперемешувача) і після деперемешувача Б (оцінка якості передачі окремих рядків)

Рис. 4. Структура матричного перемешувача з використанням кодоперетворювача РЦК-ТСК

Таблиця 4

Питома вага появи t_k -кратних помилок при кодоперетворенні ТСК → РЦК

Всього помилк. код. слів	Питома вага помилок кратності								
	1	2	3	4	5	6	7	8	9
А	0,443	0,487	0,02	0,022	0,0148	0,00832	0,0048	0	0
Б	0,999996	0,000004	0	0	0	0	0	0	0

Враховуючи аналітичні залежності для \bar{t}_k і α (9), (10) для режимів декодування А і Б одержимо:

$$\text{Режим А } \bar{t}_A = 1,71; \alpha_A = 0,24;$$

$$\text{Режим Б } \bar{t}_B \approx 1; \quad \alpha_B = 0.$$

4. ВИСНОВКИ

1. Використання таймерних сигнальних конструкцій в якості укрупнених сигналів дозволяє збільшити швидкість передачі за рахунок зменшення енергетичної відстані між кодовими словами.

2. Синтез складних сигнальних конструкцій із декількох малих суттєво зменшує групування помилок.

3. Поєднання складних сигнальних конструкцій з матричним перемешувачем дозволяє одержати потік помилок близький до гаусового, що суттєво зменшує число надлишкових елементів корегуючих помилки кодів.

1. Зюко А.Г., Фалько А.И., Банкет В.Л., Иващенко П.В. Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации / Под ред. А.Г. Зюко. – М.: Радио и связь, 1985. – 304 с. 2. Игнатов В.А. Теория информации и передачи сигналов / Игнатов В.А. – М.: Сов. радио, 1979. – 280 С. 3. Буга Н.Н. Основы теории связи и передачи данных / Буга Н.Н. – Ч. 4. – Л.: ЛВИКА им. А.Ф. Можайского, 1970. – 704 с. 4. Злотник Б.М. Помехоустойчивые коды в системах связи / Злотник Б.М. – Радио и связь, 1989. – 232 с. 5. Захарченко В.М. Синтез багатопозиційних часових кодів / Захарченко В.М. – К.: Техніка, 1999. – 281 с. 6. Эффективные системы передачи информации / Н.В. Захарченко, Е.М. Рудый, А.А. Варакин, М.А. Мамедов, М.М. Гаджиев// Под. ред. Н.В. Захарченко. – Баку: ЭЛМ. – 2007. – 568 с. 7. Повышение эффективности блочного кодирования при работе по нестационарным каналам связи / Н.В. Захарченко, С.М. Горохов, М.М. Гаджиев, А. Крысько, М.А. Мамедов и др.// Под ред. Н.В. Захарченко. – Баку: ЭЛМ. – 2009. – 362 с.