

**СИНДРОМНЕ ДИНАМІЧНЕ ДЕКОДУВАННЯ  
КОРЕКТУЮЧИХ ПОЗИЦІЙНИХ І ТАЙМЕРНИХ КОДІВ**

*Захарченко М.В., Гаджієв М.М., Рябуха О.М., Омельчук Є.М.*

*Одеська національна академія зв'язку імені О.С. Попова,  
65029, Україна, м. Одеса, вул. Ковальська, 1.*

[ryabukha@gmail.com](mailto:ryabukha@gmail.com)

*Керимов Е.*

*Національне Аерокосмічне Агентство,  
р-ка Азербайджан, м. Баку.*

[e\\_kerimov.fizik@mail.ru](mailto:e_kerimov.fizik@mail.ru)

**СИНДРОМНОЕ ДИНАМИЧЕСКОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ КОРРЕКТИРУЮЩИХ  
ПОЗИЦИОННЫХ И ТАЙМЕРНЫХ КОДОВ**

*Захарченко Н.В., Гаджієв М.М., Рябуха А.Н., Омельчук Е.М.*

*Одесская национальная академия связи им. А.С. Попова,  
65029, Украина, г. Одесса, ул. Кузнечная, 1.*

[ryabukha@gmail.com](mailto:ryabukha@gmail.com)

*Керимов Е.*

*Национальное Аэрокосмическое Агентство,  
р-ка Азербайджан, г. Баку.*

[e\\_kerimov.fizik@mail.ru](mailto:e_kerimov.fizik@mail.ru)

**SYNDROME DYNAMIC DECODING  
OF CORRECTING POSITIONAL AND TIMING CODES**

*Zakharchenko M.V., Gadzhuev M.M., Ryabukha O.M., Omelchuk E.M.*

*Odessa National Academy of Telecommunications named after A.S. Popov,  
Kovalskaya, 1 st., Odessa, 65029, Ukraine*

[ryabukha@gmail.com](mailto:ryabukha@gmail.com)

*Kerimov E.*

*National Aerospace Agency,  
Republic of Azerbaijan, Baku.*

[e\\_kerimov.fizik@mail.ru](mailto:e_kerimov.fizik@mail.ru)

**Анотація.** В роботі зроблений аналіз одного із методів синдромного виправлення помилок у системі передачі даних за рахунок введення на приймальній стороні компенсаційних імпульсних послідовностей, відповідаючих векторам помилок, що часто зустрічаються. Запропоновані нові, більш ефективні методи передачі, що забезпечують як необхідну якість передачі, так і передачу більшого обсягу інформації в заданому часовому проміжку.

**Ключові слова:** динамічне декодування, групові коди, таймерні сигнальні конструкції, компенсаційні імпульсні послідовності.

**Аннотация.** В работе проведен анализ одного из методов синдромного исправления ошибок в системе передачи данных за счет введения на приемной стороне компенсационных импульсных последовательностей, соответствующих часто встречающимся векторам ошибок. Предложены новые, более эффективные методы передачи, обеспечивающих как необходимое качество передачи, так и передачу большего объема информации в заданном временном промежутке.

**Ключевые слова:** динамическое декодирования, групповые коды, таймерные сигнальные конструкции, компенсационные импульсные последовательности.

**Abstract.** This work is analyze one of the methods of syndrome correction errors in the system data transfer on account of introducing on the receiving side the compensation pulse sequences corresponding to vectors' errors which are often found. The new, more efficient methods of transmission, which provide a necessary voice quality and the transmission of more information in a given time interval are proposed.

**Key words:** dynamic decoding, group codes, timer signal designs, compensation pulse sequence.

Доволі часто канали зв'язку, які використовують коди з надлишковістю, мають порівняно низьку швидкість телеграфування – від десятків до кількох тисяч бод. Водночас швидкість роботи імпульсних пристроїв у лічильних схемах кодоперетворювачів сягає  $10^6$  операцій/с і більше. Отже, є резерв часу який можна використовувати задля динамічного декодування сигналів, яке підвищує ефективність процесу декодування групових кодів [1].

Розв'язання задачі оптимізації систем передавання даних лише на основі моделі джерела помилок веде до збільшення надлишковості кодів, відповідно ростуть втрати в швидкості передавання. Тому **метою даної статті** є аналіз синдромних методів динамічного декодування як позиційних, так і таймерних коректуючих кодів. А зі збільшенням довжини блока ускладнюється реалізація кодуєчих і декодуєчих пристроїв.

**Засади динамічного декодування.** Якщо у приймальному пристрої є генератор компенсуючих імпульсних послідовностей  $Y_{0i}$ , тотожно рівних різноманітним векторам помилок  $\Pi_{0v}$ , які можуть виправляти певний код, то результуюча комбінація є такою:

$$K_j = Z_{jv} + Y_{0i} = X_j + \Pi_{nv} + Y_{0i}. \quad (1)$$

Звідси випливає, що безпомилковим декодування буде лише тоді, коли вектор  $Y_{0i} = \Pi_{0v}$ .

Вектор  $\Pi_{0v}$  на приймальному кінці звичайно є невідомий. Проте, використовуючи перевірки на парність, завжди можна побудувати  $l$ -знаковий коректор  $S_0$ , який дозволить безперечно обрати з множини векторів  $\{Y_{0i}\}$ , відповідних значенню  $d_0$  для даного коду, єдиний вектор  $Y_{0i}$ , який забезпечуватиме рівність  $K_j \equiv X_j$ .

Впровадимо функцію виявлення помилки  $\Phi_0$ , яка задовольнятиме умові

$$\Phi_0 = \begin{cases} 0 & \text{при } S_0 = 0, \\ 1 & \text{при } S_0 \neq 0. \end{cases} \quad (2)$$

За зміни векторів  $Y_{0i}$  коректор  $S_0$  та функція  $\Phi_0$  змінюються дискретно. Цей процес показано на рис. 1, де  $\Delta t_0$  – інтервал, потрібний задля аналізу однієї реалізації  $Y_{0i}$  у рівнянні (2). Тоді максимальний час опрацювання прийнятої кодограми  $(n, k)$ -коду становитиме

$$T_{\text{опр}} = \Delta t_0 2^l. \quad (3)$$

Структурна схема динамічного декодування показана на рис. 1,б, де позначено: ЛЗ – лінія зв'язку; ГКВ – генератор компенсуючих векторів; СВП – схема виявлення помилки; ОІ – отримувач інформації. ГКВ формує послідовно в часі різноманітні аналоги завади  $Y_{0i}$  доти, доки на виході СВП не з'явиться сигнал  $\Phi_0 = 0$ , який зупиняє ГКВ і видає результат ОІ.

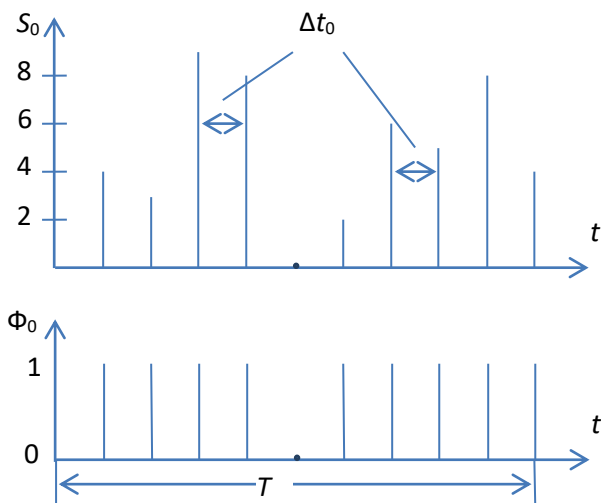


Рисунок 1,а – Функція виявлення помилок за динамічного кодування

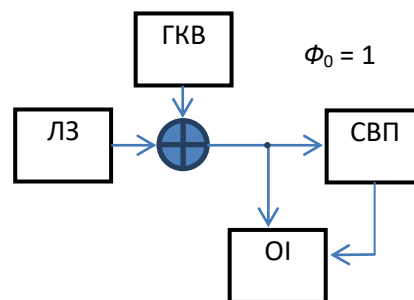


Рисунок 1,б – Схема пристрою динамічного декодування

Для виправлення  $r$ -кратних помилок кодова відстань має бути  $d_0 \geq 2r + 1$ . Завада трансформує кодограму  $X_j$  на комбінацію  $Z_{jv}$ , зменшуючи відстань до найближчої кодограми. ГКВ формує вектори з вагою  $w_Y \leq d_0$ . Тому при підсумовуванні, коли вектори  $P_{0v}$  та  $Y_{0i}$  мають максимальні ваги (крім векторів, які мають символи 1 на однойменних позиціях), відстань  $d_0 = (2r + 1) - 2r = 1$ . Цей найбільш несприятливий випадок свідчить, що навіть за максимальної кратності помилок їх можливо виявити. При  $P_{0v} = Y_{0i}$  кодограми декодуються без спотворень.

Наприклад, для коду (7, 4) Хеммінга, який має параметри  $d_0 = 3$  та  $r = 1$  розміщення кодограм  $X_{j \pm \alpha}$ , де  $\alpha$  – ціле число відносно переданої кодограми  $X_j$ , умовно показано на рис. 2, де зображені комбінації, позначено крапками [3]. Рівняння перевірки на парність задля даного коду мають вигляд  $Z_1 = Z_3 + Z_5 + Z_7$ ;  $Z_2 = Z_3 + Z_6 + Z_7$ ;  $Z_4 = Z_5 + Z_6 + Z_7$ .

При умові передачі кодограми  $X_1 = 0010110$ , і вектора завади  $P_{0v} = 0000100$ . Тоді прийнята заборонена комбінація  $Z_{jv} = 0010010$  (зазначена на рисунку зірочкою). Оскільки коректор  $S_0 = 101$ , то функція  $\Phi_0 = 1$ , і буде увімкнено ГКВ. Він розпочне генерувати імпульсні послідовності  $Y_{0i}$  вагою  $w_Y = r = 1$ , наприклад в такому порядку:  $Y_{01} = 1000000$ ;  $Y_{02} = 0100000$ ;  $Y_{03} = 0010000$ ;  $Y_{04} = 0001000$ ;  $Y_{05} = 0000100$ ;  $Y_{06} = 0000010$ ;  $Y_{07} = 0000001$  і методом проб буде переміщувати  $Z_{jv}$  по різних точках кодового прибору відстаючи від  $X_j$  на відстань  $d > 1$ . При цьому у СВП кожного разу визначається коректор  $S_0$  і формується функція  $\Phi_0$ . Цей процес триває доти, доки не буде отримано значення  $S_0 = 000$  та  $\Phi_0 = 0$  (див. табл. 1).

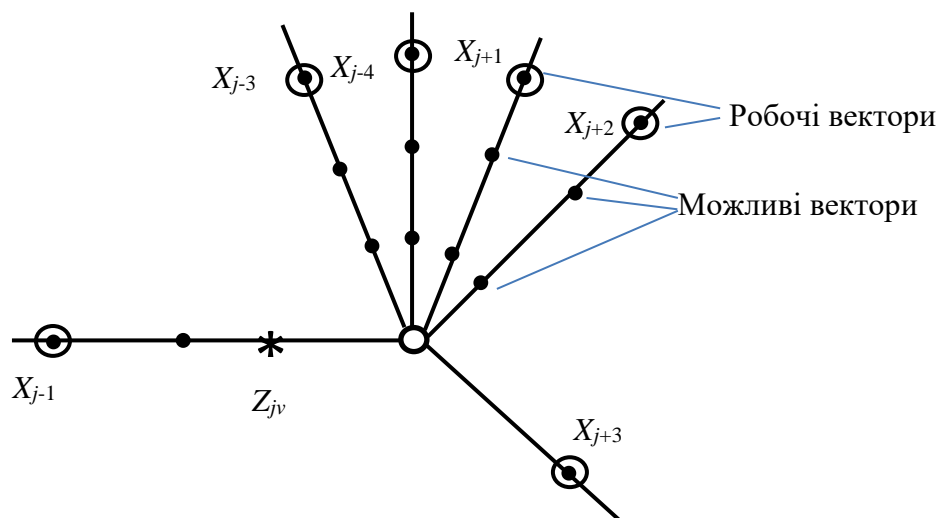


Рисунок 2 – Аналіз кодограм при динамічному кодуванні

Таблиця 1

$Y_{0i}$	$X_j$	$S_0$	$\Phi_0$
1000000	1010010	101	1
0100000	0110010	111	1
0010000	0000010	011	1
0001000	0011010	101	1
0000100	0010110	000	0

Зауважимо, що за динамічного декодування включено можливість трансформування однієї робочої кодограми на іншу, якщо вага вектора  $\Pi_{0v}$  відповідає відстані  $d_0$  даного коду.

Адаптивність динамічного декодування. Динамічне декодування являє собою доволі універсальний спосіб опрацювання двійкових кодів, дозволяючи перебудовувати приймальний кодоперетворювач в разі змінювання потоку помилок у каналі зв'язку [4].

Коректор  $S_0$  блокового  $(n, k)$ -коду являє собою  $l$ -знакову двійкову послідовність, кожна  $v$ -складова якого є функція прийнятої комбінації  $Z_j$ :

$$S_{0v} = f(Z_1, \dots, Z_n),$$

де форма функційної залежності визначається окремим алгоритмом коду. Внаслідок лінійності групових кодів

$$S_{0v} = \sum_i \Delta_{vi} Z_i, \quad (4)$$

де  $\Delta_{vi}$  – одиничний елемент, який характеризує залежність складової  $S_{0v}$  від  $i$ -го символу  $Z_j$ . Матриця станів коректора має вигляд

$$M_S = \begin{pmatrix} \Delta_{11} Z_1, \Delta_{12} Z_2, \dots, \Delta_{1n} Z_n \\ \dots \\ \Delta_{l1} Z_1, \Delta_{l2} Z_2, \dots, \Delta_{ln} Z_n \end{pmatrix}. \quad (5)$$

Кожен  $v$ -й рядок матриці  $M_S$  відповідає  $v$ -му розрядові коректора  $S_0$ , який утворюється посимвольним сумуванням за  $\text{mod}_2$  добутків  $\Delta_{vi} Z_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) цього рядка. Оскільки сукупність символів  $Z_1, \dots, Z_n$  являє собою прийняту комбінацію  $Z_j$ , то множина елементів  $\Delta_{vi}$  кожного рядка матриці  $M_S$  утворює керуючу послідовність

$$\Theta_v = \Delta_{v1} \dots \Delta_{vn}. \quad (6)$$

Отже, комбінація  $Z_j$  посимвольно помножується на  $\Theta_v$  й отримані добутки підсумовуються за  $\text{mod}_2$ , утворюючи складову  $S_{0v}$  коректора  $S_0$ . Потім  $l$ -знаковий коректор перетворюється на функцію  $\Phi_0 = 0$  чи 1.

Послідовності  $\Theta_v$  для кожного окремого алгоритму коду будуються за такими правилами:

- устанавлюється відповідність між  $S_{0v}$  та перевірними символами кодограми  $Z_j$ ;
- рівняння перевірок на парність надають у вигляді залежності

$$S_{0v} = f(x_1 \dots x_k) = \varphi(z_1 \dots z_n),$$

де  $x_i$  – інформаційні символи.

Для кожного символу  $Z_i$  до матриці  $M_S$  вписується значення

$$\Delta_{vi} = \begin{cases} 1 & \text{за наявності залежності від символу } Z_i, \\ 0 & \text{за відсутності залежності від символу } Z_i. \end{cases}$$

Побудовані в такий спосіб двійкові послідовності утворюють керувальні послідовності  $\Theta_v$ , які використовуються при декодуванні.

Для прикладу побудуємо послідовності  $\Theta_v$  для (12, 8) – коду Слепяна. Інформаційні символи та рівняння перевірок на парність для даного коду мають вигляд:

$$x_1 = z_1; x_2 = z_2; x_3 = z_3; x_4 = z_4; x_5 = z_5; x_6 = z_6; x_7 = z_7; x_8 = z_8; z_9 = 1235678;$$

$$z_{10} = 12346; z_{11} = 12457; z_{12} = 13458.$$

Тоді рівняння коригуючих послідовностей будуть:

$$\Theta_1 = 11101111000; \Theta_2 = 111101000100; \Theta_3 = 110110100010; \Theta_4 = 101110010001$$

Розглянемо синдромне динамічне декодування при таймерних сигнальних конструкціях.

В [2] показано принцип побудови коригуючих таймерних сигналів, які здатні виявляти та виправляти помилки, що полягає у виборі дозволеної комбінації відповідно до умови

$$A_i x_i + \dots + A_2 x_2 + A_1 x_1 = 0 \pmod{A_0}, \quad (7).$$

де  $\vec{X}(x_1, x_2, \dots, x_i)$  – вектор значень значущих моментів модуляції на осі  $t/\Delta$ . При цьому коефіцієнти  $A_1, A_2, \dots, A_i$  і модуль порівняння  $A_0$  визначають, виходячи з необхідної коригувальної здатності коду (кодової віддалі). При цьому показано, що якщо коефіцієнти порівняння (7) визначено за виразами

$$\left. \begin{aligned} A_i &= 1 \\ A_{i-1} &= d - 1 \\ A_{i-k} &= A_{i-k+1} \left( \frac{d}{2} - 1 \right) + \frac{d}{2} \\ A_0 &= A_1 \frac{d}{2} + \frac{d}{2} \end{aligned} \right\} \text{при парному } d \quad (8)$$

або

$$\left. \begin{aligned} A_i &= 1 \\ A_{i-1} &= d - 1 \\ A_{i-k} &= A_{i-k+1} \left( \frac{d-1}{2} \right) + \frac{d-1}{2} \\ A_0 &= A_1 \frac{d-1}{2} + \frac{d-1}{2} \end{aligned} \right\} \text{при непарному } d, \quad (9)$$

то будь-який вектор  $\vec{E}(e_1, e_2, \dots, e_i)$ , який відповідає умові  $\sum_{k=1}^i A_k e_k = 0 \pmod{A_0}$ , має вагу  $W(\vec{E}) \geq d$ .

Залежність потужності множини надлишкових таймерних сигналів від кількості інформаційних ЗММ ілюструється рис. 3, де наведена діаграма розподілення числа реалізацій таймерних сигналів  $N_p(i)$  для  $s = 3, m = 24, i \in [1; m]$ .

Залежність потужності множини надлишкових таймерних сигналів від тривалості сигналу (параметра  $m$ ) ілюструється графіком на рис. 4. При цьому кожному значенню  $m$  відповідає своє сумарне число реалізацій таймерного сигналу  $\sum_{i=1}^m N_p(i)$  для  $s = 5, m \in [1; 30], i \in [1; m]$ .

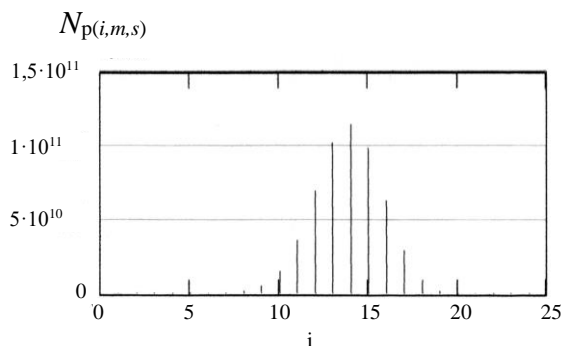


Рисунок 3 – Розподілення числа реалізацій таймерних сигналів

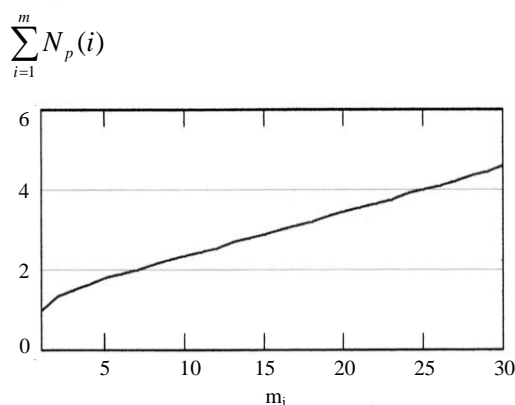


Рисунок 4 – Залежність потужності множини від тривалості інтервалу синтезу

У той самий час, у [2] не встановлено взаємозв'язок між коефіцієнтами  $A_k$   $k \in [1; i]$  і кратністю та величиною помилок, які виявляються та виправляються надлишковим таймерним кодом.

Визначимо мінімальну кодову віддаль  $d$  за зміщеннями ЗМВ, що забезпечує певну ймовірність невиявленої помилки для таймерного сигналу з трьома значущими моментами.

Відповідно до (8) і (9)  $A_i = 1$ ,  $A_{i-1} = d-1$ . Векторами помилок, за яких на прийомі трапляється невиявлена помилка та які мають мінімальну вагу  $W(\vec{E})$ , можуть бути вектори  $\vec{E}_1(0; \pm 1; d-1)$ ,  $\vec{E}_2(\pm 3; 0; 0)$ . Для вектора  $\vec{E}_1$  ймовірність невиявленої помилки визначається так:

$$P_{\text{нп}} = P(0) \cdot P(1) \cdot P(d-1), \quad (10)$$

де  $P(d-1)$  – ймовірність зміщення першого значущого моменту на  $(d-1)$  інтервалів  $\Delta$ ;  $P(1)$  – ймовірність зміщення другого значущого моменту на один інтервал  $\Delta$ ;  $P(0)$  – ймовірність того, що третій значущий момент не зміститься за межі свого інтервалу  $\Delta$ . Зазначені ймовірності визначаються наступним чином [5]:

$$\begin{aligned} P(0) &= 2\Phi\left(\frac{\Delta}{2\sigma}\right); \\ P(1) &= \Phi\left(\frac{1,5\Delta}{\sigma}\right) - \Phi\left(\frac{0,5\Delta}{\sigma}\right) \\ \dots &\dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \\ P(d-1) &= \Phi\left(\frac{(d-0,5)\Delta}{\sigma}\right) - \Phi\left(\frac{(d-1,5)\Delta}{\sigma}\right), \end{aligned} \quad (11)$$

де  $\Phi(x)$  – інтеграл імовірностей.

Для випадку  $d = 3$  та з урахуванням  $\Delta_{\text{опт}} \approx 4,5\sigma$ , останні рівняння набувають вигляду:

$$P(0) = 2\Phi(2,25); \quad P(1) = \Phi(6,75) - \Phi(2,25); \quad P(2) = \Phi(11,25) - \Phi(6,75).$$

З останніх виразів випливає, що значення  $P(1)$  буде значно меншим  $10^{-6}$ . Таким чином, для досягнення необхідного на практиці значення ймовірності невиявленої помилки  $P_{\text{нп}} \in [10^{-6}; 10^{-9}]$  достатньо кодової віддалі, що задовольняє умові  $d-1 = 2$ , тобто  $d = 3$ . Таким чином, відповідно до (8) і (9), для таймерного сигналу з трьома значущими моментами коефіцієнти в рівнянні (7) становлять:

$$A_1 = 3; \quad A_2 = 2; \quad A_3 = 1; \quad A_0 = 7.$$

При цьому максимальне значення ймовірності невиявленої помилки  $P_{\text{нп}}$  буде за наявності вектора помилки  $\vec{E}(\pm 1; \pm 1; \pm 1)$ .

Розглянемо умови виправлення помилок зміщень. Для коду, що виявляє та виправляє помилки, коефіцієнти рівняння (7) повинні являти собою ряд 1; 3; 9; 27; 81;...[2]. У випадку таймерних сигналів з трьома ЗММ отримуємо:  $A_1 = 9$ ;  $A_2 = 3$ ;  $A_3 = 1$ ;  $A_0 = 27$ . В табл. 2 наведені вектори помилок та значення синдромів за умови, що  $e_0 = \pm 1$ , а кратність помилки  $n_k \leq 3$ .

Аналізуючи значення коефіцієнтів  $A_i$  з урахуванням виразів (8) і (9), легко показати, що надлишковий код, побудований на базі таймерних сигналів та здатний виправляти помилки кратності  $n_k = 3$ , має кодову віддаль  $d_T$  меншу за кодову віддаль коригуючого позиційного коду  $d_{\Pi}$ , який здатний виправляти помилки тієї самої кратності  $t_{\text{вп}} = 3$ :

$$d_{\Pi} = 2t_{\text{вп}} + 1 = 7; \quad d_T = A_2 + A_1 = 4.$$

Таблиця 2 – Значення синдромів для коду з трьома ЗММ

$r > 0$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
$x_1$	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1	1
$x_2$	0	1	1	1	-1	-1	-1	0	0	01	1	1	1
$x_3$	1	-1	0	1	-1	0	1	-1	0	1	-1	0	1
$r < 0$	26	25	24	23	22	21	20	19	18	17	16	15	14
	(-1)	(-2)	(-3)	(-4)	(-5)	(-6)	(-7)	(-8)	(-9)	(-10)	(-11)	(-12)	(-13)
$x_1$	0	0	0	0	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1	-1
$x_2$	0	-1	-1	-1	1	1	1	0	0	0	-1	-1	-1
$x_3$	-1	1	0	-1	1	0	-1	1	0	-1	1	0	-1

Численні розрахунки для різноманітних  $m, s, A_i$  показують, що з достатньою для практики точністю число реалізацій багатопозиційного таймерного коду на інтервалі  $T_c = m\tau_0$  можна визначати за формулою для коригуючого коду [5]

$$N_{pk} = \frac{N_p}{A_0}, \quad (12)$$

де  $N_p$  – число реалізацій таймерних сигналів на інтервалі  $m\tau_0$ , яке визначається

$$N_p = C_{ms-i(s-1)}^i \tau_c \geq \Delta(s+i), \quad i = 1; 2; \dots$$

На рис. 5 наведено залежності можливого числа реалізацій  $N_p$  таймерних сигналів з трьома ЗММ від тривалості сигнальної конструкції при  $s = 5$  та  $s = 15$  (тривалість вимірюється найквістовими відрізками).

Зважаючи на те, що при  $s = 5$  достатньо тільки виявлення помилок, а при  $s = 15$  – виявлення та виправлення на графіках наведено залежності потужності множин ТСК, виявляючи помилки  $N_p (S = 5): 7$  та виправляючи помилки  $N_p (S = 5): 27$ . Як бачимо, потужність коду при виправленні більше ніж при виявленні.

Таким чином, не змінюючи втрат у каналі за рахунок зменшення зони при виправленні помилок зміщень ЗММ можна отримати більшу швидкість передавання при виявленні помилок.

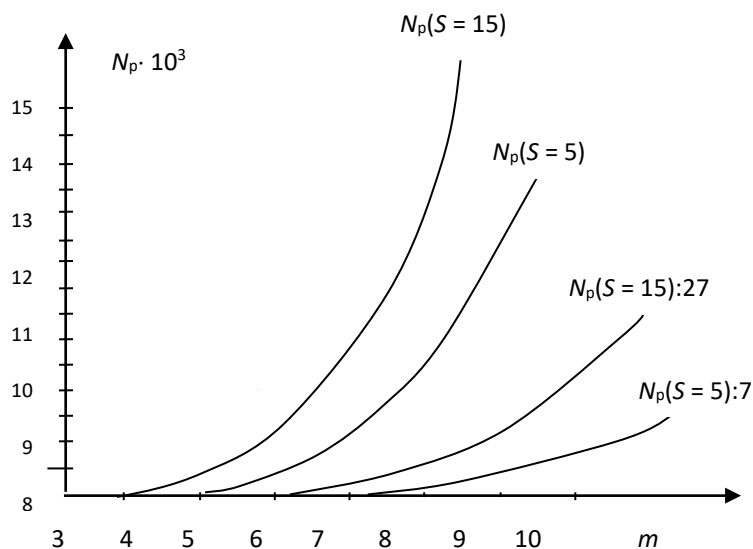


Рисунок 5 – Потужність множин ТСК при виправленні помилок

Динамічне декодування вигідно відрізняється від статичного декодування тим, що дозволяє враховувати закони розподілення помилок у каналі зв'язку. Для цього треба у відповідний спосіб змінювати програму ГКВ. Наприклад, за біноміального закону розподілення помилок ГКВ спочатку має генерувати всі послідовності з вагою  $r = 1$ , потім послідовності з вагою  $r = 2$  й т.д. Якщо спостерігаються пакети помилок, то ГКВ має бути перебудовано на формування послідовності  $Y_{0i}$  у порядку спадання найбільш імовірної ваги.

ЛІТЕРАТУРА:

1. Буга Н.Н. Основы теории связи и передачи данных / Буга Н.Н. – Ч. 4. – Л.: ЛВИКА им. А.Ф. Можайского, 1970. – 704 с.
2. Захарченко В.М. Синтез багатопозиційних часових кодів / Захарченко В.М. – К.: Техніка, 1999. – 281 с.
3. Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации / [А.Г. Зюко, А.И. Фалько, И.П. Панфилов, В.Л. Банкет и др.]; под ред. А.Г. Зюко. – М.: Радио и связь, 1985. – 272 с.
4. Витерби А.Д. Принципы цифровой связи и кодирования / А.Д. Витерби, Д.К. Омюра. – М.: Радио и связь, 1982. – 320 с.
5. Захарченко М.В. Системи передавання даних. – Т.І: Завадостійке кодування: підручник [для студ. вищ. техн. навч. закл.] / Захарченко М.В. — Одеса: Фенікс, 2009. – 448 с.

REFERENCES:

1. Buga N.N. Basis of telecommunication theory and data transmission / Buga N.N – Ч. 4. – Л.: ЛВИКА named after. A.F. Mozhaiskogo, 1970. – 704 p.
2. Zakharchenko V.M. Synthesis of multiposition time codes / Zakharchenko V.M. – К.: Техніка, 1999. – 281 p.
3. Noise immunity and efficiency of data transmission systems / [A.G. Zuko, A.I. Falko, I.P. Panfilov, V.L. Banket and other.]; edited by. A.G. Zuko. – М.: Radio and communication, 1985. – 272 p.
4. Viterbi A.D. Principles of digital communication and coding / A.D. Viterbi, D.K. Omura. – М.: Radio and communication, 1982. – 320 p.
5. Zakharchenko V.M. Systems of data transmission. – Т.І: error-control coding: book [for students of higher technical schools] / Zakharchenko M.V. — Odessa: Фенікс, 2009. – 448 p.