

Микола Васильович Захарченко (д-р техн. наук, професор)

Юрій Сергійович Горохов

Антон Сергійович Кріль

Сергій Володимирович Ковальчук

Одеська національна академія зв'язку ім. О.С. Попова, Одеса, Україна

КОДОВЕ УЩІЛЬНЕННЯ ПРИ ТАЙМЕРНИХ СИГНАЛАХ

В роботі проведено аналіз позиційних корегувальних кодів, встановлено число додаткових елементів визначених за межею Варшавова-Гільберта при заданих значеннях інформаційних елементів (m) і кодовою відстанню (d), встановлено межі числа додаткових елементів для фіксованих m . Встановлено значення максимальної швидкості передавання інформації за даних фіксованих меж. Показано, що потужність множини об'єднання двох джерел повідомлень рівної елементності $n_1 = n_2 = n_0$ при алфавіті каналу "а" і позиційному кодуванні, яке передбачає послідовну передачу коефіцієнтів полінома відповідного довжині загального кодового слова $n_1 + n_2 = 2n_0$ утворюючого множини M потужністю a^{2n_0} , забезпечуючих інформаційну ємність кожного кодового слова $2n_0 \log_2 a$ при інформаційній ємності одного Найквістового елемента $\log_2 a$ біт. Враховуючи основний недолік позиційного кодування – кратність елемента Найквіста відстані між суміжними моментами модуляції в роботі для забезпечення відсутності міжсимвольних завад запропоновано установити замість $\tau_{ei} = kt_0$ ($k \in 1, 2, \dots, z$) де z -ціле число, забезпечити $\tau_{ei} = t_0 + z\Delta \left(\Delta = \frac{t_0}{s}; s \in 2, 3 \right)$, s -ціле число, що забезпечило збільшення потужності реалізацій різних сигнальних конструкцій на інтервалі $\tau_{ei} = kt_0$.

Ключові слова: таймерні сигнали; ущільнення інформації.

Вступ

Постановка проблеми. Для забезпечення завадостійкості передачі по реальним каналам зв'язку використовуються корегувальні коди [3], в яких на основі інформаційної послідовності символів a_1, a_2, \dots, a_m формуються послідовності перевірочних елементів b_1, b_2, \dots, b_n . В залежності від вибору алгоритму декодування за допомогою перевірочних символів b_i декодер може виявляти та виправляти окремі види помилок.

Перевірочні символи b_i можуть бути сформовані як:

$$b_j = \sum_{i=0}^m a_i \alpha_{ji} \pmod{2},$$

α_{ji} – коефіцієнти, що визначають алфавіт каналу.

Число перевірочних символів в коригувальному коді залежить від кодової відстані d_e синтезуемого коду та числа інформаційних елементів первинного коду. Кількість коригуючих елементів "r" визначається межею Варшавова-Гільберта [2]

$$2^r \geq \sum_{i=0}^{d_e-2} C_{n-1}^i \quad (1)$$

В табл. 1 наведено конкретні значення r при заданих величинах для m при $d_1 = 3$; $d_2 = 5$; $d_3 = 7$; $d_4 = 11$ (для $m \in 5 \div 60$). $r = F(m, d)$.

Таблиця 1

Число перевірочних символів $r = F(m, d)$

$\frac{m}{d}$	5	8	12	16	24	32	40	48	56	60
3	4	4	5	5	5	6	6	6	6	7
5	9	10	11	12	13	14	15	16	16	17
7	14	16	17	19	21	22	23	24	25	25
11	23	26	29	31	34	36	38	39	41	41

із таблиці слідує:

в залежності від числа інформаційних елементів при $d \leq 3$ для $5 \leq m \leq 60$ значення $r < m$;

з ростом m і d кодова швидкість зростає (наприклад: при $m = 40, d = 7, n = 40 + 23$,

$R = \frac{40}{63} = 0,63$; при $m = 60, d = 7, n = 60 + 25$, і

відповідно кодова швидкість $R = \frac{60}{60+25} = 0,706$.

Наявність елементарної послілки при позиційному кодуванні, яка визначається полосою ΔF ("елементу Найквіста"), обмежує інформаційну ємність кодового слова (КС) яке визначається $\log_2 N_p = \log_2 a^n = n \log_2 a$, а одного елемента $\log_2 a$, і не тільки ефективність коду, а і мінімальну кодову відстань між кодограмами простого коду, що унеможливило при заданій елементності коду $T_k = nt_0$ реалізувати більше сигнальних конструкцій ніж a^n .

Аналіз останніх досліджень і публікацій. Питання побудови коригуючих позиційних кодів розглянуті в роботах Захарченко [1-3] показують, що для збільшення кількості реалізацій на заданому інтервалі часу необхідно зменшити відстань між кодовими словами.

Мета статті. Збільшення кількості інформації на інтервалі одного Найквістового елемента за рахунок збільшення числа реалізацій на інтервалі $T_c = nt_0$ ($N_p > a^n$).

Методи дослідження

Аналіз формування множин об'єднання декількох передаючих систем, які використовують загальний канал і коректувальні коди з кодовими відстанями, що відповідають різним критеріям помилок.

Виклад основного матеріалу дослідження

В Одеській національній академії зв'язку ім. О. С. Попова для формування більшої кількості на інтервалі T_k сигнальних конструкцій для збільшення інформаційної ємності запропоновано ввести два обмежуючі параметри [3].

Перший параметр обмежує мінімальну енергетичну відстань між дозволеними сигнальними конструкціями, яка визначається енергією елемента (Δ). На відміну від позиційного кодування, за якого мінімальна енергетична відстань визначається енергією Найквістового елемента, у запропонованих сигнальних конструкціях мінімальна відстань між ними в декілька разів менше "елемента Найквіста" $\Delta = t_0 / s$; $s \in 1, 2, \dots, k$ – ціле число.

Саме введення цього елемента дає змогу при обмеженій довжині кодового слова збільшувати число реалізацій. Сам елемент Δ розраховується із забезпеченням доцільної ймовірності приймання

на інтервалах "хорошого" стану каналу одного кодового слова замість переданого.

Другий параметр – мінімальна відстань між суміжними значущими моментами модуляції реалізованого кодового слова (τ_{ci} – має нижню межу, що дорівнює Найквістовому елементу)

$$\tau_{ci} \geq s\Delta + i\Delta = t_0 + i\Delta; i \in 0, 1, 2, \dots, z \quad (2)$$

де z – ціле число.

Перший доданок виразу (2) відповідає мініальному інтервалу, тобто Найквістовому елементу ($t_0 = s\Delta$), що забезпечує відсутність міжсимвольних завад, (перший критерій Найквісту), а доданок $i\Delta$ показує наскільки τ_{ci} більше Найквістового елемента, що формує відмінність кодових слів. При вказаних обмеженнях кількість реалізованих таймерних сигнальних конструкцій визначається [2] :

$$N_p = C_{ms-i(s-1)}^i = \frac{[ms - i(s - i)]!}{i!(ms - is)} \quad (3)$$

де i – число інформаційних відрізків сигналу на інтервалі кодового слова довжиною T_c – Найквістових елементів. Наприклад, для $t=8$ і $s=7$ при синтезі сигнальної конструкції з 3-х інформаційних відрізків ($i=3$)

$$N_p = C_{56-3(7-1)}^3 = C_{38}^3 = \frac{38!}{3!35!} = 8436,$$

що у 33 рази більше числа кодових слів при позиційному кодуванні при алфавіті каналу $a=2$.

З метою оцінки ефективності таймерного кодування порівняємо результати передавання інформації по каналам міської телефонної мережі (МТМ) м. Одеси для двох методів кодування (табл. 2):

розрядно-цифрове кодування (РЦК) з реєстрацією у середині посилання; використання таймерних сигнальних конструкцій (ТСК).

Таблиця 2

Вплив довжини конструкції на якість передавання

		РЦК		ТСК $s=7$ $i=3$			
n	$N_{пер}$	$N_{пом}$	$P_{п}$	n	$N_{пер}$	$N_{пом}$	$P_{п}$
20	100000	700	$7 \cdot 10^{-3}$	17	100000	11,50	$11,5 \cdot 10^{-3}$
40	100000	1500	$15 \cdot 10^{-3}$	33	100000	1620	$16,2 \cdot 10^{-3}$
10	100000	720	$7,2 \cdot 10^{-3}$	9	100000	104	$7,1 \cdot 10^{-4}$

Порівняння результатів передавання сигнальних конструкцій при використанні ТСК і РЦК з урахуванням їх довжин показують, що, незважаючи на те, що енергетична відстань при ТСК визначається зоною у сім разів меншою відносно РЦК ($\Delta = t_0/7$), ймовірності помилкового приймання КС різняться не суттєво, а в тих випадках, коли T_c (ТСК) < T_c (РЦК), імовірність помилкового приймання при ТСК може бути меншою порівняно з РЦК.

Аналізуючи табл. 2, звернемо увагу тільки на те що, практично, за рівних ймовірностей

приймання РЦК і ТСК число реалізацій ТСК на заданому інтервалі n в десятки разів більше, ніж реалізацій РЦК. Наприклад, згідно виразу (5) при $s=3$, $i=3$ на інтервалі $T_c = 10t_0$ можлива реалізація $N_p = 22100$ КС, а при РЦК $N_p = 1024$ ($2^{10} = 1024$). Коефіцієнт збільшення дорівнює 21,58 (22100/1024). Якщо ж формувати конструкції з п'яти інформаційними значущими моментами модуляції (ЗММ) ($i=5$), то на інтервалі $T_c = 10 t_0$ можлива реалізація 658008 КС [3], тобто коефіцієнт збільшення відносно РЦК

буде дорівнювати 642, 585. Таке число реалізацій суттєво збільшує пропускну здатність каналу (навіть при алфавіті каналу $a = 2$). Причому граничне значення пропускну здатності буде визначатися виразом

$$C_{\text{макс}} = \frac{\log_2 N_{p\Sigma}}{T_{\text{СК}}}, \quad (4)$$

де $T_{\text{СК}}$ – часовий інтервал сигнальної конструкції в числі Найквістових елементів; $N_{p\Sigma}$ – загальна кількість реалізацій, які можливо використовувати з урахуванням кількості ЗММ “і” в кодових словах.

Пропускна здатність двійкового каналу, представляючи максимальне значення швидкості передавання інформації за заданих фіксованих меж W_c , визначається

$$C = \sup \left[I(n, W_c) \right] \frac{\text{ДВ.ОД}}{c}; L_1 \in W_1 \dots; L_i \in W_i, \quad (5)$$

де W_i – обмеження на формуючі сигнали. При РЦК – це є границя на довжину одиничного елемента або мінімальну відстань між суміжними моментами модуляції ($t_0 = \frac{1}{2\Delta F}$ або $t_0 = \frac{1}{\Delta F}$). З виразу (5) випливає, що кількість інформації, яка передається на інтервалі одного двійкового елемента з урахуванням спотворень в каналі не перевищує

$I_0 = \log_2 2 - H_n = [1 + P_e \log_2 P_e + (1 - P_e) \log_2 (1 - P_e)]$. При формуванні сигналів на інтервалі $T_c = mt_0$ за мінімальної довжини елементарного сигналу Δ реалізується $2^{\frac{m}{\Delta}}$ ($2^{\text{мс}}$) сигналів. Що правда вони далеко не всі задовольняють умові селективності.

З дозволених для передавання ТСК (в яких окремі відрізки $\tau_{ci} \geq s\Delta$, та які формуються на проміжку часу $T_c = mt_0$ за вибраної величини Δ можуть бути СК: $N_p(1)$ – з одним інформаційним ЗММ; $N_p(2)$ – з двома ЗММ, $N_p(m-1)$ – з $(m-1)$ ЗММ. Слід відзначити що можлива тільки одна ТСК з m значущими моментами модуляції. Отже, $N_{p\Sigma} = N_p = N_p(1) + N_p(2) + \dots + N_p(m-1) + N_p(m)$.

Через те що в сумарному числі N_p різне число кодових комбінацій з i -моментами модуляції, то де число моментів модуляції “і” дорівнює:

$$\left. \begin{aligned} \bar{i} &= \sum_{i=1}^m P[N_p(i)] i \\ P[N_p(i)] &= \frac{N_p(i)}{N_{p\Sigma}} \end{aligned} \right\} \quad (6)$$

Кожна з таймерних сигнальних конструкцій за рівно ймовірних символів на вході може передати n біт інформації. $n_i = \log_2 N_p$.

Враховуючи (6), пропускна здатність каналу без завад дорівнює:

$$I_0 = \frac{\log_2 N_p - \bar{i} H \left(\frac{Z_i}{K_i} \right)}{m}. \quad (7)$$

Як приклад, на рис. 1 наведено залежності тривалості m сигнальних конструкцій які $N = 2^k, k \in 4 \dots 9$ за заданої потужності кодових множин і параметра s . З цих залежностей (рис.1) випливає, що при $s > 2$ для отримання $N_p = 2^m$ можна витратити час $T_c < m_0 t_0$.

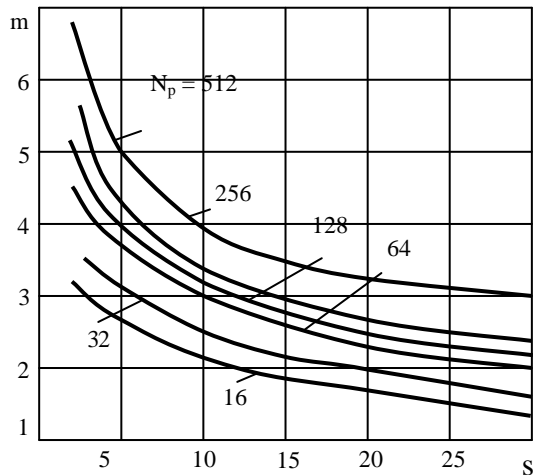


Рис. 1. Залежності $m=f(s)$ при $N=\text{const}$

При цьому нерівність тим більша, чим більше значення s . Наприклад, при передачі одного байта, $N_p = 2^8 = 256$ при $s = 7$ необхідно $m \approx 3,7t_0$. При необхідності реалізувати одночасну передачу інформації двох байтів на інтервалі одного байту необхідно забезпечити число станів не менше

$$N_p = 2^8 \times 2^8 = 65536 \text{ сигнальних конструкцій.}$$

При роботі по каналах з гауссівським шумом слід враховувати, що ймовірність помилкового приймання кодової конструкції ТСК (P_{Π}) визначається величиною зони Δ , середньоквадратичним відхиленням значущих моментів відтворення (ЗМВ) (σ), що в свою чергу, залежить від співвідношення сигнал/завада, а також числом переходів у слові (i) $P_{\Pi} = 1 - [\Phi(\Delta/2\sigma)]^{\bar{i}}$, де \bar{i} – середнє число ЗММ у кодовому слові

$$\Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\sigma}} \int_0^x e^{-\frac{t^2}{2}} dt$$

$\Phi(x)$ – інтеграл ймовірностей.

В табл. 3 наведено число реалізацій таймерних сигнальних конструкцій при заданих параметрах i, m, s .

Число реалізацій ТСК

i, m	i = 2					i = 3					i = 5			
	m=4	m=5	m=7	m=8	m=10	m=4	m=5	m=7	m=8	m=10	m=6	m=7	m=8	m=10
2	15	28	66	91	153	10	35	165	286	680	21	126	462	3003
5	66	136	351	496	861	56	286	1771	3276	9436	252	3003	15504	142506
7	120	253	666	946	1653	120	680	4495	8436	22100	792	11628	65780	658008

З табл. 3 випливає, що на інтервалі передачі $T_c=8t_0$ ($m=8$) при $s=7$, при яких забезпечується передача з імовірністю помилки $P < 10^{-8}$ в “хорошому” стані каналу [3] можливо реалізувати $N_p=8436$ сигнальних конструкцій ($N_p \gg 2^8$), що

забезпечує більшу інформаційну ємність одного Найквістового елементу $I_0^1 = \frac{\log_2 N_p}{m}$ навіть для бінарного каналу (табл. 4).

Таблиця 4

Інформаційна ємність одного Найквістового елементу

i, m	i = 2					i = 3					i = 5			
	m=4	m=5	m=7	m=8	m=10	m=4	m=5	m=7	m=8	m=10	m=6	m=7	m=8	m=10
2	0,97	0,96	0,86	0,81	0,73	0,83	1,03	1,05	1,02	0,94	0,73	1	1,11	1,16
5	1,51	1,42	1,21	1,12	0,97	1,45	1,63	1,54	1,46	1,32	1,32	1,18	1,74	1,71
7	1,72	1,6	1,34	1,24	1,07	1,72	1,88	1,73	1,63	1,44	1,63	1,93	2	1,93

Саме ця властивість таймерних сигналів (t_0) забезпечує реалізацію кодового ущільнення, яке забезпечує одночасну передачу інформації, наприклад, від двох побайтових джерел. Таким чином при необхідності передачі на інтервалі одного байта одночасно двох байт інформації потужність загальної множини реалізацій повинна становити $N_p = 2^8 \times 2^8 = 65536$ різних станів, для чого доцільно використати 65780 реалізації при $i=5, s=7, m=8$, що забезпечить необхідну кількість реалізацій на інтервалі одного байта.

З таблиці слідує, що інформаційну ємність двох біт інформації на інтервалі одного Найквістового елемента може бути досягнуто за умовою

ущільнення двох байтів інформації на інтервалі одного байта.

Слід зауважити, що при бажанні об'єднати передачу 3-х байтів інформації на інтервалі восьми елементів Найквіста необхідно реалізувати 16777216 кодових слів.

Висновки й перспективи подальших досліджень

Проаналізований в роботі метод, дозволяє забезпечити передачу на інтервалі одного байта двох байтів інформації. Подальші дослідження будуть спрямовані на передачу трьох байтів інформації на інтервалі одного.

Література

1. Захарченко М. В. Системи передавання даних: навч. посіб. для студентів вищих технічних навчальних закладів, які навчаються за напрямками: 6.050903 “Телекомунікації”; 6.050904 “Мережі та системи поштового зв'язку”; 6.050801 – 2014. 2. Захарченко М. В. “Радіотехніка”. – Т. 1: Ефективність блокового кодування / В. Й. Кільдішев, О. М. Мартинова, Д. Ю. Ільїн, Н. А. Трінтіна. – Одеса: ОНАЗ ім. О.С. Попова, 2014. – 488 с. 3. Захарченко М. В. Ефективність

корегуючих ТСК в односторонніх системах передачі / М. В. Захарченко, М. М. Гаджієв, С. В. Хомич, М. П. Кучеренко // Східно-європейський журнал передових технологій. – 2012. – Вип. 1/9. – С. 33–36. 4. Захарченко М. В. Пропускна здатність каналів при таймерних сигнальних конструкціях / М. В. Захарченко, М. М. Гаджієв, А. А. Русаловська // Матеріали XII міжнародної науково-технічної конференції ОНАЗ ім. О. С. Попова, Одеса. – 2013. – С. 186–188.

КОДОВОЕ УПЛОТНЕНИЕ В ТАЙМЕРНЫХ СИГНАЛАХ

Николай Васильевич Захарченко (д-р техн. наук, профессор)

Юрий Сергеевич Горохов

Антон Сергеевич Криль

Сергей Владимирович Ковальчук

Одесская национальная академия связи им. А.С. Попова, Одесса, Украина

В работе приведен анализ позиционных корректирующих кодов, установлено число дополнительных элементов определенных границей Варшавова-Гильберта при заданных значениях информационных элементов (m) и кодовым расстоянием (d), установлены границы числа дополнительных элементов для фиксированных m . Установлено значение максимальной скорости передачи информации при данных фиксированных границах. Показано что мощность множества

объединения двух источников сообщения равной элементной базы ($n_1 = n_2 = n_0$) при алфавите канала "a" и позиционном кодировании которое предусматривает последовательную передачу коэффициентов полинома соответствующий длине общего кодового слова $n_1 + n_2 = 2n_0$ образующего множество M мощностью a^{2n_0} , обеспечивающих информационную ёмкость каждого кодового слова $2n_0 \log_2 a$ при информационной ёмкости одного Найквистового элемента $\log_2 a$ бит. Учитывая основной недостаток позиционного кодирования – кратность элемента Найквиста расстоянию между смежными моментами модуляции в работе для обеспечения отсутствия межсимвольных помех предложено установить вместо $\tau_{ei} = kt_0 (k \in 1, 2, \dots, z)$ где z – целое число, обеспечит $\tau_{ei} = t_0 + z\Delta \left(\Delta = \frac{t_0}{s}; s \in 2, 3 \right)$, s – целое число. Что обеспечило увеличение мощности реализаций разных сигнальных конструкций на интервале $\tau_{ei} = kt_0$.

Ключевые слова: таймерные сигналы; уплотнение информации.

CODE DIVISION MULTIPLEXING IN TIMER SIGNALS

Mykola V. Zakharchenko (Doctor of Technical Sciences, Professor)

Yurii S. Horokhov

Anton S. Kril

Serhii V. Kovalchuk

Odessa National Academy of Telecommunications named after O. S. Popov, Odessa, Ukraine

In the paper the analysis of position correcting codes are given, the number of additional elements defined by the Varshamov-Hilbert boundary with the specified values of the informational element (m) and signal distance (d) is set, boundaries of additional elements number for the fixed m are defined. The value of maximum data rate with the fixed boundaries is defined. It is shown that the power of two sources message sum multiple of equal element base ($n_1 = n_2 = n_0$) with channel character set which provides sequential transmission of polynomial coefficient corresponding to generic code word length $n_1 + n_2 = 2n_0$ creating M multiple of a^{2n_0} power, providing information capacity of each code word $2n_0 \log_2 a$ with one Nyquist element $\log_2 a$ bit. Considering the main disadvantage of position coding – element multiplicity of the Nyquist distance between adjacent modulation moments in operation for presenting inter-symbol interference absence is proposed to define instead of $\tau_{ei} = kt_0 (k \in 1, 2, \dots, z)$, where z – integer to present $\tau_{ei} = t_0 + z\Delta \left(\Delta = \frac{t_0}{s}; s \in 2, 3 \right)$, s – integer that provided power increasing the implementation of different signal constructions at the interval $\tau_{ei} = kt_0$.

Keywords: timer signals; multiplexing.

References

- Zakharchenko M.V.** (2014), Data transfer systems: a manual for students of technical schools who are studying trends: 6.050903 Telecommunications; 6.050904 Network and system of postal communication. [Sistemi peredavnykh danih: navch. posib. dlya studentiv vi-schih tehnikh navchalnih zakladiv, yaki navchayutsya za napryamami: 6.050903 Telekomunikatsiyi; 6.050904 Merezhi ta sistemi poshtovogo zv'yazku]. **Zakharchenko M.V.**, Kildishev V.Y., Martynova O.M., Ilin D.Yu., Trintina N.A. (2014), Radio Engineering – Efficiency block coding [Radiotekhnika – EfektivniSt blokovogo koduvannya], ONAT, O.S Popov, Odessa.
- Zakharchenko M.V.**, Hadzhiiev M.M., Khomych S.V., Kucherenko M.P. (2012), The effectiveness of corrective TSC bilateral transmission systems. [EfektivniSt koreguyuchix TSK v odносторонnih sistemah peredachi], Eastern European advanced technology magazine. No. 1/9 pp. 33–36.
- Zakharchenko M. V.**, Hadzhyev M.M., Rusalovskaia A.A. (2013), Channel capacity in the timed signal constructions. [Propusknaya sposobnost kanalov pri taymernih signal-nih konstruktsiyah], Materials of XII International Scientific Conference ONAT. O.S Popov, pp. 186–188

Отримано: 21.10.2015 року