

УДК 621.391

С. П. БЕЛОВ, канд. техн. наук, Г. З. ХАЛИМОВ, канд. техн. наук,
С. А. СКРЕБЦОВ

АЛГОРИТМ ОПТИМИЗАЦИИ КОДОВОЙ СТРУКТУРЫ ДЛЯ МЕТЕОРНОГО РАДИОКАНАЛА СВЯЗИ

Известно [1], что метеорные следы с линейной плотностью электронной концентрации (q) меньшей, чем 10^{14} электрон/м, называемые ненасыщенными, появляются в 100 раз чаще, чем следы с $q > 10^{14}$ электрон/м. Исходя из этого, при создании метеорного радиоканала связи (МРКС) в основном ориентируются на следы с $q < 10^{14}$ электрон/м.

В статье рассматривается алгоритм выбора структуры блочных (n, k, t') -кодов, оптимальной для данного МРКС. При поиске оптимальной кодовой структуры будем минимизировать среднюю вероятность ошибки на символ $P_{\text{ош}}$ блочного (n, k, t') кода. Средняя вероятность

ошибки на символ блочного (n, k, t') -кода согласно работе [2] для каналов с постоянными параметрами имеет вид

$$P_{\text{ош}} = \sum_{j=t'+1}^{n-t'} \frac{j+t'}{n} P_{0j} + \sum_{j=n-t'+1}^n P_{0j}, \quad (1)$$

где

$$P_{0j} = \binom{n}{j} P_0^j (1 - P_0)^{n-j}; \quad P_0 = P_0 \left(\frac{E}{N_0} \right);$$

E — энергия принимаемого сигнала, необходимая для передачи одного кодового символа; N_0 — спектральная плотность мощности шума.

При использовании формулы (1) для оптимизации структуры блочных (n, k, t') -кодов в МРКС, который характеризуется непостоянством параметров, представляется целесообразным вначале более детально проанализировать изменение отношения энергии приходящих сигналов к спектральной плотности мощности шума в течение времени существования метеорного следа (МС).

Известно [3], что мощность сигнала в точке приема, отраженного от ненасыщенного следа, уменьшается с течением времени по экспоненциальному закону. В математической форме данное изменение может быть записано следующим образом: $P(t) = \bar{P}_0 \exp\{-\lambda t\}$ (2), где \bar{P}_0 — мощность сигнала в момент t_0 появления МС; λ — коэффициент пропорциональности.

Учитывая (2), отношение энергии принимаемого сигнала, необходимой для передачи одного бита информации, E_c к спектральной плотности мощности шума N_0 для МРКС запишем

$$\frac{E_c}{N_0} = \int_{t_1}^{t_2} \frac{\bar{P}_0}{N_0} e^{-\lambda t} dt = \frac{1}{\lambda} \frac{\bar{P}_0}{N_0} [e^{-\lambda t_1} - e^{-\lambda t_2}], \quad (3)$$

где $t_2 - t_1 = T_a$ — время, затрачиваемое на передачу одного бита информации.

Предположим, что длительности всех кодовых символов равны. Тогда для i -го кодового символа в пакете сообщения получим

$$\frac{E_i}{N_0} = \frac{\bar{P}_0}{N_0 \lambda} \left[1 - e^{-\lambda \frac{T}{N}} \right] e^{-(i-1)\lambda \frac{T}{N}}, \quad (4)$$

где T — длительность МС, равная длительности пакета сообщения; N — количество кодовых символов в пакете.

Из выражения (4) нетрудно понять, что $\frac{E_i}{N_0} \neq \frac{E_{i+1}}{N_0}$, поэтому средняя вероятность ошибки на символ блочных (n, k, t') -кодов при передаче пакета сообщения в МРКС будет выглядеть как

$$P_{\text{ош}} = \frac{1}{N_{\text{инф}}} \sum_{i=1}^r P(\alpha_i), \quad (5)$$

где $N_{\text{инф}}$ — количество информационных символов в пакете, причем $N_{\text{инф}} = \sum_{i=1}^{\tau'} \tau_i$; $\tau_i = k_i$ — количество информационных символов в i -м кодовом слове; P_i — средняя вероятность ошибки в i -м кодовом слове; τ' — количество кодовых слов в пакете сообщения. С учетом (1) и (4) для i -го кодового слова получим

$$P_i = \sum_{l=t'_i+1}^{n_i-t'_i} \frac{l+t'_i}{n_i} P_{0il} + \sum_{l=n_i-t'_i+1}^{n_i} P_{0il}, \quad (6)$$

где

$$P_{0il} = \binom{n_i}{j} P_{0i}^j (1 - P_{0i})^{n_i-j}; \quad P_{0i} = P_{0i} \left(\frac{E_i}{N_0} \right)$$

(n_i , k_i , t'_i) — параметры i -го блочного кода.

Таким образом, подставляя (6) в (5), получаем окончательное выражение для $P_{\text{ош}}$ применительно к использованию в МРКС:

$$P_{\text{ош}} = \left[\sum_{i=1}^{\tau'} \left\{ \sum_{l=t'_i+1}^{n_i-t'_i} \frac{l+t'_i}{n_i} C_{n_i}^l P_{0i}^l (1 - P_{0i})^{n_i-l} + \sum_{l=n_i-t'_i+1}^{n_i} C_{n_i}^l P_{0i}^l (1 - P_{0i})^{n_i-l} \right\} \tau_i \right] \frac{1}{\sum_{i=1}^{\tau'} \tau_i}. \quad (7)$$

Задача синтеза алгоритма оптимизации кодовой структуры состоит в отыскании вектора $\bar{\gamma} (l_s, i)$, где l_s — номер блочного (n , k , t') кода из систематизированного набора M кодов ($\varepsilon = \bar{1}, \bar{M}$), доставляющего минимум критериальной функции $P_{\text{ош}}$, определяемой выражением (7), при ограничении $N_{\text{инф}} = \text{const}$.

Для поиска минимума $P_{\text{ош}}$ удобно применить метод локальных вариаций (МЛВ), изложенный в работе [4], так как МЛВ особенно эффективен для функций, представимых в дискретном виде (5). Применительно к сформулированной задаче метод МЛВ будет состоять из следующих операций.

Шаг 0. Выбрать такую точку $z_0 \in R^2$, что множество $C(z_0) = \{z | P_{\text{ош}}(z) \leq P_{\text{ош}}(z_0)\}$ ограничено. Выбрать $\rho_0 > 0$.

Представим $z_0 (i_0, l_0)$, где i — номер блока ($i_0 = 1$), а l — номер кода ($l_0 = 1$) из систематизированного набора M кодов по k_l . Результат систематизации запишем как $k_0 < k_1 < \dots < k_M = K$ ($k_l = \bar{1}, \bar{M}$).

Шаг 1. Положить $i_l = i_0 = 1$, $l = l_0 = 1$, положить $z = z_0$. Вычислить $P_{i_l}(l)$ по формуле (8):

$$P_{i_l}(l) = \left\{ \sum_{j=t'_i+1}^{n_i-t'_i} \frac{j+t'_i}{n_i} C_{n_i}^j P_{0il}(l) (1 - P_{0il}(l))^{n_i-j} + \sum_{j=n_i-t'_i+1}^{n_i} C_{n_i}^j P_{0il}(l) (1 - P_{0il}(l))^{n_i-j} \right\}$$

$$+ \sum_{i=n_i}^{n_i} C_{n_i}^l P_{0i}^l(l) (1 - P_{0i}(l))^{n_i-l} \tau_{i_j} \quad (8)$$

Шаг 2. Если $\sum_{i=1}^{\tau} \tau_{i_j} < N_{\text{инф}}$, то $i_j = i_j + 1$ и перейти к шагу 1;

иначе перейти к шагу 3.

Шаг 3. Вычислить $P_{\text{ош}}$ по формуле (7).

Шаг 4. Положить $\rho = \rho^*$.

Шаг 5. Положить $j = 1$.

Шаг 6. Вычислить $P_{i_j}(l + \rho d_{j'})$, где $d_1 = e_1$, $d_2 = -e_1$, $d_3 = e_2$, $d_4 = -e_2$, ..., $d_{2M-1} = e_M$, $d_{2M} = -e_M$; e_v для $v = 1, \dots, M$ является v -м столбцом единичной матрицы размера $M \times M$.

Шаг 7. Если $\sum_{i=1}^{\tau} \tau_{i_j} < N_{\text{инф}}$, то $i_j = i_j + 1$ и перейти к шагу 6,

иначе перейти к шагу 8.

Шаг 8. Вычислить $P_{\text{ош}}(i_j, l + \rho d_{j'})$.

Шаг 9. Если $P_{\text{ош}}(i_j, l + \rho d_{j'}) < P_{\text{ош}}(i_j, l)$, то положить $l = l + \rho d_{j'}$ и перейти к шагу 6, иначе перейти к шагу 10.

Шаг 10. Положить $i_j = i_j^*$; $l = l^*$.

Шаг 11. Положить $P_{i_j} = P_{i_j^*}$.

Шаг 12. Положить $i_j = i_j^* + 1$.

Шаг 13. Положить $P_{i_j} = P_{i_j} + P_{i_j^*}$.

Шаг 14. Если $i_j \leq \tau'$, то перейти к шагу 1, иначе останов процедуры.

У т в е р ж д е н и е. Алгоритм осуществляет поиск минимума целевой функции $P_{\text{ош}}$.

Для доказательства утверждения представим $z \in R^n$. Исключив проверочный шаг 2 и определив $\tau' = \text{const}$, а также учитывая конечность набора кодов M , приходим к алгоритму поиска общего вида минимума целевой функции по МЛВ [4].

Заметим, что предложенный алгоритм осуществляет поиск локального минимума, поэтому вектор \bar{y} будет характеризовать рациональную кодовую структуру. Для поиска оптимальной кодовой структуры процедуру нахождения вектора \bar{y} следует повторять до тех пор, пока $P_{\text{ош}}$ не будет одинаковой на k' -м и $(k' + 1)$ -м шагах.

Таким образом, применение предложенного алгоритма позволяет выбирать кодовые структуры, имеющие минимальную избыточность, необходимую для обеспечения заданной помехоустойчивости при передаче каждого пакета информации и, как следствие, повысить пропускную способность МРКС по сравнению с алгоритмом выбора кодовых структур, приведенном в работе [5].

Список литературы: 1. Stephen J. Morin. A comparison of digital modulation techniques for meteor burst communications // Milcom, IEEE Cat. 1987. N 87CH2493-5/87/0000-0064. P. 64-67. 2. Теория кодирования / Т. Касами, Н. Токура, Е. Ивадари, Ф. Инагаки / Пер. с яп. А. В. Кузнецова, М., 1978.

576 с. 3. *Метеорная радиосвязь на ультракоротких волнах* / Под ред. А. Н. Казанцева. М., 1961. 287 с. 4. *Полак Э. Численные методы оптимизации. Единый подход* / Пер. с англ. Ф. И. Ерешко. М., 1974. 376 с. 5. *Gaurence B. Milstein, Donald L. Schilling. Performance of meteor — burst communication channels* // J. on Selected Areas in communications. 1987. Vol. SAC-5, N 2. P. 146—154.

Поступила в редколлегию 20.12.89