

АЛГОРИТМ ВИБОРУ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ

На сучасному етапі розвитку суспільства інформаційні телекомунікаційні системи відіграють одну з найважливіших ролей в організації і забезпеченні більшості сфер діяльності людства.

Одним із способів передачі даних на скільки завгодно великі відстані є застосування хвиль короткохвильового діапазону (3-30 МГц), що розповсюджуються навколо земної кулі за рахунок одноразового та багаторазового відбиття від іоносфери (тобто іонізованої оболонки атмосфери) і називаються іоносферними або просторовими. Даний вид зв'язку відноситься до систем магістрального короткохвильового радіозв'язку. Однак у багатьох реальних каналах зв'язку простим вибором сигналів не вдається забезпечити граничні значення пропускної здатності і мінімальну ймовірність помилки, отримані Шенноном і Котельниковим. Підвищення вірогідності в цих каналах досягатиметься, в першу чергу, за рахунок використання завадостійких кодів. Тому, задача кодування повідомлень при передачі їх по каналу зв'язку з завадами значно ускладнюється. Тут необхідно враховувати не тільки статистику джерела повідомлень, але і шкідливий вплив завад.

Для оцінки завадостійкості каналу зв'язку пропонується використовувати критерій, відповідно до якого завадостійкість оцінюється забезпеченням необхідної ймовірності правильного прийому сигналу $P_{\text{пп}}$ та ймовірності виявлення помилки $P_{\text{вп}}$ в кодовому сигналі. Ці параметри залежать від стану каналу радіозв'язку, а саме, ймовірності викривлення одного символу в двійковому каналі P_0 , мінімальної довжини Хеммінга d_{min} , довжини коду n , кількості перевірочних елементів r для застосування завадостійкого коду і можуть бути визначені за формулами:

$$P_{\text{пп}} = \sum_{i=0}^t (C_n^i p_0^i) (1 - p_0)^{n-i} \quad (1)$$

$$P_{\text{вп}} = \sum_{i=t+1}^r (C_n^i p_0^i) (1 - p_0)^{n-i} \quad (2)$$

В даному випадку t і r кількісно характеризують коригувальну здатність і здатність щодо виявлення вихідного (n, k) коду і задаються відповідними відносинами

$$t = \left\lfloor \frac{d_{\text{min}} - 1}{2} \right\rfloor; r = d_{\text{min}} - 1 \quad (3)$$

де d_{min} визначає мінімальну відстань по Хеммінгу між всіма можливими кодовими комбінаціями початково-заданого (n, k) коду; $\lfloor \]$ - оператор, який виділяє цілу частину.

Оцінка для довільного (n, k) коду визначається межами Плоткіна і Хеммінга:

$$\left\{ \begin{array}{l} d \leq \frac{n2^{k-1}}{2^k - 1} \\ n - k \leq \log_2 \sum_{i=0}^{\frac{d-1}{2}} C_n^i \end{array} \right\} \quad (4)$$

По суті рішення зводиться до:

$$2^{\frac{\frac{n2^{k-1}}{2^k - 1} - 1}{2}} \geq \sum_{i=0}^{\frac{d-1}{2}} C_n^i \quad (5)$$

У якості критерія роботи алгоритму вибрано співвідношення середнього значення кількості інформації k/n на одну кодову комбінацію і контроль цього параметра дозволяє адаптивно змінювати як алгоритм кодування, так і довжину кодової комбінації, що ілюструється наведеними вище графіками. Відносне значення співвідношення (кількість інформаційних розділів) / (кількість розрядів кодової комбінації) у вигляді $(n - k) / \log_2 n$ прямо вказує на кількість помилок, які потрібно виправляти в кодовій комбінації.