

## ИТЕРАЦИОННОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ ТУРБО-КОДОВ В КАНАЛЕ С ПАМЯТЬЮ

Карташевский В.Г., Мишин Д.В.

Поволжская государственная академия телекоммуникаций и информатики  
443010, г. Самара, ул. Л. Толстого, 23, кафедра АЭС  
тел.: (846-2) 33-69-25, тел./факс: 24-26-49, e-mail: teleinfo@mail.ru

Использование радиоканалов с временным рассеянием для реализации новых видов услуг связи (межкомпьютерный обмен, телефакс, телекс, видеотекст, электронная почта и т.д.) может существенно повысить их экономическую эффективность и конкурентоспособность с кабельными каналами. Основным препятствием широкого использования таких каналов в настоящее время является их недостаточная помехозащищенность и низкая скорость передачи информации и обработки сигналов.

Для увеличения надежности передачи информации по цифровым каналам предназначено кодирование с исправлением ошибок. Проблема проектирования хороших кодов традиционно была связана с тем, что, при разработке кодов с большой исправляющей способностью, обычно возникали серьезные трудности при построении для них декодирующих устройств. В 1993 году было предложено новое семейство сверточных кодов – «турбо-коды» [1]. Пример простейшего кодера турбо-кода приведен на рис. 1, из которого очевиден принцип формирования проверочных символов.

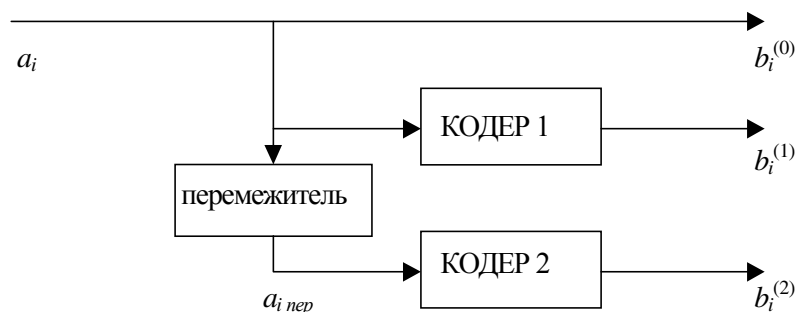


Рис. 1. Простейший турбо-кодер со скоростью 1/3

Турбо-кодирование породило свежий подход к созданию хороших помехоустойчивых кодов с возможностью их декодирования декодерами невысокой сложности. Также известно, что для декодирования турбо-кодов используется итерационное декодирование. Идея итерационного декодирования связана с использованием «мягких» промежуточных решений.

В схему обычного турбо-декодера входят два или более вычислителя апостериорной вероятности, на выходах которых получают «мягкую» информацию относительно переданных символов. Первый вычислитель определяет значения вероятностного распределения переданной последовательности и передает эту информацию следующему вычислителю. Данный вычислитель, используя полученную информацию, вычисляет собственную версию вероятностного распределения. Подобный обмен информации между вычислителями и называется итерацией. После некоторого числа итераций  $N$  решение может быть получено на выходе второго вычислителя различными способами. Следует отметить, что после каждой итерации качество вычисленной вероятности улучшается.

Перенесем идею итерационного улучшения качества «мягкого» решения на прием дискретных сообщений, поступающих из непрерывного канала с памятью. Будем учитывать, что операции демодуляции и декодирования объединены в единый процесс обработки. Структура такого приемника изображена на рис. 2.

При синхронной передаче последовательности кодовых символов на выходе турбо-кодера  $B = \{b_i\}$ ,  $i = \overline{1, K}$ , в месте приема наблюдается сигнал:

$$z(t) = S_j(t) + n(t), \quad (1)$$

где при линейных видах модуляции

$$S_j(t) = \sum_{i=0}^K b_{ij} g(t - (i-1)T), \quad (2)$$

- $b_{ij}$  –  $i$ -тая реализация принимаемого сигнала, соответствующая  $j$ -му набору кодовых символов  $B$ .  
 $g(t)$  – импульсная реакция канала, длительностью  $MT$ ,  
 $M$  – память канала, выраженная числом тактовых интервалов  $T$ ,  
 $n(t)$  – реализация гауссовского случайного процесса типа «белого» шума со спектральной плотностью  $N_0$ ,  
 Рис. 2 показывает, что (в предположении правильной работы системы синхронизации) зашумленные

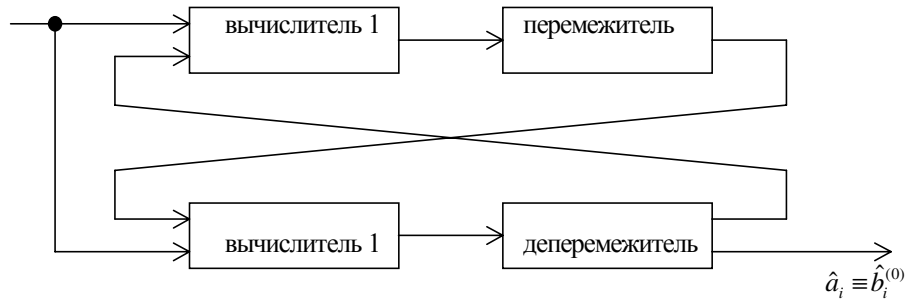


Рис. 2 Приемник сигналов с турбо-кодированием

отсчеты принимаемого сигнала  $z(t)$  поступают на вход последовательно в заданном порядке

$$z = z_0 z_1 z_2 \dots = z_0^{(0)} z_0^{(1)} z_0^{(2)} z_1^{(0)} z_1^{(1)} z_1^{(2)} z_2^{(0)} z_2^{(1)} z_2^{(2)} \quad (3)$$

Эти отсчеты являются исходной информацией для вычисления оценок апостериорной вероятности переданных символов.

В докладе рассматривается способ, основанный на применении алгоритма «приема в целом с поэлементным принятием решения» (ПЦППР) [2], реализация которого подразумевает использование обратной связи по решению (ОСР). Так же как и в канале без памяти итерационное декодирование основано на использовании «мягких» решений, которые при применении алгоритма ПЦППР получаются совмещением операций демодуляции и декодирования [3].

Для рассматриваемого примера (рис. 1) оценки апостериорной вероятности приема символа на каждой фазе каждой итерации могут быть представлены произведением оценок апостериорных вероятностей, характеризующих процесс только демодуляции на интервале памяти канала и процесс совмещения демодуляции и декодирования на расширенном интервале анализа с учетом корректирующих свойств кода.

Запишем отношение правдоподобия, полученное на первом шаге (выход вычислителя 1) первой итерации:

$$\Lambda_1^1(a_i) = \Lambda(a_i)_{DM} \cdot \Lambda_1^1(a_i)_{DK}, \quad (4)$$

В формуле (4)

$$\Lambda(a_i)_{DM} = \frac{w(\{z_i\}/b_i^{(0)} = 0)}{w(\{z_i\}/b_i^{(0)} = 1)}, \quad (5)$$

где  $w(\cdot)$  – символ условной плотности вероятности,

– отношение правдоподобия, вычисленное без учета корректирующих свойств кода. Это отношение определяется по выходу демодулятора с учетом свойств канала и используемого вида модуляции.  $\Lambda(a_i)_{DM}$  остается неизменной при всех итерациях.

Отношение правдоподобия

$$\Lambda_1^1(a_i)_{DK} = \frac{P(\hat{B}_{(i)}^{(0)}, \hat{B}^{(1)} / a_i = 0)}{P(\hat{B}_{(i)}^{(0)}, \hat{B}^{(1)} / a_i = 1)}, \quad (6)$$

где  $\hat{B}_{(i)}^{(0)} = \{\hat{b}_0^{(0)}, \hat{b}_1^{(0)}, \dots, \hat{b}_{i-1}^{(0)}, \hat{b}_{i+1}^{(0)}, \dots\}$ ,

характеризует информацию о символе  $a_i$  и вычисляется с учетом корректирующих свойств кода по первым проверочным символам  $\hat{B}^{(1)}$ .

На втором шаге (выход вычислителя 2) первой итерации вычисляется отношение апостериорных вероятностей  $\Lambda_1^2(a_{i\text{пер}})$ , относящееся к информационному символу на выходе перемежителя  $a_{i\text{пер}}$ .

$$\Lambda_1^2(a_{i\text{пер}}) = \Lambda(a_{i\text{пер}})_{DM} \cdot \Lambda_1^1(a_i)_{DK} \cdot \Lambda_1^2(a_{i\text{пер}})_{DK} \quad (7)$$

При переходе от одной итерации к другой вычислители оценок апостериорной вероятности обмениваются, с использованием перемежителей, предварительными оценками, полученными на разных шагах одной итерации. Эти оценки рассчитываются по результатам выполнения совмещенных операций демодуляции и декодирования при обработке принятого сигнала по проверочным символам, относящимся к соответствующим информационным символам, разнесенным во времени.

На второй итерации (первый шаг) получаем

$$\Lambda_2^1(a_i) = \Lambda(a_i)_{DM} \cdot \Lambda_1^2(a_{i\text{ пер}})_{DK} \cdot \Lambda_2^1(a_i)_{DK} \quad \text{и т.д.} \quad (8)$$

Таким образом, на  $N$ -ой итерации (второй шаг) вычисляется

$$\Lambda_N^2(a_{i\text{ пер}}) = \Lambda(a_{i\text{ пер}})_{DM} \cdot \Lambda_N^1(a_i)_{DK} \cdot \Lambda_N^2(a_{i\text{ пер}})_{DK} \quad (9)$$

Разделение обработки принятого сигнала по разным проверочным символам осуществляется с использованием вычислителя обобщенного максимального правдоподобия. В этом случае реализуется полный перебор гипотез относительно разрешенных кодовых комбинаций на соответствующей фазе итерации и сопутствующий полный перебор реализаций проверочных символов другой фазы итерации.

Литература

1. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P., "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-Codes," ICC'93, Geneva, Switzerland, pp. 1064-1070, May 1993.
2. Кловский Д.Д. Передача дискретных сообщений по радиоканалам. -М.: Радио и связь, 1982.- 304с.
3. Кловский Д.Д., Карташевский В.Г., Белоус С.А. Прием сигналов со сверточным кодированием в канале с межсимвольной интерференцией // Проблемы передачи информации, №2, 1991.