

МЕТОДЫ ПОСТРОЕНИЯ И ПРИЕМА НЕПРИВОДИМОГО СМЕННОПОСЫЛОЧНОГО КОДА

Ф. А. Катков, Ю. П. Жураковский, В. В. Маслов

Киев

При разработке аппаратуры передачи информации стремятся к более эффективному использованию канала связи, т. е. к передаче по нему возможно большего количества информации. Эффективность передачи в значительной степени определяется эффективностью принятого кода.

Проведенный анализ показывает [1], что наибольшую скорость передачи информации при любом алфавите обеспечивает неприводимый сменнопосылочный код.

Принцип его построения заключается в делении на группы сочетаний из n_c используемых частотных позиций по m_c частот в одной посылке. Сочетания, входящие в первую группу, используются для образования только первых посылок, сочетания, входящие во вторую группу, — только для образования вторых посылок кодовых комбинаций и т. д. Следовательно, перестановки не используются. Количество групп равно количеству временных позиций (посылок) n_b . Такой код обладает свойством неприводимости, и отдельные кодовые комбинации могут посылаться в канал связи последовательно без разделительных пауз.

Для оценки кода пользуются несколькими понятиями, одним из которых является помехоустойчивость.

В качестве основного критерия оценки помехоустойчивости систем передачи дискретной информации используются вероятность подавления передаваемого знака и вероятность образования ложного знака. Появление ложных знаков может происходить как из передаваемых сигналов, так и из одних помех.

Вероятность правильного приема $P_{пр}$, вероятность подавления знака (вероятность отказа в приеме заказа) $P_{п.з}$ и вероятность образования ложного знака (вероятность неправильного приема) $P_{л.з}$ образуют полную группу событий, т. е.

$$P_{пр} + P_{п.з} + P_{л.з} = 1, \quad (1)$$

откуда вероятность искажения (ошибки) переданного знака

$$P_{ош} = 1 - P_{пр} = P_{п.з} + P_{л.з}. \quad (2)$$

При расчете вероятности подавления знака и вероятности ложного приема следует иметь в виду, что передача информации осуществляется кодовыми комбинациями, состоящими из двух двухчастотных посылок. Паузы между посылками кода и кодовыми комбинациями отсутствуют. Условимся, что в приемнике происходит поэлементный прием и применена защита по числу одновременно принимаемых сигналов, при которой одновременный прием двух и более сигналов приводит к отказу в приеме посылки.

Так как комбинация кода состоит из двух посылок, то вероятность подавления знака определяется суммой вероятностей подавления первой и второй посылки, т. е.

$$P_{п.з} = P'_п + P''_п \quad (3)$$

При

$$\begin{aligned} P'_п &= P''_п = P_п \\ P_{п.з} &= 2P_п, \end{aligned} \quad (4)$$

Аналогично

$$P_{л.з} = P'_л + P''_л \quad (5)$$

При

$$\begin{aligned} P'_л &= P''_л = P_л \\ P_{л.з} &= 2P_л, \end{aligned} \quad (6)$$

Вероятность подавления посылки [2]

$$P_п = (n_ч - 2) P_{л.з} + 2P_{п.з}, \quad (7)$$

где $P_{п.з}$ — вероятность подавления элементарного сигнала;

$P_{л.з}$ — вероятность ложного срабатывания на какой-либо частотной позиции.

Подставив значение выражения (7) в (4), получим

$$P_{п.з} = 2[(n_ч - 2) P_{л.з} + 2P_{п.з}]. \quad (8)$$

Ложный прием посылки в основном происходит при подавлении одного из двух элементарных сигналов и одновременном возникновении ложного сигнала, который с оставшимся неподдавленным сигналом составляет разрешенную посылку.

Если обозначить через S_1 и S_2 количество взаимных переходов соответственно в первой и во второй посылках, то

$$P'_л = 2S_1 P_{п.з} P_{л.з}; \quad (9)$$

$$P''_л = 2S_2 P_{п.з} P_{л.з}. \quad (10)$$

После подстановок выражений (9) и (10) в (5)

$$P_{л.з} = 2SP_{п.з} P_{л.з}, \quad (11)$$

где

$$S = S_1 + S_2. \quad (12)$$

Вероятность ошибки при приеме кодовой комбинации [2] равна сумме вероятностей $P_{п.з}$ и $P_{л.з}$

$$P_{ош} = 2[(n_ч - 2) P_{л.з} + 2P_{п.з}] + 2SP_{п.з} P_{л.з}. \quad (13)$$

Проведенные исследования показывают, что вероятность подавления элементарного сигнала $P_{п.з}$ в телефонных каналах характеризуется величиной $5 \cdot 10^{-4} + 10^{-5}$ при длительности посылок не менее 5 мсек.

Из формулы (13) видно, что вероятность ложного приема кодовой комбинации на несколько порядков меньше вероятности подавления. Поэтому вероятность ошибки определяется в основном вероятностью подавления кодовой комбинации.

Расчеты показывают, что вероятность подавления кодовой комбинации составляет $10^{-3} - 10^{-4}$. Так как при передаче производственно-технической информации вероятность ошибки не должна превышать значений $10^{-5} - 10^{-6}$, то для получения необходимой достоверности передачи нужно применить специальные методы уменьшения ошибок.

Непереводимый сменнопосылочный код относится к кодам, обнаруживающим ошибки. Естественно предположить, что достоверность можно повысить путем переспроса подавленных знаков. Для организации систем с переспросом необходим канал обратной связи, по которому передавалась бы информация от приемника к передатчику. Применение канала связи дает возможность устранить подавление знаков.

Дальнейшее повышение достоверности передачи можно получить, используя соответствующим образом избыточность непереводимого сменнопосылочного кода.

Для передачи сообщений алфавитом в 32 знака необходимы шесть частотных позиций. При $n_4 = 6$ и $m_4 = 2$ можно получить 56 кодовых комбинаций. Избыточность, получаемая при этом,

$$И = 1 - \frac{\log_2 32}{\log_2 56} = 0,17.$$

С другой стороны (13) достоверность определяется количеством взаимных переходов S . Следовательно, задача заключается в том, чтобы из полного объема кодовых комбинаций выбрать необходимое количество комбинаций, для которых S было бы минимальным.

При построении комбинации сменнопосылочного кода сочетания из n_4 используемых частотных позиций по m_4 частот в каждой посылке делятся на группы, количество которых равно числу временных позиций n_4 . Но сочетания можно разбить на группы и по следующему принципу: в первую группу входят сочетания, составленные из соседних элементов, во вторую — сочетания, составленные из элементов, отстоящих друг от друга на один элемент и т. д.

При $m_4 = 2$ получаем:

I группа: 12, 23, ..., $n_4 1$;

II группа: 13, 24, ..., $n_4 2$;

Количество групп и сочетаний в группе зависят от общего количества элементов n_4 . При n_4 четном и $m_4 = 2$ количество групп равно $\frac{n_4}{2}$, из которых одна содержит $\frac{n_4}{2}$ сочетаний, а остальные $\frac{n_4}{2} - 1$ групп — по n_4 сочетаний. При n_4 нечетном и $m_4 = 2$ количество групп равно $\frac{n_4 - 1}{2}$. Все группы содержат по n_4 сочетаний. Каждая группа сочетаний характерна тем, что количество взаимных переходов в группе $S_1 = 1$.

Если формировать посылки кодовых комбинаций из отдельных групп сочетаний (например, первые посылки из первой группы, вторые — из второй группы и т. д.), получим количество взаимных переходов в посылках.

$$S_1 = S_2 = 1,$$

а в комбинациях кода S равно двум.

При формировании определенных посылок из разных групп (первые посылки из первой и второй, вторые — из третьей и т. д.) количество взаимных переходов в кодовой комбинации равно количеству групп, принятых для образования комбинаций кода.

Применяя вышеизложенный принцип разбиения сочетаний, при $n_4 = 6$ получим следующие три группы с $S_1 = 1$:

- 1) 12, 23, 34, 45, 56, 61;
- 2) 13, 24, 35, 46, 51, 62;
- 3) 14, 25, 36.

На рис. 1 эти группы представлены графически.

Комбинируя между собой сочетания групп, получим при $S = 2$ $M = 6 \cdot 6 = 36$ или $M = 6 \cdot 3 = 18$ комбинаций кода, а при $S = 3$ $M = (6 + 6)3 = 36$ или $M = 6(6 + 3) = 54$ кодовых комбинаций.

При $M = 32$ посылки необходимо формировать соответственно из первых двух групп. В этом случае ошибки в передаче сообщений неприводимым сменнопосылочным кодом при наличии обратной связи.

$$P_{\text{ош}} = 4P_{\text{п.э}}P_{\text{л.э}}. \quad (14)$$

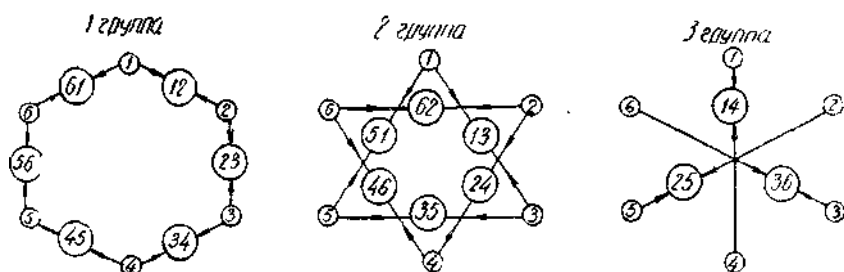


Рис. 1.

При передаче информации по симметричному каналу связи

$$P_{\text{л.э}} = P_{\text{п.э}}. \quad (15)$$

Тогда

$$P_{\text{ош}} = 4P_{\text{п.э}}^2. \quad (16)$$

Для существующих телефонных каналов связи

$$P_{\text{ош}} \leq 10^{-6}.$$

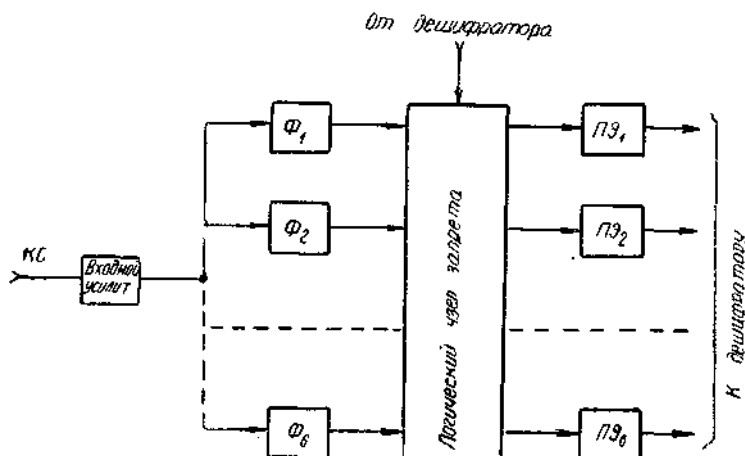


Рис. 2.

Для повышения помехоустойчивости при незначительном снижении скорости в описываемом приемнике неприводимого сменнопосылочного кода используется логический узел, осуществляющий избирательный запрет (рис. 2). Суть его заключается в следующем. В приемнике запираются все избиратели за исключением m_k избирателей, на которые поступает m_k — частотный сигнал. Количество логических схем запрета определяется числом посылок в кодовых комбинациях.

На рис. 3 приведены схемы взаимного воздействия избирателей для первой и второй посылки комбинаций кода при общем количестве избирателей $n_q = 6$ и $m_q = 2$, где 1, 2, ..., 6 — частотные избиратели $I_1, I_2, \dots, I_6$ — схемы совпадения на два входа.

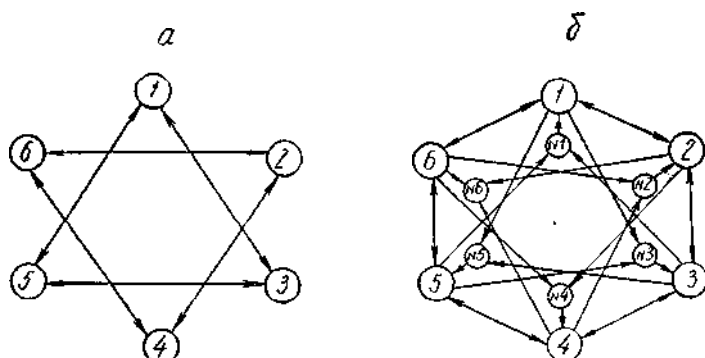


Рис. 3.

Из рис. 3, а видно, что при приеме первой посылки разрешенными сочетаниями являются следующие: 1, 2; 2, 3; 3, 4; 4, 5; 5, 6; 1, 6; 1, 4; 2, 5; 3, 6. С приходом двухчастотного сигнала (например, 1, 2) рабочие избиратели (1 и 2) посредством логической схемы осуществляют запретное воздействие на все остальные избиратели (3, 4, 5 и 6).

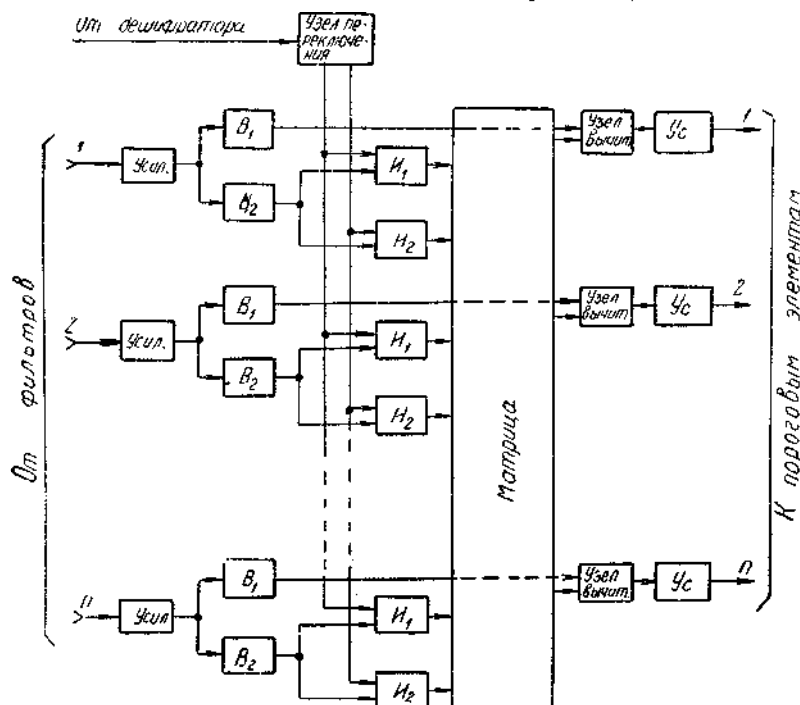


Рис. 4.

При приеме второй посылки разрешены следующие сочетания (рис. 3, б): 1, 3; 2, 4; 3, 5; 4, 6; 1, 5; 2, 6; 1, 4; 2, 5; 3, 6.

Так как три последних сочетания (1, 4; 2, 5 и 3, 6) являются разрешенными одновременно при передаче обеих посылок, то при постро-

нии приемника эти сочетания не должны использоваться. Таким образом, при построении приемника используются сочетания для первой (1, 2; 2, 3; 3, 4; 4, 5; 5, 6; и 1, 6) и второй посылки: 1, 3; 2, 4; 3, 5; 4, 6; 1, 5; 2, 6. Блок-схема одного из вариантов логического узла запрета изображена на рис. 4.

При поступлении m_q рабочих сигналов из n_q со стороны полосовых фильтров на вход логического узла запрета последние усиливаются усилителями и подаются на выпрямители B_1 и B_2 . Выход выпрямителя B_1 непосредственно подан на узел вычитания, а напряжение с выхода выпрямителя B_2 — подано на элементы I_1 и I_2 , работа которых определяется узлом переключения, управляемым от дешифратора. При фиксации первой посылки кодовой комбинации через переключатель на входы элементов I_1 подается напряжение, подготавливая их к работе. При фиксации второй посылки комбинации кода напряжение через переключатель подается на входы элементов I_2 . В зависимости от того, какие элементы (I_1 или I_2) работают, матрица подает выпрямленное напряжение на те или иные узлы вычитания, т. е. производится запретное воздействие на соответствующие выходы согласно схемам взаимного воздействия избирателей, приведенных на рис. 3.

После усиления m_q сигналы подаются на вход пороговых элементов.

Описанные методы построения и приема неприводимого сменнопосылочного кода могут найти применение при разработке систем передачи дискретной информации.

ЛИТЕРАТУРА

1. Ф. О. Катков, В. В. Маслов. Про ефективність використання групового змінно-посилочного коду для передачі даних і телеграфних повідомлень. Вісник КПІ, серія автоматики та приладобудування, № 3, 1966.
2. В. В. Маслов. Выбор структуры системы передачи информации. Сборник докладов научно-технической конференции, посвященной пятидесятилетию Советской власти и двадцатилетию Киевского политехникума связи, Изд-во КГУ, 1967.