Рассмотрим пример. Пусть ДИБП имеет алфавит объемом $L=4$, $A=\{a_1, a_2, a_3, a_4\}$. Символы появляются с вероятностями $p(a_1)=\frac{1}{2}$, $p(a_2)=\frac{1}{4}$, $p(a_3)=p(a_4)=\frac{1}{8}$. Предположим, что они кодируются следующим образом:

код 1: $a_1 \to 0,\ a_2 \to 01,\ a_3 \to 011,\ a_4 \to 111$, код 2: $a_1 \to 0,\ a_2 \to 10,\ a_3 \to 110,\ a_4 \to 111$

Пусть принимается последовательность $0010010111\ldots$. Тогда декодирование кода 1 дает результат: $a_1, a_2, a_1, a_2, a_1, a_4$ или a_1, a_2, a_1, a_2, a_3. Т.е. имеем не однозначное декодирование. По коду 2: $a_1, a_1, a_2, a_1, a_2, a_4$. Здесь существует только один вариант декодирования. Ни одно кодовое слово кода 2 не является началом (**префиксом**) другого кодового слова.

В общем, **префиксное условие** кода требует, чтобы для кодового слова длины K $(b_1 \ldots b_M b_{M+1} \ldots b_K)$ не существовало других кодовых слов длины $M<K$ с элементами $(b_1 \ldots b_M)$. Это свойство делает кодовые слова однозначно декодируемыми.

Критерий оптимальности однозначно декодируемых кодов переменной длины имеет вид:

$$\overline{K} = \sum_{k=1}^{L} n_k p(a_k) = \min \ , \qquad (4.13)$$

где $\overline{K}$ - среднее число бит, приходящихся на один символ источника, n_k - длина k - го кодового слова.

Теорема Шеннона кодирования ДИБП. Пусть X - ансамбль символов ДИБП с конечной энтропией $H(X)$ и выходными символами из алфавита $A=\{a_1, \ldots, a_L\}$ с вероятностями выхода $p(a_k), k=1,2,.., L$. Тогда существует возможность создать код, который удовлетворяет префиксному условию и имеет среднюю длину $\overline{K}$, удовлетворяющую неравенству

$$H(X) \le \overline{K} < H(X)+1 \qquad (4.14)$$

Алгоритм кодирования Фано.

Пример. Рассмотрим ДИБП с объемом алфавита $L=8$. Символы источника имеют вероятности выхода

$$p(a_1)=p(a_2)=\frac{1}{4},\ p(a_3)=p(a_4)=\frac{1}{8},\ p(a_5)=p(a_6)=p(a_7)=p(a_8)=\frac{1}{16}.$$

1) Располагаем сообщения источника в порядке не возрастания их вероятностей.