

СРАВНИТЕЛЬНАЯ ОЦЕНКА РАЗЛИЧНЫХ СПОСОБОВ ПОСТРОЕНИЯ ДЕШИФРАТОРОВ НА k -ВХОДОВЫХ ЭЛЕМЕНТАХ

В. Л. Белявский, Н. Я. Какурин, Ю. А. Василенко

Х а р ь к о в

Операция дешифрации слов представляет собой выделение наборов разрядов слов, т. е. числовых значений слов в двоичной системе счисления. На выходе дешифратора имеется система переключательных функций, каждая из которых принимает единичное значение на одном наборе (дешифраторы I рода) или на некоторой совокупности наборов (дешифраторы II рода), а на всех остальных наборах равно нулю [1].

Число выходов дешифратора может равняться числу всех возможных значений дешифрируемого слова, т. е. 2^n , так называемые полные дешифраторы. Полный дешифратор на $2n$ выходов имеет 2^n входов — n прямых и n инвертированных значений разрядов дешифрируемого слова.

По способам образования функций вида $x = (\tilde{x}_1, \tilde{x}_2, \dots, \tilde{x}_n)$ дешифраторы делятся на матричные, пирамидальные, прямоугольные [2]. Для сравнения типов дешифраторов воспользуемся следующими характеристиками:

l — число каскадов дешифратора данного типа;

N — число логических элементов дешифратора;

m — нагрузочная способность логического элемента (коэффициент разветвления).

Параметры l , N , m характеризуют быстродействие и аппаратные затраты.

В работе [3] получены формулы для подсчета количества k -входовых совпадений для различных способов построения дешифраторов:

$$N_I = \frac{n-1}{k-1} 2^n; \quad (1)$$

$$N_{II} = \frac{2^k(2^{n-1}-1)}{2^{k-1}-1}; \quad (2)$$

$$N_{III} = 2^n + 2^{\left(\frac{n}{k}\right)}(k-1) + 2, \quad (3)$$

где N_I , N_{II} , N_{III} — количество k -входовых совпадений для матричного, пирамидального и прямоугольного типов дешифраторов.

Вводя $\left\lceil \frac{n}{k} \right\rceil = \frac{n}{k}; \left(\frac{n}{k} < k \right)$,

имеем

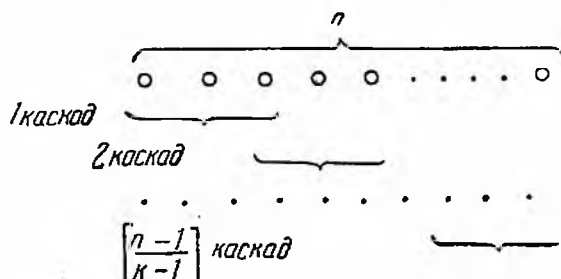
$$N_{III} = 2^n + 2^{\frac{n}{k}} k. \quad (4)$$

Найдем следующие отношения:

$$\frac{N_I}{N_{II}} = \frac{(n-1)2^n(2^{k-1}-1)}{(k-1)2^k(2^{n-1}-1)} \approx \frac{n}{k}; \quad (5)$$

$$\frac{N_I}{N_{III}} = \frac{(n-1)2^n}{(k-1)\left(2^n + k2^{\frac{n}{k}}\right)} \approx \frac{n}{k^2}. \quad (6)$$

Из (5) следует, что при $n \gg k$ предпочтительней пирамидальный метод построения дешифраторов, при $n > k^2$ — прямоугольный метод. Если неравенство $n > k^2$ не выполняется, следует выбрать матричный метод.



Эти выводы не учитывают всех особенностей схем дешифраторов. С практической точки зрения необходимо найти:

- 1) оптимальное n для фиксированного K ;
- 2) оптимальное k для фиксированного n ;
- 3) соотношение n и k при минимальном N .

Под оптимальностью понимается минимальность N . В процессе анализа системы (4) было выяснено, что, если на схему дешифратора не накладывать никаких ограничений, то минимум N получаем при тривиальном результате.

Действительно при $n = k$, $n \rightarrow \infty$ все три формулы — (1), (2), (3) — совпадают. Определим число каскадов для каждого способа построения дешифраторов.

1. Матричный метод. В данном случае каждый набор реализуется отдельной схемой, поэтому при той же общности рассуждений рассмотрим построение произвольного набора переменных

$$x = (x_1^{a_1}, x_2^{a_2}, \dots, x_n^{a_n}), \quad (7)$$

где

$$x_i^{a_i} = \begin{cases} \bar{x}_i, & \text{если } a_i = 0; \\ x_i, & \text{если } a_i = 1. \end{cases}$$

Схема построения приведена на рисунке. Из схемы следует, что число каскадов матричного дешифратора определяется формулой

$$l_1 = \left\lceil \frac{n-k}{k-1} + 1 \right\rceil = \left\lceil \frac{n-1}{k-1} \right\rceil. \quad (8)$$

2. Пирамидальный метод. Первый каскад реализует произвольные 2^k наборов, второй — следующие 2^k наборов, причем используется $(k-1)$ новая переменная (k -переменная равна одному из выходных переменных первого каскада и т. д.).

Таким образом,

$$l_2 = \left[\frac{n-1}{k-1} \right]. \quad (9)$$

3. Прямоугольный метод. Общее число переменных разбивается на k групп. Если число переменных в группе превышает k , происходит ее дальнейшее разбиение и т. д.

Следовательно,

$$l_3 = [\log_k n], \quad (10)$$

где $[]$ — округление до ближайшего большего целого числа.

Для упрощения схем дешифраторов, построенных прямоугольным методом, используем понятие «симметричного» дешифратора [1]. Пусть необходимо построить дешифратор n переменных на k -входных элементах. Кроме k -входовых элементов имеет некоторое количество элементов, число входов которых равно $k+j$, где $j = 1, 2, \dots, (k^2 - k - 1)$.

Интервал j выбираем в предположение, что в последнем каскаде прямоугольного дешифратора могут присутствовать элементы, число входов которых k_x определяется неравенством

$$k+1 \leq k_x \leq k^2 - 1. \quad (11)$$

Для $k=2$ в работе [1] приведена формула, позволяющая определить тип прямоугольного дешифратора. Для произвольного k , если количество входов избыточного элемента равно $(k+1)$, получена следующая зависимость:

$$k^{\lambda+1} + 1 \leq n \leq k^{\lambda} (k+1) - 1, \quad (12)$$

где $\lambda = 1, 2, \dots$

Дешифраторы всех слов с n , укладывающиеся в диапазон (12), являются «симметричными», т. е. чтобы построить их без избыточных элементов, необходимо произвести дополнительное разложение. В таблице приведены значения n для симметричного дешифратора.

	1	2	3
2	5	9—11	17—23
3	10—11	28—35	82—107
4	17—19	65—79	257—319
5	26—29	126—149	626—749
6	37—41	217—251	1297—1511
7	50—55	344—389	2402—2743
8	65—71	513—575	4097—4607
9	82—89	730—809	6562—7289
10	101—109	1001—1099	10001—10999

Число каскадов несимметричного дешифратора на один меньше, чем у симметричного и определяется выражением

$$l_3 =] \log_k n[,$$

где $] [$ — округление до ближайшего меньшего целого числа.

Определим коэффициент разветвления элементов дешифраторов, построенных по различному принципу.

1. Матричный метод. Из принципа построения с очевидностью следует, что $m = 1$.

2. Пирамидальный метод. Из построения следует $m_2 = 2^k - 1$.

3. Прямоугольный метод. Из построения следует $m_3 = 2^{\frac{n(k-1)}{k}}$. На основании рассмотренных выше показателей различных типов дешифраторов может быть предложен алгоритм синтеза дешифратора.

1. Определить допустимое количество каскадов, исходя из быстродействия как всей схемы T , так и быстродействия одного элемента t .

$$l_{\text{доп}} = \left\lceil \frac{T}{t} \right\rceil.$$

2. Определить число каскадов по формулам (9), (10), и сравнить с допустимым

$$l_i \leq l_{\text{доп}}.$$

Если неравенство выполняется, то выбирается данный метод синтеза. Если неравенство не выполняется для любого i , то это означает, что на данных элементах невозможно получить заданное быстродействие.

3. Подставить $l_{\text{доп}}$ в формулы (9), (10) и найти k .

4. Определить для заданного k нагрузочную способность и сравнить с реальной.

5. Выбрать метод построения удовлетворяющий нагрузочной способности элемента m .

6. Определить число элементов по формулам (1), (2), (3) согласно выбранному методу построения дешифратора.

ЛИТЕРАТУРА

1. З. Л. Рабинович. Элементарные операции в вычислительных машинах. Изд-во «Техника», Киев, 1966.
2. В. М. Глушков. Синтез цифровых автоматов. Физматгиз, 1962.
3. Н. Я. Какурин, В. Л. Белявский, Ю. А. Василенко. Оценка количества схем совпадений с ограниченным числом входов для построения различных типов дешифраторов. Сб. «Приборы и системы автоматизации», вып. 8. Изд-во ХГУ, Харьков, 1967.