СЛОВА СМЕЖНОГО КЛАССА КОДА ХЭММИНГА

Абрамук В.М., Маньяков Н.В., Махнист Л.П.
Брестский политехнический институт
224017, г. Брест, ул. Московская, 267

Предложен алгоритм генерации слов фиксированного веса смежного класса кода Хэмминга.

Ключевые слова: корректирующие коды, коды Хэмминга

В работе предложен алгоритм формирования двоичных последовательностей фиксированного веса кода Хэмминга [1]. Данный алгоритм предназначен для решения указанной задачи независимо от величины задаваемого веса, в отличие от алгоритмов, рассчитанных лишь для малых весов [2]. В его основу положен алгоритм генерирования множества A(m) – всех кодовых слов весов от 0 до некоторого заданного четного числа k расширенного кода Хэмминга H(m) длины $N = 2^m$:

begin
  A(1):={(00)};
  i:=2;
  A(i):={∅};
  while i<m *do*
   if A(i-1)={∅}
    then begin i:=i+1; A(i):={∅}; *end*
    else
     begin
      A(i-1):=A(i-1) \ {$\bar{a}$};
      if w($\bar{a}$)=0
       then
        begin
         p_0:=0;
         repeat

“построить все вспомогательные вектора $\bar{b}$ веса p_0 длины 2^{i-1}, которые содержат p_0 единиц в позициях, в которых вектор $\bar{a}$ содержит нули, A(i):=A(i)∪{($\bar{b}$ | $\bar{b}$ *xor* $\bar{a}$)}”;

          p_0:=p_0+2;
         until p_0>*min* {2(k *div* 4), 2^{i-1}};

```
    end
else
for p0:=0 to min {(k-w(ā)) div 2, 2^(i-1)-w(ā)} do
  begin
    if p0 mod 2=0 then p1:=0 else p1:=1;
    repeat
"построить все вспомогательные вектора b̄ веса p0+p1 длины 2^(i-1), которые содержат p0 единиц в позициях, где вектор ā содержит нули, и p1 единиц в позициях, где вектор ā содержит единицы, A(i):=A(i)∪{(b̄| b̄ xor ā)}";
      p1:=p1+2;
    until p1>w(ā);
  end;
end;
end.
```

Количество векторов, полученных по вектору $\bar{a}$ длины $n=2^{i-1}$ веса $w(\bar{a})$ на i-ом шаге алгоритма можно определить по формуле:

$$\sum_{j=0}^{U} C_n^{2j},$$

где $U=min\ \{2(k\ div\ 4), 2^{i-1}\}\ div\ 2$, если $w(\bar{a})=0$; и

$$\sum_{j=0}^{V}\left(C_{n-w(a)}^{j}\sum_{l} C_{w(a)}^{l}\right),$$

где $V=min\ \{(k-w(\bar{a}))\ div\ 2,\ 2^{i-1}-w(\bar{a})\}$, а внутреннее суммирование производится по параметру l с шагом 2 от 0 до $w(\bar{a})$, если j – четно, и от 1 до $w(\bar{a})-1$, если j – нечетно, при $w(\bar{a})\neq 0$.

Количество кодовых слов весов от 0 до некоторого заданного четного числа k расширенного кода Хэмминга H(m) длины $N = 2^m$ определяется соотношением [3]:

$$\frac{\sum_{j=0}^{\frac{k}{2}} C_N^{2j} + (-1)^j\, C_{\frac{N}{2}}^{j} (N-1)}{N}$$

В основу приведенного алгоритма положено следующее свойство кодовых слов расширенного кода Хэмминга: кодовое слово длины 2^m дает возможность получить кодовые слова в два раза большей длины. Например, для слова $\bar{a}$=0000 веса w($\bar{a}$)=0 составляются все векторы $\bar{b}$ четного веса этой длины: $\bar{b}$=0000; 1100; 1010; 1001; 0110; 0101; 0011; 1111. Тогда слова в два раза большей длины будут образованы по правилу:

$(\bar{b} \mid \bar{b}\ xor\ \bar{a})$,

т.е. 00000000; 11001100; 10101010; и т. д.

Генерация всех слов расширенного кода Хэмминга H(3) длины N = 8 приведена в таблице.

$\bar{a}$	w($\bar{a}$)	$\bar{b}$	$(\bar{b} \mid \bar{b}\ xor\ \bar{a})$
0000	0	0000	00000000
		1100	11001100
		1010	10101010
		1001	10011001
		0110	01100110
		0101	01010101
		0011	00110011
		1111	11111111
1111	4	0000	00001111
		1100	11000011
		1010	10100101
		1001	10010110
		0110	01101001
		0101	01011010
		0011	00111100
		1111	11110000

Для получения слов веса k на последнем шаге алгоритма, когда i=m, p_0 берут таким, чтобы выполнялось соотношение w($\bar{a}$)+2p_0=k. Слова заданного веса k кода Хэмминга получаются из векторов веса k соответствующего расширенного кода путем удаления нулевой координаты, если k – четно; и векторов веса k+1 - удалением координаты равной нулю, если k - нечетно.

Заметим, что идея данного алгоритма может быть использована при решении аналогичной задачи для примитивных кодов Боуза-Чоудхури-Хоквингема, исправляющих две ошибки [1].

Литература

1. Мак-Вильямс Ф. Дж., Слоэн Н. Дж. А. Теория кодов, исправляющих ошибки: Пер. с англ. - М.: Связь, 1979. – 744 с.
2. Demidenko S., Piuri V., Ivanyukovich A. Error Localization in Test Outputs: a Generalized Analysis of Signature Compression // IEEE Second Asian Test Symposium (ATS-93). - Beijing, China, 1993. – P. 317-322.
3. Demidenko S., Ivanyukovich A., Makhnist L., Piuri V. On the Binary Sequences with Indistinguishable Signature for a Given Error Multiplicity in Electronic Testing // Journal of The Institution of Engineers. - Singapore, February, 1995, Vol. 35, N 1. - P. 63-66.

ВЫБОР АДАПТИВНОГО ШАГА ОБУЧЕНИЯ ПРИ ГРУППОВОМ ОБУЧЕНИИ ДЛЯ ЛИНЕЙНОЙ НЕЙРОННОЙ СЕТИ

Гладкий И. И.

Брестский политехнический институт

г. Брест ул. Московская 267

В статье рассмотрен случай выбора адаптивного шага обучения для линейной нейронной сети при групповом обучении. Получена формула вычисления адаптивного шага обучения.

Ключевые слова: нейронная сеть, адаптивный шаг обучения.

Рассмотрим линейную нейронную сеть, которая состоит из распределительного слоя нейронных элементов и выходного слоя. В качестве выходного слоя используются нейронные элементы с линейной функцией активаКаждый нейрон распределительного слоя имеет синаптические связи со всеми нейронами обрабатывающего слоя. Выходное значение j-го нейрона сети определяется, как

$$y_j^k = \sum_i \omega_{ij} x_i^k - \mathrm{T}_j \qquad (1)$$

Среднеквадратичная ошибка сети для всей обучающей выборки будет равна

$$E = \frac{1}{2} \sum_k \sum_j (y_j^k - t_j^k)^2$$

Для нахождения адаптивного шага обучения будем использовать метод градиентного спуска.