К ВОПРОСУ О ПОВЫШЕНИИ ДОСТОВЕРНОСТИ ВЫВОДНЫХ УСТРОЙСТВ СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Ф. А. Катков, Е. З. Ревенко, А. Ф. Чуфряков
Киев

Часто передаваемая дискретная информация принимается для обработки в ЭВМ не на буферные магнитные накопители, а регистрируется автоматически в системах передачи данных перфораторами на перфоленте для последующего ввода в ЭВМ. К ошибкам, возникающим из-за сбоев аппаратуры передачи данных, мешающих воздействий каналов связи, очевидно, будут прибавляться ошибки из-за отказов или сбоев перфораторов. При этом следует различать окончательные отказы, для устранения которых необходимо ремонтировать перфоратор, и перемежающиеся отказы-сбои, обычно самоустраняющиеся при дальнейшей эксплуатации.

В настоящее время отечественная практика передачи дискретной информации не располагает достаточным количеством данных, позволяющих оценить вероятность появления ошибок передаваемой информации, из-за отказов-сбоев перфоратора, т. е. при автоматическом получении перфоленты.

По данным ЭНИМС составлена таблица, в которой приведено количество ошибок, возникающих из-за отказов и сбоев перфоратора типа ПЛ-20 при автоматической регистрации информации на перфоленте. Общее количество отперфорированных строк составляло $8{,}4 \cdot 10^4$.

Тип ошибок	Всего ошибок данного типа	Вероятность появления ошибок данного типа	Вероятность появления ошибок данного типа в строке перфоленты
Повторяющиеся ошибки в пробивке чисел . .	67	0,04	$0{,}23 \cdot 10^{-4}$
Лишние перфоративные отверстия в строках .	18	0,01	$0{,}06 \cdot 10^{-4}$
Отсутствие ряда отверстий в строках . . .	163	0,09	$0{,}55 \cdot 10^{-4}$

Вероятность появления в строке ошибки в работе перфорационного механизма равна

$$p_c = \Sigma p_c(l) = 0{,}84 \cdot 10^{-4}.$$

Из таблицы видно, что вероятность ошибок на перфоленте достаточно велика. Для повышения достоверности регистрации информации перфораторами необходимо было разработать специальное устройство.

Увеличение достоверности в таком устройстве для перфоратора ПЛ-80/8 достигается тем, что входные сигналы, поступающие на ленточный перфоратор, запоминаются, и после пробивки отверстий на перфоленте сравниваются в схеме вычитания с ответными сигналами, которые подаются с контактов цепи ответных сигналов. В случае несоответствия схема выдает сигнал ошибки в блок управления работой устройства (в схеме на рис. 3 он выделен пунктиром). Блок управления обеспечивает перфорацию сигнала ошибки на отдельной строке и затем на следующей строке — повторную перфорацию кода, в котором обнаружена ошибка.

Анализ функций, выполняемых блоком управления, позволил составить списки входных ($z_1, ..., z_6$) и выходных ($r_1, ..., r_8$) сигналов.

Список входных сигналов

z_1 — сигнал готовности перфоратора к приему кода (от датчика ДП1); z_2 — сигнал «прием кода» (от датчика ДП2); z_3 — сигнал «начало цикла» (от датчика ДП3); z_4 — сигнал «перфорация» (от датчика ДП4); z_5 — сигнал «ошибка» с устройства вычитания; z_6 — сигнал «транспорт».

Список выходных сигналов

r_1 — команда «подготовка кода»; r_2 — команда «прием кода»; r_3 — команда протяжка»; r_4 — команда «перфорация»; r_5 — сигнал «ошибка»; r_6 — сигнал «транспорт»; $r_7 = r_5$; $r_8 = r_3$.

Заметим, что $z_1, ..., z_6$ и $r_1, ..., r_8$ — двоичные сигналы, появляющиеся в реальных, физически существующих входных и выходных цепях блока управления. Сколько сигналов — столько цепей. Обозначим наличие потенциала в цепи цифрой 1, а отсутствие — 0. Тогда все комбинации сигналов, поступающих на входы $z_1, ..., z_6$, и все комбинации сигналов, снимаемых с выходов $r_1, ..., r_8$, можно закодировать следующим образом:

Таблица входов

x \ z	z_1	z_2	z_3	z_4	z_5	z_6
x_1	1	0	0	0	0	0
x_2	0	0	1	0	0	0
x_3	0	1	0	0	0	1
x_4	0	1	0	0	1	1
x_5	0	0	0	0	1	0
x_6	0	0	0	1	0	0
x_7	0	0	0	1	1	0
x_8	1	0	0	0	1	0
x_9	0	1	0	0	0	0
x_{10}	0	1	0	0	1	0

Таблица выходов

y \ r	r_1	r_2	r_3	r_4	r_5	r_6
y_1	0	0	0	0	0	0
y_2	1	0	0	0	0	0
y_3	1	0	1	0	0	0
y_4	0	0	1	0	0	0
y_5	0	1	0	0	0	0
y_6	0	1	0	1	0	1
y_7	0	0	0	1	0	1
y_8	1	0	0	1	0	1
y_9	0	0	1	0	0	1
y_{10}	0	0	0	0	0	1
y_{11}	0	0	0	1	1	1
y_{12}	0	1	0	1	0	0
y_{13}	0	0	0	1	0	0
y_{14}	1	0	0	1	0	0

Множество символов $X = (x_1, ..., x_{10})$ образует входной алфавит автомата (блока управления), а множество $Y = (y_1, ..., y_{14})$ — его выходной алфавит. Алгоритм функционирования автомата представим в виде системы регулярных выражений [1]:

$$S(y_1) = \{x_1 \{x_1\} x_2 \vee x_3 \{\alpha\} x_8 \{x_1\} x_2 \vee x_9 \{\beta\} x_1 \{x_1\} x_2\};$$

$$S(y_2) = s(y_1)x_1;$$
$$S(y_3) = s(y_4)x_1;$$
$$S(y_4) = s(y_1)(x_1\{x_1\} \vee x_9\{\beta\}x_1\{x_1\} \vee x_3\{\alpha\}x_8\{x_1\});$$
$$S(y_5) = s(y_1)(x_3 \vee x_9);$$
$$S(y_6) = s(y_1)x_3\{\alpha\}x_4;$$
$$S(y_7) = s(y_1)x_3\{\alpha\}(e \vee x_7\{\gamma\});$$
$$S(y_8) = s(y_1)x_3\{\alpha\}x_8;$$
$$S(y_9) = s(y_1)x_3\{\alpha\}x_7\{\gamma\}x_8\{x_1\}(e \vee x_2\{x_2\}x_9\{\delta\}x_6\{\eta\}x_8\{x_1\});$$
$$S(y_{10}) = s(y_9)x_2\{x_2\};$$
$$S(y_{11}) = s(y_1)x_3(\alpha)x_7\{\gamma\}x_8\{x_1\}x_2\{x_2\}x_9\{\delta\}(e \vee x_6\{\eta\}x_8\{x_1\}x_2\{x_2\})$$
$$S(y_{12}) = s(y_{13})x_9;$$
$$S(y_{13}) = s(y_1)x_9\{\beta\};$$
$$S(y_{14}) = s(y_{13})x_1;$$
$$R = \overline{s(y_1) \vee \ldots \vee s(y_{14})},$$

где

$$\alpha = \{x_4\}x_5\{x_5\}x_6\{x_6\}x_5\{x_5\};$$
$$\beta = \{x_9\}x_6\{x_6\};$$
$$\gamma = \delta \vee x_8\{x_1 \vee x_2\{x_2\}x_9\{\delta\}x_8x_2\{x_2\}x_9\{\delta\}x_8\{\eta\}x_8\{x_1\}x_2\{x_2\}x_9\};$$
$$\delta = \{x_{10}\}x_5\{x_5\}x_7\{x_7\}x_5\{x_5\};$$
$$\eta = x_6\{x_6\}x_5\{x_5\};$$

e — пустое слово.

Напомним, что $s(y_1),\ldots, s(y_{14})$ — события, представленные в автомате выходными сигналами $y_1,\ldots,y_{14}$, а R — событие, состоящее из всех запрещенных слов.

Граф автомата A, реализующего этот алгоритм, показан на рис. 1. Выбранные для построения автомата A логические элементы серии «Спектр» не накладывают ограничений на устойчивость его состояний и его выходов. Сократить число состояний автомата невозможно. Поэтому приступаем непосредственно к построению структурной схемы автомата. Выбираем в качестве элементов памяти a, b, c, d триггеры с раздельным входом. Поскольку ограничения, накладываемые проблемой «гонок», отсутствуют, кодируем состояния произвольным образом — как показано на графе (рис. 1). Входные сигналы кодируем в соответствии с таблицей входов, а выходные — с таблицей выходов. В результате функции возбуждения единичного (λ) и нулевого (μ) входов для триггеров a, b, c, d имеют следующий вид:

$$\lambda_a = z_1 \vee z_4\bar{z}_5\bar{b} \vee z_1z_5b; \quad \mu_a = z_3\bar{d} \vee z_4\bar{z}_5b;$$
$$\lambda_b = z_1\bar{a}c \vee z_2\bar{c} \vee z_3d; \quad \mu_b = z_1\bar{a}\bar{c} \vee z_2\bar{a}c;$$
$$\lambda_c = z_1ab \vee z_3d; \quad \mu_c = z_1\bar{a}\bar{b} \vee z_2a;$$
$$\lambda_d = z_4z_5ac \vee z_2\bar{z}_6; \quad \mu_d = z_1\bar{a} \vee z_1a.$$

Функции выходов:

$$r_1 = z_1\bar{a}\bar{c} \vee z_1\bar{b}\bar{c}\bar{d}; \quad r_5 = \bar{b}\bar{c}\bar{d};$$
$$r_2 = z_2\bar{a}\bar{c}; \quad r_6 = b\bar{d} \vee c\bar{d} \vee a\bar{b}\bar{c}d;$$
$$r_3 = a\bar{b}\bar{c} \vee abc\bar{d}; \quad r_7 = \bar{r}_5 = b \vee \bar{c} \vee d;$$
$$r_4 = \bar{a}b\bar{c} \vee \bar{b}c\bar{d} \vee b\bar{c}\bar{d}; \quad r_8 = \bar{r}_3 = (\bar{a} \vee b \vee c)(\bar{a} \vee b \vee \bar{c} \vee d).$$

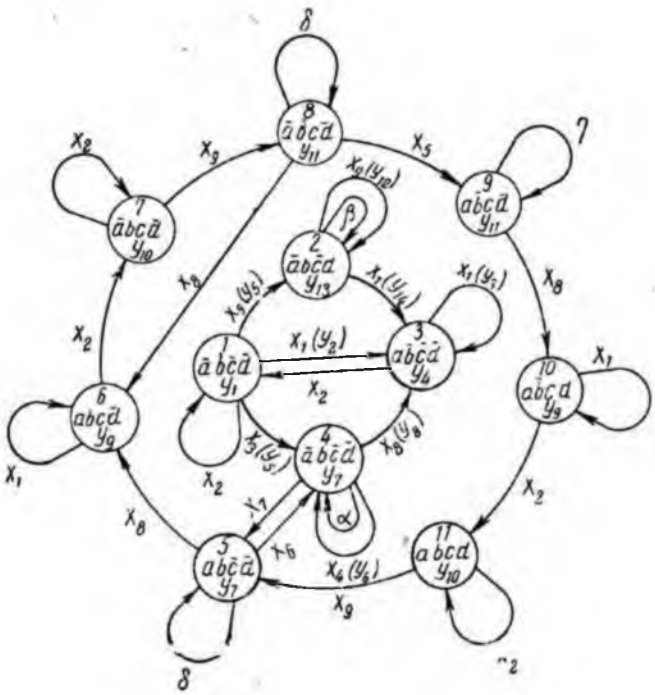


Рис. 1.

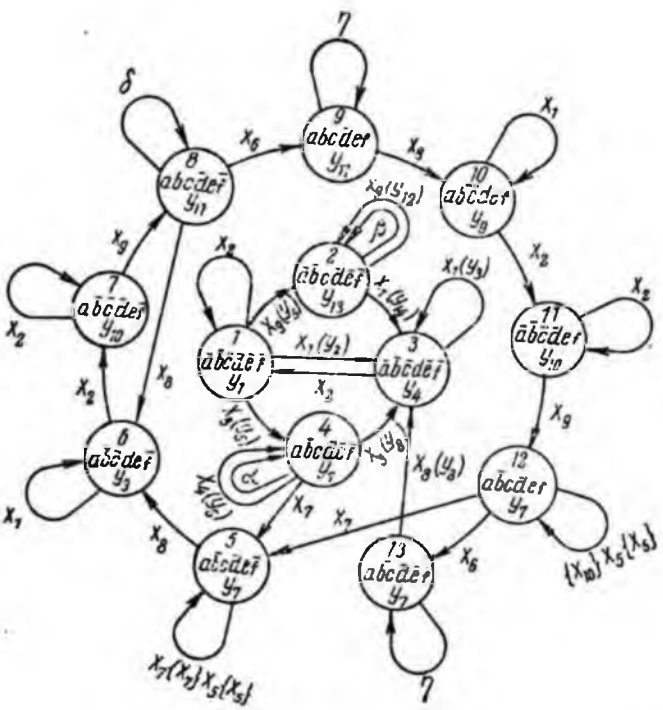


Рис. 2.

Как видим, комбинационная часть автомата A достаточно сложна. Чтобы упростить ее, воспользуемся идеями декомпозиции, позволяющей ослабить связи между элементами памяти автомата. Вводим два дополнительных элементарных автомата e и f. Располагая расширенной памятью, строим новый автомат B, эквивалентный A. Его граф показан на рис. 2. В отличие от автомата A автомат B имеет два дополнительных промежуточных состояния (12 и 13). В A они отождествлены с состояниями (5 и 4) соответственно. Состояния автомата B кодируем так, как показано на графе (рис. 2). В качестве элементов памяти a, b, c, d, e выбраны триггеры с раздельным входом, а элемента f — триггер с тремя входами, из которых задействованы только два — счетный (q_f) и нулевой (μ_f). Как и в автомате A, входные сигналы закодированы в соответствии с таблицей входов, выходные — с таблицей выходов. В результате функции возбуждения элементарных автоматов (λ, μ) и функции выходов ($r_1, \ldots, r_8$) значительно упрощены:

$$\lambda_a = z_6, \qquad \mu_a = z_1 e f,$$
$$\lambda_b = z_2 e f, \qquad \mu_b = z_1,$$
$$\lambda_c = z_2, \qquad \mu_c = z_1,$$
$$\lambda_d = z_1, \qquad \mu_d = z_3,$$
$$\lambda_e = z_4 z_5, \qquad \mu_e = P_f,$$
$$q_f = z_4 z_5 e, \qquad \mu_f = z_4 z_5,$$

$$r_1 = z_1 e f,\ r_2 = z_2 e f,\ r_3 = d,\ r_4 = c,\ r_5 = b,\ r_6 = a,\ r_7 = \bar{b},\ r_8 = \bar{d},$$

P_f — импульсный выход триггера f, сигнал на котором формируется при переходе $f \to \bar{f}$.

Структурная схема синтезированного таким образом автомата (блока управления) выделена на рис. 3 пунктиром.

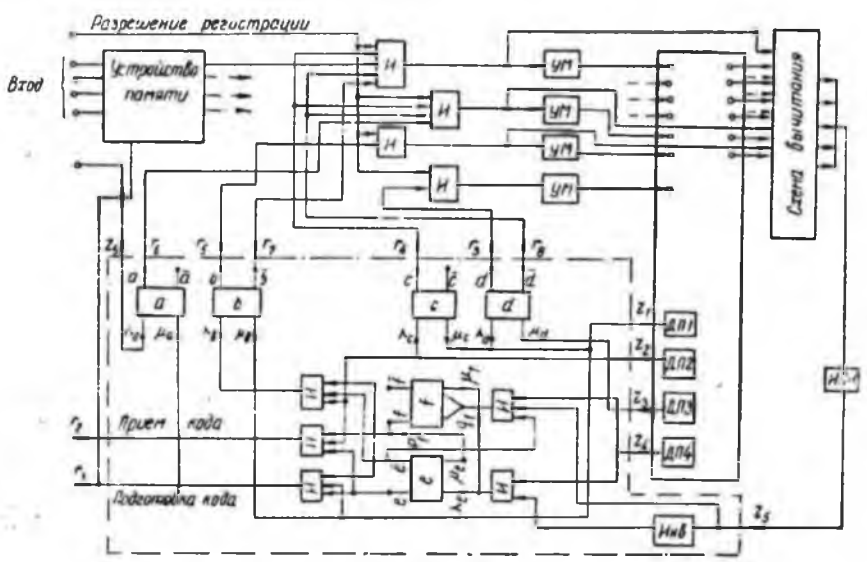


Рис. 3.

Так как вероятность появления ошибки в одной строке $0{,}84 \cdot 10^{-4}$, т. е. одна ошибка на 12000 строк, снижение скорости перфорации перфоратора ПЛ-80/8 очень незначительно и составляет 0,05%.

Для низкоскоростных систем передачи данных в качестве выводного устройства регистрации информации на перфоленте может применяться перфоратор типа ПЛ-20-2. По принципу работы устройства повышения достоверности регистрации для этого перфоратора и для перфоратора ПЛ-80/8 аналогичны.

ИССЛЕДОВАНИЕ ВЕРОЯТНОСТНОЙ СТРУКТУРЫ ПОТОКА ОШИБОК В АППАРАТУРЕ МАГНИТНОЙ ЗАПИСИ ЦИФРОВОЙ ИНФОРМАЦИИ

С. А. Попова, В. Я. Сидоренко

Северодонецк

Передаваемая по каналу магнитной записи цифровая информация в виде двоичной последовательности $X(t)$ в результате воздействия помех преобразуется на выходе канала в

$$X'(t) = X(t) + e(t).$$

Последовательность ошибок $e(t)$ является случайной двоичной последовательностью (потоком ошибок), в которой «единицы» соответствуют ошибочно воспроизведенным элементам, а «нули» — правильно воспроизведенным элементам последовательности $X'(t)$.

Обычно основным параметром, характеризующим качество канала магнитной записи, считают вероятность ошибочного воспроизведения элемента сообщения за длительный промежуток времени [1]. Однако неравномерность распределения ошибок (группирование ошибок) вдоль магнитной дорожки и по строке (в случае, если цифровая информация записывается параллельным кодом с регистрацией каждого разряда на отдельной дорожке носителя) свидетельствует о более тонкой структуре возникновения ошибок.

Сбор статистических данных о характере распределения ошибок позволит создать статистическую модель возникновения ошибок в канале магнитной записи. Знание вероятностной структуры потока ошибок необходимо при определении помехоустойчивости систем магнитной записи, выборе оптимальных корректирующих кодов, способов записи и обработки информации.

Постановка эксперимента

Для получения статистических данных о распределении ошибок при записи, хранении и считывании цифровой информации в каналах магнитной записи, необходимых при разработке внешних накопителей ЭВМ, были исследованы накопители на магнитных барабанах (НМБ) ЭВМ «Урал-4» [2]. Программным способом были найдены случайные числа, которые записывались в оперативную память машины (ОЗУ) и на НМБ, а затем считывались и сравнивались поэлементно. Результирующая последовательность, содержащая «1» на местах ошибочно считанных элементов, регистрировалась печатающим устройством машины, а также перфоратором.

Регистрирующими устройствами фиксировались и ошибочно принятые элементы, и участки с неискаженными элементами. Это позволило при обработке результатов эксперимента найти распределение ошибок: число неискаженных элементов перед группой ошибок; длину группы ошибок; число ошибок в группе.