Минимизация автомата

Сост.	δ		λ		Π_2		Π_3		Π_4	
					δ		δ		δ	
	a	в	a	в	a	в	a	в	a	в
1	3	6	1	0	A_1	A_1	B_2	A_2	B_3	A_3
2	4	8	0	1	B_1	A_1	C_2	D_2	D_3	E_3
3	1	4	1	0	A_1	B_1	A_2	C_2	A_3	D_3
4	7	9	0	1	B_1	A_1	C_2	B_2	D_3	B_2
5	9	1	1	0	A_1	A_1	B_2	A_2	B_3	A_3
6	3	5	1	0	A_1	A_1	B_2	A_2	B_3	A_3
7	4	3	0	1	B_1	A_1	C_2	B_2	D_3	B_3
8	4	2	1	0	B_1	B_1	C_2	C_2	D_3	C_3
9	5	7	1	0	A_1	B_1	A_2	C_2	A_3	D_3

Начальное разбиение представляет собой один блок, включающий все состояния.

$$\Pi_0 = \{A_0 = <1,2,3,4,5,6,7,8,9>\}$$

$$\Pi_1 = \{A_1 = <1,3,5,6,8,9>; \ B_1 = <2,4,7>\}$$

разбиение Π_1 объединяет в один блок те сост., которые нельзя различить при подаче цепочек длиной 1. Ф-ия вых. λ при подаче симв. a и в не может различить 1,3,5,6,8,9. т.к. для каждого из этих сост. при подаче на вход ⓐ авт. выдаёт 1, а при ⓥ выдаёт 0. Сост. 2,4,7 - другой блок, перазличимой вх. цепочкой длиной 1.

Следующие разбиение Π_2 - неразличимые сост. при подаче цеп. длиной 2.

Таких сост. много ⇒ восп. теоремой:

В один блок i_{k+1} попадут те сост.
p и q, для кот. справедливо $(\forall x \in X)\, \delta(p,x) \approx_k \delta(q,x)$

Причем эти состояния должны быть из предыдущего разбиения.

При построении Π_2 и соотв. табл. переходов вместо значения состояния $\delta(p,x)$ будем писать номер разбиения Π_1 в кот. попадает $\delta(p,x)$.

$\Pi_2 = \langle\; A_2 = \langle 1, 5, 6 \rangle;\quad B_2 = \langle 3, 9 \rangle;\quad C_2 = \langle 2, 4, 7 \rangle;\quad D_2 = \langle 8 \rangle\}$
$\qquad A_1|A_1 \qquad\qquad\qquad A_1|B_1 \qquad\qquad\quad B_1|A_1 \qquad\qquad\qquad B_1|B_1$

$\Pi_3 = \{\; A_3 = \langle 1, 5, 6 \rangle;\quad B_3 = \langle 3, 9 \rangle;\quad C_3 = \langle 2 \rangle;\quad D_3 = \langle 4, 7 \rangle;$
$\qquad E_3 = \langle 8 \rangle\}$

$\Pi_4 = \{\; A_4 = \langle 1, 5, 6 \rangle;\quad B_4 = \langle 3, 9 \rangle;\quad C_4 = \langle 2 \rangle;\quad D_4 = \langle 4, 7 \rangle;$
$\qquad E_4 = \langle 8 \rangle\}$

сост.	δ		λ	
	a	b	a	b
A	B	A	1	0
B	A	D	1	0
C	D	E	0	1
D	D	B	0	1
E	D	C	1	0

Мин. автомат с экв. поведением имеет 5 сост. предст. блоки разб. П3

Проблематика абстрактной теории цифровой автоматики.

- Не всякое преобразование последовательности может быть реализовано конечным автоматом

  Какие преобразования возможны в автомате, как их математически описать и как они связаны с числом сост. (сложностью) - одна из гл. проблем этой теории.

- Эквив. преобр. автоматов.

  Авт. наз. экв. если они реализуют одинаковые преобраз., но они могут иметь разное число сост. Задача: построить автомат экв и минимальный.

- Получение инфор. о св-вах и тек. сост. автомата только воздействуя на вход и наблюдая выход.

  Методы техн. диагности (неразруш. контроля)

- Структуризация абстр. автомата.

  Происходит по 2-ом направлениям:

  1. абстракт. авт. могут объедин. в сети: выходы одних - входы других. (композиция) обратный процесс - декомпозиция: предст. автомата экв. сети из авт.

  2. можно подробнее расм. структ. вх. вых. сигн. считая, что авт. имеет неск. вх. и вых. каналов, при этом число сигналов на кажд. канале ограничено. Если все сигн. 2-ные - авт. логический / двоичный.

Вх. и вых. сигналы логического автомата-цепочка 0 и 1., а вх. и вых. алфавити -мн-во допустимых наборов.

Вх. и вых. сигналы логического автомата-цепочка 0 и 1., а вх. и вых. алфавити -мн-во допустимых наборов.