**ОГЛАВЛЕНИЕ**

[ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ ОБОЗНАЧЕНИЙ 2](#_Toc479722877)

[РЕФЕРАТ ДИПЛОМНОЙ РАБОТЫ 3](#_Toc479722877)

[РЭФЕРАТ ДЫПЛОМНАЙ РАБОТЫ 4](#_Toc479722877)

[DIPLOMA WORK ABSTRACT 5](#_Toc479722877)

[ВВЕДЕНИЕ 6](#_Toc479722877)

ГЛАВА [1. ЭЛЕМЕНТЫ ТЕОРИИ АБСТРАКТНЫХ АВТОМАТОВ 7](#_Toc479722878)

[1.1 Основы теории булевых функций 8](#_Toc479722879)

[1.2 Основы прикладной теории автоматов 9](#_Toc479722879)

[1.3 Абстрактные автоматы 10](#_Toc479722879)

[1.4 Минимизация полностью определенных автоматов 11](#_Toc479722879)

[1.5 Минимизация частичных автоматов 11](#_Toc479722879)

ГЛАВА [2. ГЕНЕРАЦИЯ ПСЕВДОСЛУЧАЙНЫХ АВТОМАТОВ 12](#_Toc479722878)

[2.1 Постановка задачи 13](#_Toc479722882)

[2.2 Описание алгоритмов 14](#_Toc479722882)

[2.3 Примеры выполнения задачи 15](#_Toc479722882)

ГЛАВА [3. ОПИСАНИЕ ПРОГРАММЫ 16](#_Toc479722878)

[3.1 Формат входных и выходных данных 17](#_Toc479722882)

[3.2 Инструкция пользователя 18](#_Toc479722882)

[3.3 Результаты опытной эксплуатации 19](#_Toc479722882)

[ЗАКЛЮЧЕНИЕ 20](#_Toc479722894)

[СПИСОК ИСПОЛЬЗУЕМЫХ ИСТОЧНИКОВ 21](#_Toc479722895)

# ПЕРЕЧЕНЬ УСЛОВНЫХ ОБОЗНАЧЕНИЙ

БФ – булева функция

ЧБФ – частичные булевы функции

СБФ – симметрическая булева функция

ТМ – троичная матрица

ДНФ – дизъюнктивная нормальная форма

МАА – минимизация абстрактных автоматов.

# РЕФЕРАТ ДИПЛОМНОЙ РАБОТЫ

# РЭФЕРАТ ДЫПЛОМНАЙ РАБОТЫ

# DIPLOMA WORK ABSTRACT

# ВВЕДЕНИЕ

Сложные дискретные устройства получили весьма широкое применение в вычислительной технике. Они применяются для преобразования информации и её обработки. Для описания работы данных устройств используется широкий класс математических моделей – абстрактные автоматы – простейшие модели вычислительного устройства, предназначенные для обработки входной и формирования выходной информации.

Начальный этап в разработке этой теории был положен еще в середине 50-х годов прошлого века, и не смотря на свою, на первый взгляд, простоту, модель конечного автомата оказалась весьма удобной и легко применимой не только в информатике, но и в большом количестве инженерных задач, что вызывает большой интерес к её применению.

В вычислительной технике современные устройства подразделяются на устройства комбинационной логики и последовательные устройства (или устройства с памятью). Первые из них зависят только от входных переменных. Вторые из них представляют более сложный класс устройств: устройства с памятью. В них значения на выходах зависят не только от входных сигналов, но и от того, какие сигналы проходили ранее.

В данной дипломной работе требуется разработать алгоритмы:

1. минимизация частичных автоматов Мили и Мура;
2. генерация не минимальных частичных автоматов, которые поддаются для минимизации.

Далее на основе разработанных алгоритмов требуется создать программный комплекс на языке C# с использованием WPF-технологии, а также провести опытную эксплуатацию данного программного продукта. Затем необходимо провести адаптацию полученной программы для использования в учебном процессе отделения математической электроники.

# ГЛАВА 1 ЭЛЕМЕНТЫ ТЕОРИИ АБСТРАКТНЫХ АВТОМАТОВ

В этой главе будут изложены термины, понятия и определения, необходимые для понимания и выполнения дальнейшей работы.

## 1.1 Основы теории булевых функций

Функции от любого конечного числа двоичных переменных способны принимать лишь два значения: 0 и 1, принято называть булевыми функциями.

Известно, что под дискретным устройством понимается такое техническое устройство, структура и поведение которого описывается булевыми переменными.

**Определение 1.1.** Переменная *x*, принимающая значение из множества {0,1}, называется *булевой (логической, двоичной)*.

**Определение 1.2.** Функция F, зависящая от булевых переменных *x1*, *x2*, …, *xn*, и принимающая значения из множества {0,1}, называется булевой.

Такая функция обозначается, как F = F (*x1*, *x2*, …, *xn*).

**Способы задания булевых функций**

*Табличный способ*

При табличном способе задания булева функция (БФ) F = F (*x1*, *x2*, …, *xn*) представляется в виде таблицы, в левой части которой, в порядке естественной упорядоченности сверху вниз выписываются наборы значений переменных x1, x2, …, xn, на которых определены данные функции, а в правой части таблицы против каждого набора значений переменных выписываются соответствующие значения функции F. Такая таблица называется таблицей истинности булевой функции F = F(*x1* , *x2* , … , *xn*).

В таблице 1.1 представлена булева функция трех переменных F = F (*x1*, *x2*, …, *xn*) посредством таблицы истинности.

Таблица 1.1 – Таблица истинности функции

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| x1 | x2 | x3 | *F* |
| 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 0 | 1 | 1 |
| 0 | 1 | 0 | 1 |
| 0 | 1 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 0 | 1 | 0 |
| 1 | 1 | 0 | 1 |
| 1 | 1 | 1 | 0 |

Приведенная таблица 1.1 истинности является одномерной. Основной недостаток данной таблицы – число строк, которое увеличивается экспоненциально в зависимости от числа переменных n.

В теории булевых функций особое значение имеют функции одного и двух переменных.

Значение всех булевых функций одной переменной представлены в таблице 1.2, а функции двух переменных – в таблице 1.3.

Таблица 1.2 – Булевы функции одной переменной

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| *X* | ɡ*1* | ɡ*2* | ɡ*3* | ɡ*4* |
| 0 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 1 | 0 | 1 |

Из построенных функций функции ɡ*1* и ɡ*2* представляют собою константы 0 и 1. Функция ɡ*2* повторяет значение переменной *x* и потому просто совпадает с ней. Единственной нетривиальной функцией является функция ɡ*3*. Будем называть эту функцию отрицанием переменной *x* и обозначать через *.*

**Теорема 1.1.** Имеется точно различных булевых функций от n переменных (n = 1, 2, …).

Число булевых функций от двух переменных равно, согласно *теореме1.1,*  = = 16. Выпишем свободную таблицу всех этих функций (таблица 1.3).

Таблица 1.3 – Булевы функции двух переменных

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| *x* | *y* | *ƒ1* | *ƒ2* | *ƒ3* | *ƒ4* | *ƒ5* | *ƒ6* | *ƒ7* | *ƒ8* | *ƒ9* | *ƒ10* | *ƒ11* | *ƒ12* | *ƒ13* | *ƒ14* | *ƒ15* | *ƒ16* |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 |

Функции *ƒ1, ƒ4, ƒ6, ƒ11, ƒ13, ƒ16,* будут вырожденными.Легко увидеть, что *ƒ1 = 0, ƒ4 = x, ƒ6 = y, ƒ11 = , ƒ13 = , ƒ16 = 1.*

Остальные функции будут невырожденными. Введем для них специальные названия и обозначения.

Функция *ƒ2* носит название *конъюнкции*, или *произведения*, или логического «И». Для ее обозначения мы будем пользоваться знаком умножения, который, как и в обычной алгебре, применительно к буквенным выражениям будем опускать: *ƒ2* = *x* × *y* = *x y*. Если значения переменных *x* и *y* функции *ƒ2* понимать, как обычные числа 0 и 1, то значение функции *ƒ2* можно находить, как легко проверить, с помощью обычного перемножения соответствующих значений переменных *x* и *y*.

Функции *ƒ3* и *ƒ5* можно называть отрицаниями импликации. Иногда они называются функциями запрета. Их можно обозначит следующим образом: *ƒ3* = *x*, *ƒ5* = *y* .

Функция *ƒ7* носит название *функции неравнозначности*, или суммы по модулю два: *ƒ7* = *x* *y.*

Функция *ƒ8* носит название *дизъюнкции* или *логического «ИЛИ»*.

Для ее обозначения мы будем употреблять знак дизъюнкции, применяющийся в математической логике: *ƒ8* = *x ˅ y*.

Функцию *ƒ9* будем называть *отрицанием дизъюнкции* или  *стрелкой Пирса* и обозначать через *x* ↓ *y* .

Функция *ƒ10* носит название функции равнозначности, или логической эквивалентности, или просто эквивалентности и обозначатся через *x* ~ *y*.

Функция *ƒ12* и *ƒ14* носят название импликации. Для их обозначения употребляют стрелку, соединяющую между собой переменные *x* и *y, расположение в определенном порядке: ƒ12* = *y → x,*

*ƒ14* = *x → y.*

Функция *ƒ15* будем называть *штрихом Шеффера* или *отрицание конъюнкции.* Для ее обозначения используется обычно вертикальная черта, разделяющая переменные: *ƒ15* = *x* | *y.* Можно обозначать эту функцию следующим образом: .

Значение функций одного или двух переменных в общей теории булевых функции состоит в том, что из них может быть построена любая булева функция.

## 1.2 Основы прикладной теории автоматов

Литература из данного раздела написана из источников [2–5].

Абстрактные автоматы образуют фундаментальный класс дискретных моделей как самостоятельная модель, и как основная компонента машин Тьюринга, автоматов с магазинной памятью, конечных автоматов и других преобразователей информации.

Модель абстрактного автомата широко используется, как базовая, для построения дискретных моделей автоматов, распознающих, порождающих и преобразующих последовательности символов.

Термин "автомат" используется в двух аспектах. С одной стороны, автомат – устройство, выполняющее некоторые функции без участия человека (например, ЭВМ). С другой стороны, термин "автомат" – математическое понятие и обозначает математическую модель реальных технических процессов.

В общем случае автомат представляется как "черный ящик" и полностью описывается совокупностью следующих шести объектов:

1) множество входных сигналов *Х*;

2) множество выходных сигналов *Y*;

3) множество состояний автомата *А*;

4) начальное состояние автомата *a0* как элемент множества *А*;

5) функция перехода из одного состояния в другое *f (a, x)*;

6) функция выходов автомата .

**Определение 1.3.** *Автоматом* называется дискретный преобразователь информации, способный принимать состояния из некоторого множества А, переходить под воздействием входных сигналов из одного состояния в другое и выдавать выходные сигналы.

**Определение 1.4.** *Цифровой автомат* – устройство, предназначенное для преобразования цифровой информации.

В начальный момент времени *t0* автомат находится в состоянии *a0*. В каждыймомент времени *t*, определяемый интервалом дискретности, автомат под воздействием входного сигнала *x(t)* скачкообразно переходит из состояния *ai(t)* в состояние *ai(t+1)* и выдает соответствующий выходной сигнал *y (t).*

Понятие состояние автомата используется для описания систем, выходы которых зависят не только от входных сигналов в данный момент времени, но и от некоторой предыстории, – сигналов, которые поступили на входы системы ранее, т.е. состояние – некоторая память о прошлом.

Цифровые автоматы условно подразделяются на два класса. В синхронных автоматах моменты времени, в которые фиксируются состояния автомата, задаются специальным устройством – генератором синхроимпульсов. В асинхронных автоматах моменты перехода автомата из одного состояния в другое заранее не определены и зависят от каких-то событий.

## 1.3 Абстрактные автоматы

Рассмотрим устройство, которое имеет один вход и один выход. Предположим, что устройство работает в некотором идеализированном дискретном времени.







Рисунок 1.1 – Устройство S

Так как устройство S работает в идеализированном дискретном времени, то выделим на шкале времени последовательные моменты времени t = 0, 1, 2, 3, …, т.е.



0 1 2 3

Предположим, что в некоторый момент времени на вход  поступает входной сигнал – одна из букв (входного) алфавита , а на его выходе появляется выходной сигнал – буква (выходного) алфавита .

Под *алфавитом* понимается непустое множество попарно различных символов (элементов) – букв этого алфавита. Конечная упорядоченная последовательность букв образует слово в данном алфавите.

Пусть ,  и устройство  таково, что в ответ на  на выходе появляется (таблица 1.4).

Таблица 1.4 – Таблица переходов автомата

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |

Отсюда видно, что реакция устройства на одну и ту же входную букву может быть различной. Например, входные и выходные сигналы в моменты времени 1,2 и 3,4. Другими словами, сигнал на выходе устройства в момент времени *t* зависит не только от входного сигнала *zi* в тот же момент времени, но и от его предыстории. Таким образом, в устройстве должна быть память о том, какое слово поступало на его вход до рассматриваемого момента времени.

Математической моделью подобных устройств является абстрактный автомат, изучаемый в теории автоматов. Термин «абстрактный автомат» используется в связи с идеализированным дискретным временем, а также потому, что в этой модели абстрагируются от реальной физической природы входных и выходных сигналов, рассматривая их как буквы некоторых алфавитов.

В настоящее время в вычислительной технике получили наибольшее распространение абстрактные автоматы Мили и Мура.

**Определение 1.5.** Абстрактный автомат Мили определяется как совокупность шести объектов:



где  – множество внутренних состояний (алфавит состояний);

 – множество входных сигналов (входной алфавит);

 – множество выходных сигналов (выходной алфавит);

функция переходов  определяет внутреннее состояние  в момент времени в зависимости от состояния  и входного сигнала , т.е. . Другими словами, функция переходов  ставит паре  внутреннее состояние , в которое переходит автомат  из состояния  под воздействием входного сигнала ;

функция переходов  ставит паре «входной сигнал  – состояние » в соответствие выходной сигнал , т.е. ;

 – начальное состояние абстрактного автомата , т.е. состояние, в котором находится автомат в момент времени . Другими словами, .

Из определения 1.5 следует, что  и .

Если на вход абстрактного автомата Мили , установленного в начальное состояние , подать последовательность входных сигналов , то на его выходе будет формироваться выходное слово такой же длины. Относя к каждому входному слову соответствующее выходное слово, получаем отображение, индуцируемое абстрактным автоматом Мили.

**Определение 1.6.** Автомат  называется конечным, если множества  являются конечными.

**Определение 1.7.** Автомат  называется детерминированным, если в нем выполняется условие однозначности переходов: находясь в некотором внутреннем состоянии , автомат  не может перейти в более чем одно состояние  под воздействием одного и того же входного сигнала .

**Определение 1.8.** Автомат  называется инициальным, если в нем выделено начальное состояние .

**Определение 1.9.** Автомат  называется полностью определенным, если область определения функции переходов  и функции выходов  совпадает с множеством всевозможных пар , где  и .

**Определение 1.10.** Автомат  называется не полностью определенным (или частичным), если функция переходов  или функции выходов  определена не на всех парах , где  и .

**Определение 1.11.** Абстрактный автомат Мура определяется как совокупность шести объектов:



где  – множество внутренних состояний (алфавит состояний);

 – множество входных сигналов (входной алфавит);

 – множество выходных сигналов (выходной алфавит);

функция переходов  определяет внутреннее состояние  в момент времени в зависимости от состояния  и входного сигнала , т.е. . Другими словами, функция переходов  ставит паре  внутреннее состояние , в которое переходит автомат  из состояния  под воздействием входного сигнала ;

функция переходов  ставит паре «входной сигнал  – состояние » в соответствие выходной сигнал , т.е. ;

 – начальное состояние абстрактного автомата , т.е. состояние, в котором находится автомат в момент времени . Другими словами, .

Из определения 1.11 следует, что  и .

## 1.4 Минимизация полностью определенных автоматов

Автоматы являются математическими моделями технических устройств, предназначенных для переработки дискретной информации. Входной и выходной алфавиты автоматов определяются перерабатываемой информацией, в то время как на внутренний алфавит (алфавит состояний) обычно никаких условий не накладывается. Нужное преобразование информации может быть осуществлено автоматами с различным числом состояний. Поэтому возникает задача построения автомата, для которого это число минимально.

Здесь будем рассматривать только полностью определенные абстрактные автоматы.

**Определение 1.12.** Автомат , эквивалентный заданному автомату  и имеющий при этом наименьшее число состояний, называется минимальным (для автомата ).

Рассмотрим множество  всех состояний некоторого автомата . Так как отношение эквивалентности состояний является рефлексивным, симметричным и транзитивным, то оно разбивает (причем однозначно) множество  на *классы эквивалентности* – классы попарно эквивалентных состояний.

Задача минимизации абстрактного автомата  (т.е. задача построения минимального автомата, эквивалентного) осуществляется в два этапа. На первом этапе множество  разбивается на классы эквивалентности  , а на втором этапе на основе этого разбиения строится искомый минимальный автомат . Если при выполнении первого этапа окажется, что , то исходный автомат  является минимальным, т.е. .

Наиболее распространенным методом минимизации абстрактных автоматов является метод Ауфенкампа и Хона (метод последовательных разбиений).

Рассмотрим применения данного метода на примере минимизации следующего абстрактного автомата Мили.

Пример1*.* Пусть ,, и совмещенная таблица переходов и выходов имеет виде таблицы 1.5

Таблица 1.5 – Совмещенная таблица переходов и выходов

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |

Этап 1 (разбиение множества состояний  на классы эквивалентности). Для определения всех пар  эквивалентных состояний автомата составим треугольную таблицу специального вида, клетки которой соответствуют различным неупорядоченным парам состояний , где . Если для состояний  и  существует входной сигнал , приводящий различным значениям выхода, т.е. , то соответствующую клетку треугольной таблицы отмечаем символом «крестик». В противном случае – в соответствующую клетку таблицы записывает всевозможные различные пары состояний , где ,  и . При этом необходимо учитывать следующие требования:  и .

Заметим, что число пар состояний  может быть от 0 до .

Далее в треугольной таблице следует вычеркнуть те клетки, в которых присутствуют пары состояний, соответствующие уже вычеркнутым клеткам.

В данном примере следует вычеркнуть клетку , так как в ней содержится пара состояний , и клетку , поскольку она содержит пару . Обе эти клетки выделены в треугольной таблице.

Таблица 1.6 – Треугольная матрица

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |

После выполнения процедуры «дополнительного вычеркивания» клеток треугольная матрица принимает окончательный вид, изображенный в таблице 1.7.

Таблица 1.7 – Окончательный вид треугольной матрицы

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |

Не вычеркнутые клетки результирующе таблицы соответствуют всем парам эквивалентных состояний исходного автомата Мили. При этом, если все клетки таблицы оказались вычеркнутыми, то это означает, что исходный автомат не минимизируется, т.е. .

В рассматриваемом примере выписываем всевозможные пары эквивалентных состояний: , ,  и . Далее, формируем классы эквивалентности, которые образуются попарно эквивалентными состояниями. Здесь имеем **, ** и  ****.

Заметим, что состояние  всегда должно попадать в класс .

Этап 2 (построение совмещенной таблицы переходов и выходов минимального автомата ).

Совмещенная таблица переходов и выходов автомата формируется на основе использования построенных на 1-м этапе классов эквивалентности , где , согласно следующим правилам:

1). Каждому классу эквивалентности  ставится в соответствие состояние  автомата , где . Причем, обязательно . Тогда начальное состояние автомата .

2). Функция переходов  автомата  определяется так: если в автомате  для любого состояния  из класса эквивалентности  имеет место переход  и , то в автомате  выполняется переход . Здесь необходимо рассмотреть все классы эквивалентности, т.е. .

3). Функция выходов  минимального автомата определяется таким образом: , где любое состояние из класса эквивалентности  и .

В данном примере положим ,  и . В таком случае совмещенная таблица переходов и выходов минимального автомата  будет иметь вид таблицы 1.8.

Таблица 1.8 – Совмещенная таблица минимального автомата 

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |
|  |  |  |  |

## 1.5 Минимизация частичных автоматов

Первым этапом метода минимизации частичного автомата, суть которого состоит в построении покрывающего автомата и минимально возможным числом состояний, является нахождение максимальной группировки состояний, а на втором этапе метода на основе найденной группировки строится минимальный покрывающий автомат.

На первом этапе метода формируется максимальная группировка на основе построенных пар совместимых состояний. Для построения всех таких пар может быть использован метод, применяемый раньше для выявления всех пар эквивалентных состояний полностью определенных автоматов Мили и Мура.

Выполнение метода минимизации частичного автомата проиллюстрируем на следующем примере.

Пример 2. Пусть , ,  и совмещенная таблица переходов и выходов частичного автомата Мили  выглядит как в таблице 1.9.

Таблица 1.9 – Совмещенная таблица

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |  |

Требуется построить минимальный покрывающий автомат .

Решение*.* Первоначально формируется треугольная таблица специального вида. При этом клетка  вычеркивается в том случае, когда существует входной сигнал  такой, что значения функции выходов ,  определены и .

В противном случае, в данную клетку заносятся всевозможные пары состояний , где  и , при условии, что значения функции переходов ,  определены  и , где .

Отсюда получаем следующие шесть пар совместимых состояний: , , ,  и . Отсюда видно, что отношение совместимости, введенное на множестве внутренних состояний , не является транзитивным. Построение максимальной группировки осуществляется на основе просмотра слева – направо результирующей треугольной таблицы. За время этого просмотра образуются некоторые системы подмножеств состояний. В качестве исходной системы берется система, состоящая из множества внутренних состояний .

Таблица 1.10 – Результирующая треугольная таблица

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |  |

Предположим, что после просмотра -го столбца таблицы образована система подмножеств , где . При переходе к му столбцу выделяются все состояния, несовместимые с  (это легко сделать, исходя из треугольной таблицы). Если подмножество  не содержит одновременно  и несовместимые с ним состояния, то оно переписывается без изменения. В противном случае из  образуется два новых подмножества: одно – путем удаления состояния , другое – путем удаления всех состояний, несовместимых с ним. Проделав эту процедуру для всех   и устранив не максимальные подмножества (содержащихся в других), получаем систему подмножеств, которая является результатом просмотра го столбца. Совокупность подмножеств, образованная после просмотра последнего столбца результирующей таблицы, является максимальной группировкой.

В рассматриваемом примере максимальная группировка строится как показано в таблице 1.11.

Таблица 1.11 – Построение максимальной группировки

|  |  |
| --- | --- |
| №  шага | Система подмножеств |
| 0 |  |
| 1 | , |
| 2 | ,, |
| 3 | ,, |
| 4 | ,,, |
| 5 | ,,,, |

Группа совместимости  не является максимальной, поскольку она содержится в группе совместимости .

Следовательно, максимальная группировка содержит четыре максимальные группы совместимости: ,, и .

На втором этапе формируется непосредственно минимальный покрывающий автомат , число внутренних состояний которого определяется числом максимальных групп совместимости. Для этого каждой максимальной группе совместимости ставится в соответствие состояния  минимального автомата . При этом состояние  ставится в соответствие группе совместимости, содержащей состояние . Если таких максимальных групп совместимости несколько, то – любой из них (для однозначности решения будем ставить  в соответствие группе с наименьшим номером).

Итак, получаем ,,, . В таком случае совмещенная таблица переходов и выходов минимального покрывающего автомата  будет иметь вид как отражено в таблице 1.12.

Таблица 1.12 – Совмещенная таблица минимального автомата 

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |
|  |  |  |  |  |

# ГЛАВА 2 ГЕНЕРАЦИЯ ПСЕВДОСЛУЧАЙНЫХ АВТОМАТОВ

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 2.1 Постановка задачи

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 2.2 Описание алгоритмов

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 2.3 Примеры выполнения задачи

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

# ГЛАВА 3 ОПИСАНИЕ ПРОГРАММЫ

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 3.1 Формат входных и выходных данных

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 3.2 Инструкция пользователя

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

## 3.3 Результаты опытной эксплуатации

Далее в этой главе будет рассмотрен алгоритм генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура.

# ЗАКЛЮЧЕНИЕ

При написании данной дипломной работы были проработаны научно-технические источники в области теории абстрактных автоматов.

Результатом проделанной работы является разработка нескольких алгоритмов: алгоритм минимизации частичных автоматов Мили и Мура, а также алгоритм для генерации соответствующих не минимальных псевдослучайных автоматов.

Это, в свою очередь, позволило использовать данные алгоритмы для реализации программного учебного комплексе. Сам программный комплекс был реализован на языке C# с использованием технологии WPF и среды разработчика Visual Studio 2015. Полученный в результате проделанной работы комплекс позволяет выполнять операции по минимизации и генерации псевдослучайных автоматов Мили и Мура. Разумным ограничением на мощности множеств *A*, *W*, *Z* было положено число 10, однако для опытного исследования вполне достаточно рассматривать автоматы с числом состояний, не превышающим 7-8.

Данный программный комплекс является в будущем может быть использован в учебном процессе отделения математической электроники. Положительный опыт использования подобных программных комплексов был получен ранее при использовании в учебном процессе результатов дипломной работы Митина Александра Семеновича («Преобразование и минимизация абстрактных автоматов»).

С целью адаптации данного программного средства к учебному процессу была написана инструкция пользователя и добавлена справочная информация, содержащая необходимые теоретические сведения.

# СПИСОК ИСПОЛЬЗУЕМОЙ ЛИТЕРАТУРЫ

1. Супрун В.П., Автоматика и вычислительная техника. — Рига: АН Латвийской ССР, 1984.
2. Супрун В.П., Конспект лекций «Прикладная теории автоматов».
3. Супрун В.П., Тихомирова Н.Н. Программное обеспечение ЭВМ. Выпуск 73: Автоматизированный синтез комбинационных сетей из программируемых логических матриц. — Минск: АН БССР. Ин-т математики, Белорусский государственный университет им. В.И. Ленина.
4. Известия академии наук СССР: техническая кибернетика. – Москва: АН Белоруской ССР, 1983.
5. Поттосин Ю.В., Дискретная математика и теория проектирования цифровых устройств и систем. — Минск: БГУИР, 2007.