Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего образования
«Московский государственный технический университет
имени Н.Э. Баумана
(национальный исследовательский университет)»
(МГТУ им. Н.Э. Баумана)

ФАКУЛЬТЕТ «Информатика и системы управления»

КАФЕДРА «Теоретическая информатика и компьютерные технологии»

Лабораторная работа № 2

по курсу «Теория формальных языков»

Студент группы ИУ9-51Б Винокурова Е. С.

Преподаватель Непейвода А.Н.

Москва 2025

Содержание

1 Задача **3**

2 Минимальный ДКА **4**

2.1 Обоснование минимальности ДКА 5

3 Возможно малый НКА **5**

3.1 Частичное обоснование минимальности НКА 6

4 Возможно малый ПКА **6**

4.1 частичное обоснование минимальности ПКА 7

5 Расширенное регулярное выражение **8**

6 Фазз-тестирование **8**

1 Задача

По имеющемуся академическому регулярному выражению построить:

- Минимальный ДКА, распознающий его язык (минимальность обосновать таблицей классов эквивалентности)
- Возможно малый НКА, распознающий его язык. Возможно малый переключающийся (с конъюнкцией) КА, распознающий его язык. Частично обосновать таблицами множеств классов эквивалентности.
- Расширенное регулярное выражение, распознающее тот же язык. В расширенном выражении можно использовать:
  - wildcard-операцию . для замены произвольного символа алфавита;
  - положительную итерацию τ^+ и опцию $\tau?$. $\tau^+ = \tau\tau^*$, $\tau? = (\tau|\varepsilon)$;
  - операции предпросмотра $\tau_0(? = \tau_1)\tau_2 \equiv \tau_0((\tau_1.*) \cap \tau_2)$ и ретроспективной проверки $\tau_0(? <= \tau_1)\tau_2 \equiv (\tau_0 \cap (\tau_1.*))\tau_2$, а также их отрицательные версии $\tau_0(?!\tau_1)\tau_2 \equiv \tau_0((\tau_1.*) \cap \tau_2)$ и $\tau_0(? <!\tau_1)\tau_2 \equiv (\tau_0 \cap (\tau_1.*))\tau_2$
  - классы букв $[c_1 \dots c_k] \equiv (c_1|c_2| \dots |c_k)$ и их дополнения $[\hat{}c_1 \dots c_k]$.
  - (обязательно) маркеры начала и конца выражения ^ и \$.

Провести автоматическое тестирование предполагаемой эквивалентности построенных распознавателей. Тем самым необходимо построить алгоритмы, определяющие принадлежность слова языку академического регулярного выражения, ДКА, НКА и ПКА.

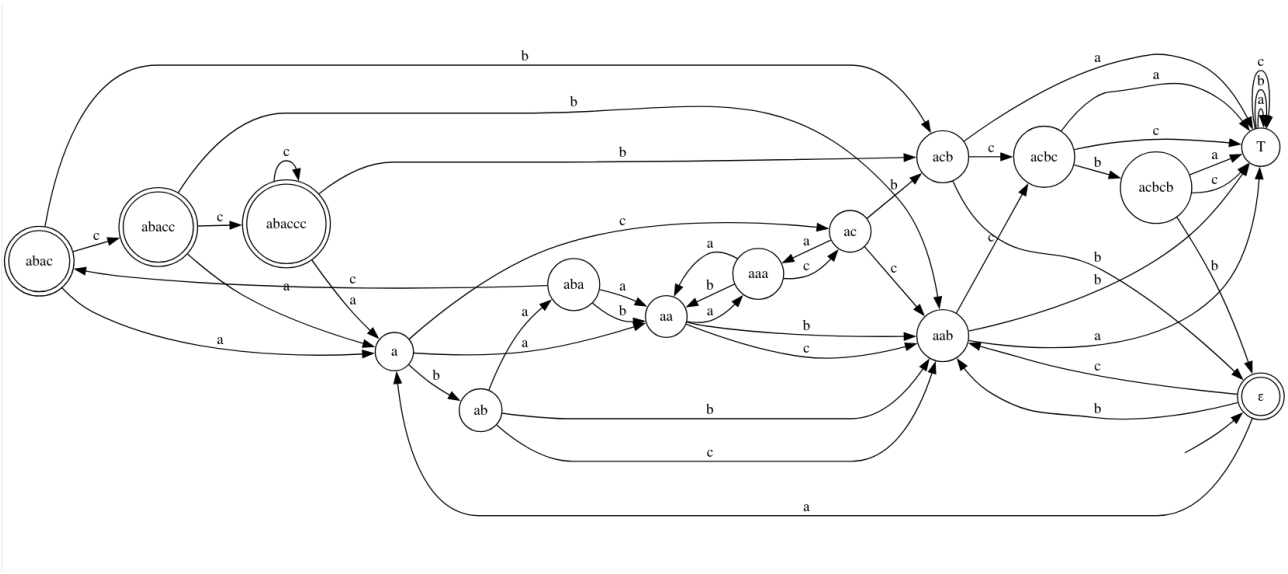
Требуется только фаза-тестирование эквивалентности: строится случайное слово ω и проверяется, принадлежит ли он языкам регулярного выражения, ДКА, НКА и ПКА согласованно.

Вариант 4

$$((aa|ab|ac)^*(bc|cc|ac)bb|abacc^*)^*$$

2 Минимальный ДКА

На основе академического регулярного выражения был построен недетерминированный конечный автомат, который затем детерминизирован и минимизирован; в результате получен минимальный детерминированный конечный автомат, распознающий данный язык. Минимальность ДКА доказана таблицей эквивалентности состояний.



Изображение этого ДКА находится в файле DKA.png

2.1 Обоснование минимальности ДКА

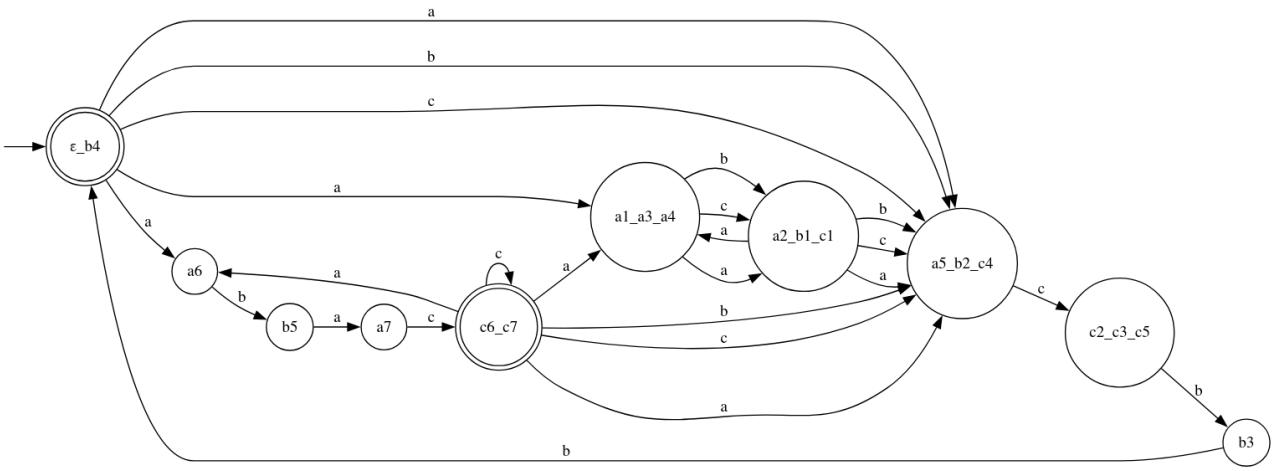
Таблица префиксов и суффиксов для ДКА

-	ε	b	bb	c	ac	$bcbb$	cbb	bac	$accbb$
$abac$	1	0	1	1	0	1	0	0	0
$abaccc$	1	0	1	1	0	1	1	0	0
$abacc$	1	0	0	1	0	1	1	0	0
ε	1	0	0	0	0	1	0	0	0
acb	0	1	0	0	0	0	1	0	0
$acbcb$	0	1	0	0	0	0	0	0	0
aba	0	0	0	1	0	0	1	0	1
ac	0	0	1	0	0	1	0	0	0
$acbc$	0	0	1	0	0	0	0	0	0
ab	0	0	0	0	1	1	0	0	0
a	0	0	0	0	0	0	1	1	1
aaa	0	0	0	0	0	0	1	0	1
aab	0	0	0	0	0	0	1	0	0
T	0	0	0	0	0	0	0	0	0
aa	0	0	0	0	0	1	0	0	0

Построенный ДКА является минимальным, поскольку все его состояния различимы. Это подтверждается таблицей префиксов и суффиксов, так как все строки в ней различны.

3 Возможно малый НКА

На основе академического регулярного выражения с использованием линеаризации был построен, а затем частично минимизирован недетерминированный конечный автомат распознающий его язык.



Изображение этого НКА находится в файле NKA.png

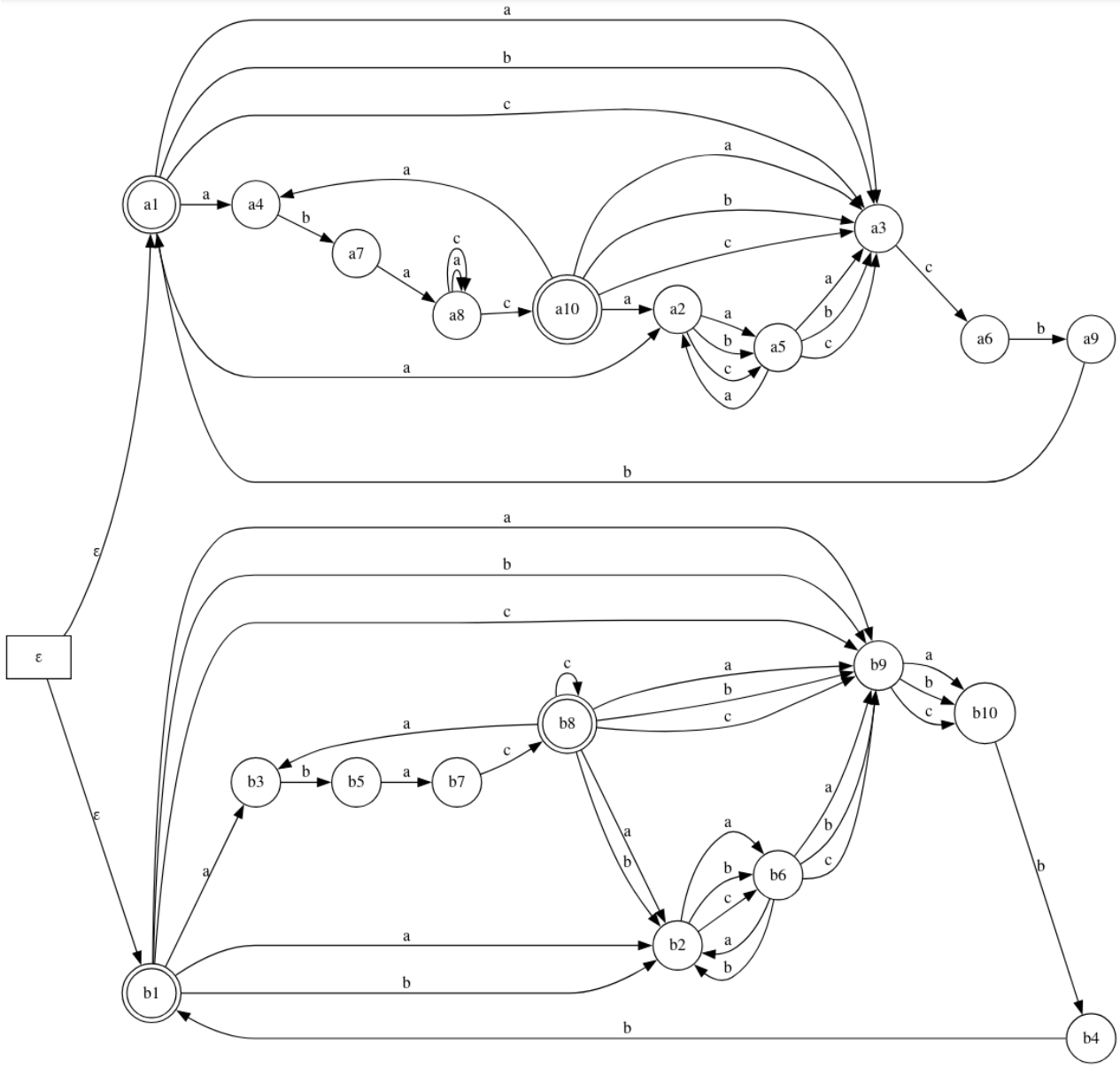
3.1 Частичное обоснование минимальности НКА

Таблица префиксов и суффиксов для НКА

-	bac	ac	b	c	ε	bb	cbb
a	1	0	0	0	0	0	1
ab	0	1	0	0	0	0	0
bcb	0	0	1	0	0	0	0
aba	0	0	0	1	0	0	1
ε	0	0	0	0	1	0	0
bc	0	0	0	0	0	1	0
b	0	0	0	0	0	0	1

4 Возможно малый ПКА

На основе академического регулярного выражения был построен переключающийся конечный автомат распознающий его язык.



Изображение этого ПКА находится в файле РКА.png

4.1 частичное обоснование минимальности ПКА

Таблица префиксов и суффиксов для ПКА

-	b	bb	$bcbb$	c	cbb
$abaccc$	0	1	1	1	1
$abacc$	0	0	1	1	1
aba	0	0	0	1	1
aaa	0	0	0	0	1
aa	0	0	1	0	0

5 Расширенное регулярное выражение

Исходное регулярное выражение

$$((aa|ab|ac)^*(bc|cc|ac)bb|abacc^*)^*$$

описывает произвольную (возможно пустую) последовательность блоков двух форм.

В первой форме блока подвыражение $(aa|ab|ac)$ представляет собой все пары символов, начинающиеся с a и продолжающиеся любой буквой из множества $\{a, b, c\}$. Это эквивалентно записи $(aa|ab|ac) \equiv a[abc]$

Повторение данной группы даёт $(aa|ab|ac)^* \equiv (a[abc])^*$

Аналогично, подвыражение $(bc|cc|ac)$ всегда имеет вид xc, где $x \in \{a, b, c\}$, то есть $(bc|cc|ac) \equiv [abc]c$

Таким образом, первая форма блока становится $(a[abc])^*[abc]cbb$

Вторая форма блока имеет вид $abacc^*$. Поскольку после обязательного символа c следует c^*, общее число букв c в конце не менее одного, следовательно, $abacc^* \equiv abac+$.

Объединяя обе формы, а также сохраняя внешнюю звезду, получаем эквивалентное расширенное регулярное выражение:

$$^\wedge((a[abc])^*[abc]cbb|abac^+)^*\$.$$

6 Фазз-тестирование

Для проверки эквивалентности построенных распознавателей было написано автоматическое тестирование.

Программа генерирует случайные слова над алфавитом a,b,c как полностью случайные, так и случайные, которые соответствуют регулярному выражению. Для каждого слова выполняется проверка принадлежности языку с использованием четырёх методов: регулярного выражения, минимального ДКА, построенного НКА, переключающегося конечного автомата.

Код программы представлен в test.cpp.