Лекция: Недетерминированные конечные автоматы (НКА) без выхода. Теорема о совпадении классов множеств слов, допускаемых конечными детерминированными и конечными недетерминированными автоматами. Процедура детерминизации НКА.

Лектор - доцент Селезнева Светлана Николаевна

Лекции по “Дискретной математике 2”.
1-й курс, группа 141,
факультет ВМК МГУ имени М.В. Ломоносова

Лекции на сайте http://mk.cs.msu.su

Определение недетерминированного конечного автомата без выхода

Конечный (недетерминированный) автомат без выхода (НКА) – это

$$\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F),$$

где

$A = \{a_1, \ldots, a_n\}, \quad n \geq 1,$	– входной алфавит;
$Q = \{q_1, \ldots, q_r\}, \quad r \geq 1,$	– множество состояний;
$\Psi : A \times Q \to 2^Q$	– функция переходов;
$q_1 \in Q$	– начальное состояние;
$F \subseteq Q$	– множество заключительных состояний.

Напомним, что $2^Q = \{S \mid S \subseteq Q\}$ – множество всех подмножеств множества Q.

Отличия НКА и ДКА

Отличие между НКА и ДКА заключается в **функции переходов**.

В детерминированных КА $\psi : A \times Q \to Q$, т.е. по символу и состоянию функция **однозначно** выдает новое состояние.

В недетерминированных КА $\Psi : A \times Q \to 2^Q$, т.е. по символу и состоянию функция выдает **множество** состояний.

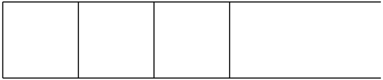
Что это означает с точки зрения функционирования автомата?

Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):

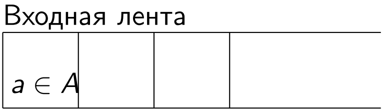
Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):



Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):



Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):

Содержательное понимание конечного автомата без выхода

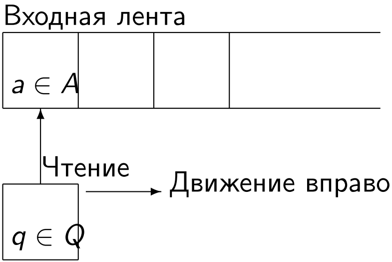
Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):

Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):

Содержательное понимание конечного автомата без выхода

Мы по-прежнему понимаем НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ как абстрактное устройство (распознаватель):



Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

a_{i_1}	a_{i_2}	$\ldots$	a_{i_k}	

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$

a_{i_1}	a_{i_2}	$\ldots$	a_{i_k}	

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$

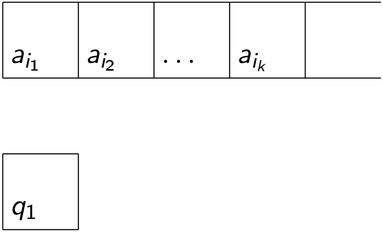
a_{i_1}	a_{i_2}	$\ldots$	a_{i_k}	

$\boxed{q_1}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$

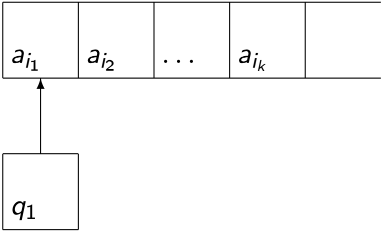


$\mathbf{t = 1}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$

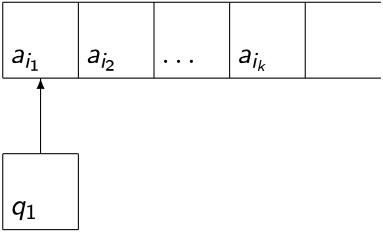


$\mathbf{t = 1}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



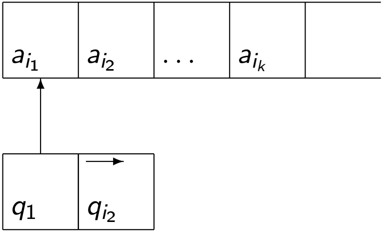
$\mathbf{t = 1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$



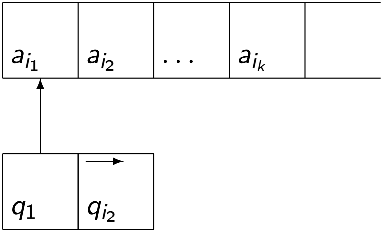
$\mathbf{t = 1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t = 1}$

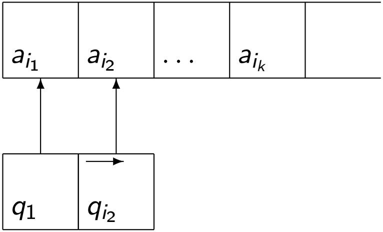
$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t = 2}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t} = \mathbf{1}$

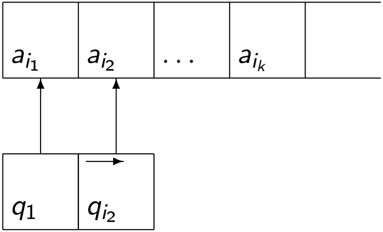
$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t} = \mathbf{2}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t = 1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

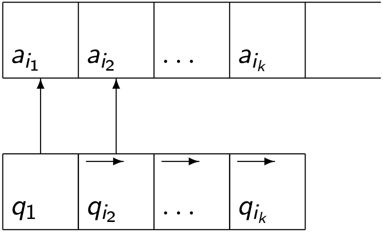
$\mathbf{t = 2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t} = \mathbf{1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t} = \mathbf{2}$

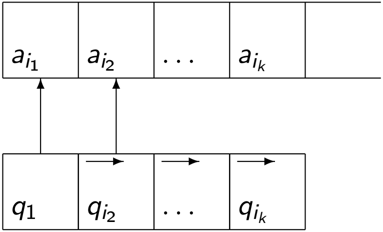
$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

$\dots$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t} = \mathbf{1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t} = \mathbf{2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

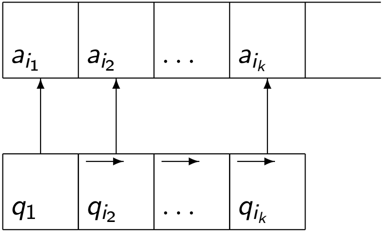
$\ldots$

$\mathbf{t} = \mathbf{k}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t} = \mathbf{1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t} = \mathbf{2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

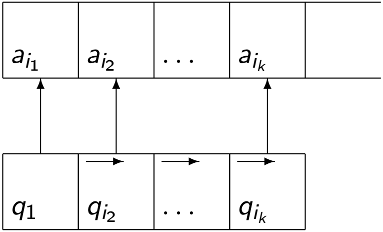
$\ldots$

$\mathbf{t} = \mathbf{k}$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \ldots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t} = \mathbf{1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t} = \mathbf{2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

$\ldots$

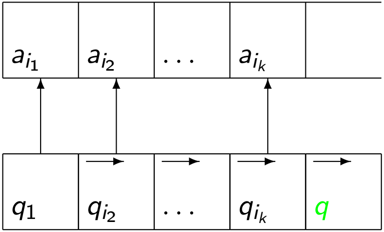
$\mathbf{t} = \mathbf{k}$

$q \in \Psi(a_{i_k}, q_{i_k})$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t = 1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t = 2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

$\dots$

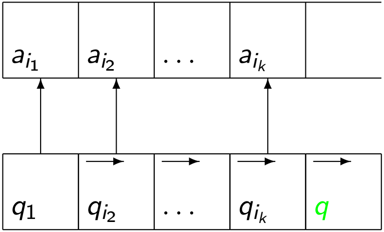
$\mathbf{t = k}$

$q \in \Psi(a_{i_k}, q_{i_k})$

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$



$\mathbf{t = 1}$

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

$\mathbf{t = 2}$

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

$\dots$

$\mathbf{t = k}$

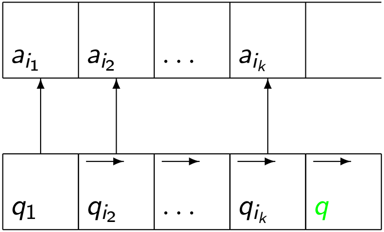
$q \in \Psi(a_{i_k}, q_{i_k})$

если $q \in F$, то слово α **принимается** автоматом.

Функционирование НКА без выхода

Функционирование автомата $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$:

На входной ленте – слово $\alpha = a_{i_1} a_{i_2} \dots a_{i_k} \in A^*$



t = 1

$q_{i_2} \in \Psi(a_{i_1}, q_1)$

t = 2

$q_{i_3} \in \Psi(a_{i_2}, q_{i_2})$

$\dots$

t = k

$q \in \Psi(a_{i_k}, q_{i_k})$

если $q \in F$, то слово α **принимается** автоматом.

Если существует "прочтение" слова α автоматом, которое переводит этот автомат в некоторое состояние $q \in F$, то слово α принимается НКА $\mathcal{A}$.

Функционирование НКА без выхода

Т.е. НКА без выхода может “прочитывать” различными способами конечное слово $\alpha \in A^*$, записанное на входной ленте.

После каждого “прочтения” этого слова НКА перешел и находится в некотором состоянии из множества Q.

Если хотя бы однажды то состояние, в которое перешел НКА после “прочтения” слова, принадлежит множеству заключительных состояний F, то НКА **принимает** слово α.

Язык, принимаемый НКА без выхода

В результате работы НКА без выхода $\mathcal{A}$ конечное слово $\alpha \in A^*$ или **принимается**, или **отвергается**.

Т.е. НКА без выхода $\mathcal{A}$, как и ДКА без выхода, также **определяет** некоторое подмножество $L(\mathcal{A}) \subseteq A^*$ слов, которые он **принимает**.

Это множество $L(\mathcal{A})$ будем называть **языком, принимаемым (или допускаемым) НКА без выхода** $\mathcal{A}$.

Диаграмма переходов НКА без выхода

Рассмотрим способы задания НКА без выхода.

1. Диаграмма переходов (диаграмма Мура).
Диаграммой переходов НКА $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ называется ориентированный граф (псевдограф) с пометками

$$D_{\mathcal{A}} = (V_{\mathcal{A}}, E_{\mathcal{A}}),$$

где
$V_{\mathcal{A}} = Q$;
$E_{\mathcal{A}} = \{(q, q') \mid a \in A, q \in Q, q' \in \Psi(a, q)\}$;
причем
дуге $(q, q') \in E$ приписана пометка a, если $q' \in \Psi(a, q)$;
вершина $q_1 \in V$ помечена "звездочкой" $*$;
вершины $q \in F$ помечены символом "f".

Диаграмма переходов НКА без выхода

Т.е. в **диаграмме переходов** НКА без выхода
$\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$

вершины – это состояния автомата;

если из состояния $q \in Q$, "прочитывая" символ $a \in A$, автомат может перейти в состояние $q' \in Q$, то в диаграмме переходов из вершины q проводится дуга в вершину q', причем эта дуга имеет пометку a;

начальное состояние $q_1 \in Q$ помечается символом $*$;

вершины из множества $F \subseteq Q$ (заключительные состояния) помечаются символом f (или как-то иначе).

Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1

Пример диаграммы переходов

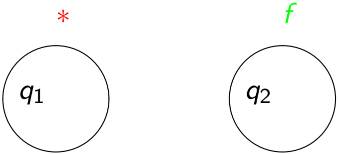
Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1

Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

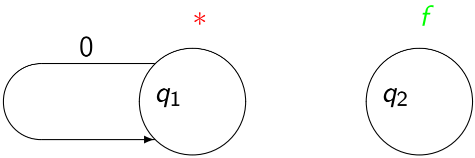
q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

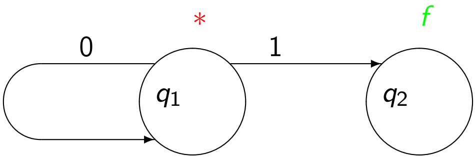
q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

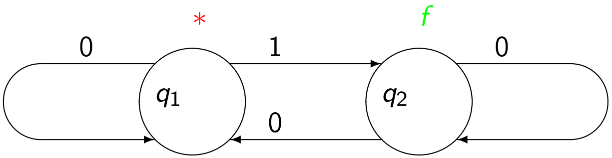
q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

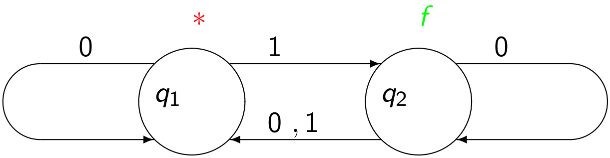
q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

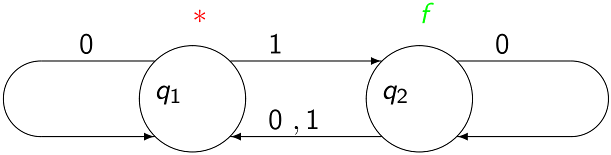
q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Пример диаграммы переходов

Пример 1. Постороим диаграмму переходов НКА без выхода $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где $A = \{0, 1\}$, $Q = \{q_1, q_2\}$, $F = \{q_2\}$ и

q	a	$\Psi(a, q_1)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_2
q_2	0	q_1, q_2
q_2	1	q_1



Какие слова из нулей и единиц принимает этот НКА?

Множества, принимаемые НКА без выхода

НКА без выхода определяют какие-то множества слов.

А **какие** это множества?

Мы докажем, что это **ровно** те множества, которые принимаются ДКА без выхода.

Т.е. мы докажем, что, расширив нашу модель, мы нисколько не расширили класс рассматриваемых множеств.

Основная теорема

Теорема 1. *Пусть A – конечный алфавит. Если множество L, $L \subseteq A^*$, принимается некоторым НКА $\mathcal{A}$, то найдется такой ДКА $\mathcal{A}'$, который принимат это же множество L, т.е. $L = L(\mathcal{A}')$.*

Доказательство. Пусть $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$ – НКА, который принимает множество L.

Мы построим ДКА $\mathcal{A}' = (A, Q', \psi, q_1', F')$, такой, что $L = L(\mathcal{A}')$.

Основная теорема

Доказательство (продолжение). Положим, что

$Q' = 2^Q \setminus \{\emptyset\}$, т.е. множество состояний ДКА – это множество непустых **подмножеств** множества состояний Q НКА;

$q_1' = \{q_1\}$, т.е. **начальное** состояние ДКА – это множество, состоящее из одного элемента q_1, начального состояния НКА;

$F' = \{S \subseteq 2^Q \mid S \cap F \neq \emptyset\}$ – множество **заключительных** состояний ДКА – это множество тех подмножеств состояний НКА, которые содержат **хотя бы одно заключительное** состояние НКА.

Основная теорема

Доказательство (продолжение). Теперь нам надо определить **функцию переходов** ψ.

Положим, что

$$\psi(a, S) = \bigcup_{q \in S} \Psi(a, q),$$

т.е. считывая символ $a \in A$ и находясь в состоянии $S \subseteq Q$, ДКА **однозначно** переходит в свое состояние S', которое есть **объединение** тех состояний, в которые может перейти НКА, считывая символ $a \in A$ и находясь в каждом из состояний $q \in S$.

Основная теорема

Доказательство (продолжение). Получаем, что если $\alpha \in A^*$, то после "прочтения" этого слова ДКА $\mathcal{A}'$ переходит в состояние, которое есть множество тех состояний, в которые может перейти НКА $\mathcal{A}$, после прочтения этого же слова α.

А когда НКА **принимает** слово α?

Тогда и только тогда, когда он после "прочтения" слова α может перейти в одно из состояний из множества заключительных состояний F.

А мы положили **все** такие множества состояний и только их **заключительными** состояниями нашего ДКА.

Т.е. $L(\mathcal{A}') = L$.

$\square$

Следствие из основной теоремы

Теорема 2. *Класс множеств, принимаемых НКА без выхода, совпадает с классом множеств, принимаемых ДКА без выхода.*

Доказательство.

1. Если множество $L \subseteq A^*$ принимается некоторым ДКА, то оно принимается и НКА, т.к. **детерминированный** автомат является частным случаем **недетерминированного** автомата.

2. Если множество $L \subseteq A^*$ принимается некоторым НКА, то оно принимается и некоторым ДКА, т.к. это доказано в теореме 1.

$\square$

НКА и ДКА

Доказанные теоремы показывает, что нет необходимости рассматривать НКА, т.к. все, что можно выразить в НКА, выражается и в ДКА.

Однако, как мы увидим далее, иногда проще построить НКА, чем ДКА.

В частности, при применении некоторых операций над автоматами.

Детерминизация НКА

По доказательству теоремы 1 можно описать алгоритм, который по заданному НКА $\mathcal{A}$ строит ДКА $\mathcal{A}'$, такой что

$$L(\mathcal{A}') = L(\mathcal{A}).$$

Если в НКА $|Q| = r$, то в ДКА $|Q'| = 2^r - 1$.

Однако не все состояния в получаемом ДКА могут быть **достижимыми**.

Достижимые состояния ДКА

Пусть $\mathcal{A} = (A, Q, \psi, q_1, F)$ – **детерминированный** конечный автомат без выхода.

Состояние $q \in Q$ ДКА называется **достижимым**, если существует такое слово $\alpha \in A^*$, что $\bar{\psi}(\alpha, q_1) = q$.

Т.е. состояние **достижимо**, если ДКА может в него перейти после "прочтения" некоторого слова.

Теперь мы опишем алгоритм детерминизации НКА, в котором отброшены недостижимые состояния получаемого ДКА.

Алгоритм детерминизации НКА

Вход: НКА $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$.

Выход: ДКА $\mathcal{A} = (A, Q', \psi, q_1', F')$, такой, что $L(\mathcal{A}') = L(\mathcal{A})$.

Описание алгоритма.

Шаг 1. Положим $q_1' = \{q_1\}$ – начальное состояние ДКА.

Шаг 2. Пусть $S \subseteq Q$ – *не просмотренное* состояние ДКА. Для каждого символа $a \in A$ выполняем следующие действия:
1) для каждого состояния $q \in S$ находим $\Psi(a, q)$, и пусть $S' = \bigcup\limits_{q \in S} \Psi(a, q)$;
2) полагаем $\psi(a, S) = S'$.
Выполнив действия 1)–2) для каждого символа $a \in A$, полагаем состояние S *просмотренным*.

Алгоритм детерминизации НКА

Описание алгоритма (продолжение).

Шаг 3. Рассматриваем следующее *не просмотренное* состояний ДКА и переходим к *шагу 2*.

Если не осталось *не просмотренных* состояний ДКА, то полагаем заключительными состояниями все такие состояния ДКА $S \subseteq Q$, что $S \cap F \neq \emptyset$.

После чего алгоритм завершает работу.

Пример детерминизации НКА

Пример 2. Провести процедуру детерминизации НКА $\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где

$A = \{0, 1\}$;

$Q = \{q_1, q_2, q_3\}$;

$F = \{q_3\}$;

и функция переходов Ψ задана таблицей:

$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1

Пример детерминизации НКА

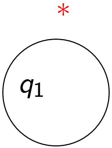
Решение.

$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1

Пример детерминизации НКА

Решение.

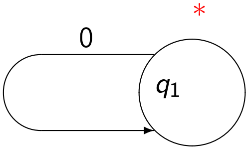
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

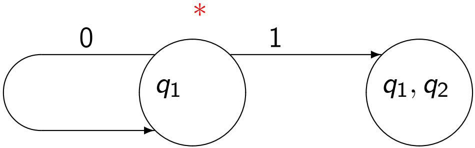
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

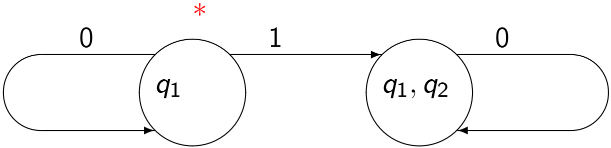
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

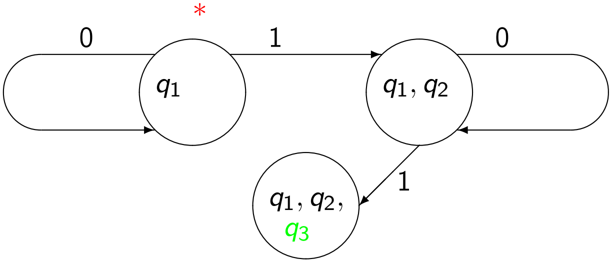
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

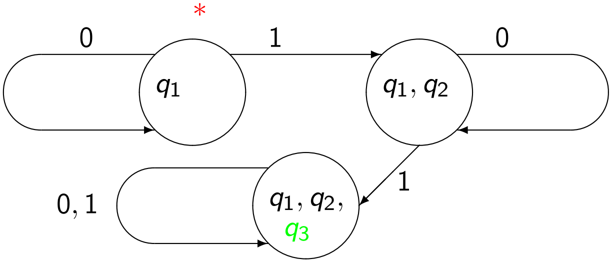
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

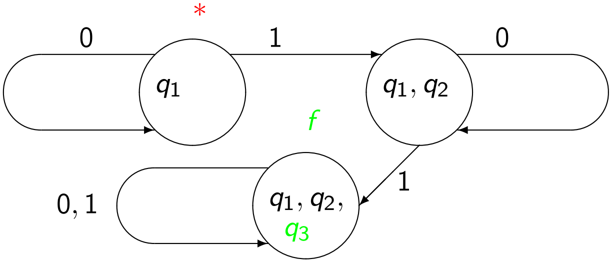
$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Пример детерминизации НКА

Решение.

$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_2, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_3, q_1



Задачи для самостоятельного решения

1. Пусть НКА $\mathcal{A}$ содержит r состояний. Какое максимальное число состояний может содержать ДКА $\mathcal{A}'$, построенный по алгоритму детерминизации НКА $\mathcal{A}$?

2. Применить алгоритм детермининизации к НКА из примера 1. Какое множество слов принимает этот автомат?

3. Какое множество слов принимает НКА из примера 2?

Задачи для самостоятельного решения

4. Применить алгоритм детермининизации к НКА
$\mathcal{A} = (A, Q, \Psi, q_1, F)$, где
$A = \{0, 1\}$;
$Q = \{q_1, q_2, q_3\}$;
$F = \{q_3\}$;
и функция переходов Ψ задана таблицей:

$q \in Q$	$a \in A$	$\Psi(a, q)$
q_1	0	q_1
q_1	1	q_1, q_2
q_2	0	q_2
q_2	1	q_1, q_3
q_3	0	q_3
q_3	1	q_1

Какое множество слов принимает этот автомат?

Литература к лекции

1. Марченков С.С. Конечные автоматы. М.: Физматлит, 2008.

Конец лекции