

# Теория автоматов и формальных языков

## Конечные автоматы

**Лектор:** Екатерина Вербицкая

Санкт-Петербургский государственный электротехнический университет «ЛЭТИ»

21 сентября 2021

## В предыдущей серии

- Формальная грамматика
  - ▶ 〈Терминалы, Нетерминалы, Правила, Стартовый нетерминал〉
- Вывод: транзитивное и рефлексивное замыкание отношения выводимости
  - ▶ Левосторонний (на каждом шаге заменяем самый левый нетерминал) и правосторонний
- Дерево вывода
  - ▶ Дерево: листья соответствуют терминалам, внутренние вершины — нетерминалам; для каждого внутреннего узла существует правило грамматики, правая часть которого совпадает с метками детей узла
- Контекстно-свободная грамматика
  - ▶ все правила имеют вид  $A \rightarrow \alpha$

## В предыдущей серии: левосторонний и правосторонний вывод

$$\begin{array}{lcl} E & \rightarrow & E + E \mid N \\ N & \rightarrow & 0 \mid 1 \end{array}$$

Какой из нетерминалов раскрывать на данном шаге?

- Левосторонний вывод: раскрываем самый левый нетерминал

►  $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$

## В предыдущей серии: левосторонний и правосторонний вывод

$$\begin{array}{lcl} E & \rightarrow & E + E \mid N \\ N & \rightarrow & 0 \mid 1 \end{array}$$

Какой из нетерминалов раскрывать на данном шаге?

- Левосторонний вывод: раскрываем самый левый нетерминал
  - ▶  $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$
- Правосторонний вывод: раскрываем самый правый нетерминал
  - ▶  $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + N \Rightarrow E + 1 \Rightarrow E + E + 1 \xRightarrow{2} E + 0 + 1 \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$

## В предыдущей серии: левосторонний и правосторонний вывод

$$\begin{array}{lcl} E & \rightarrow & E + E \mid N \\ N & \rightarrow & 0 \mid 1 \end{array}$$

Какой из нетерминалов раскрывать на данном шаге?

- Левосторонний вывод: раскрываем самый левый нетерминал
  - ▶  $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$
- Правосторонний вывод: раскрываем самый правый нетерминал
  - ▶  $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + N \Rightarrow E + 1 \Rightarrow E + E + 1 \xRightarrow{2} E + 0 + 1 \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$
- Для каких грамматик левосторонний и правосторонний вывод любой строки совпадают?

## Пример

Построить 2 различных (левосторонних) вывода строки  $1 + 0 + 1$

$$E \rightarrow E + E \mid N$$

$$N \rightarrow 0 \mid 1$$

- $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \stackrel{2}{\Rightarrow} 1 + 0 + E \stackrel{2}{\Rightarrow} 1 + 0 + 1$

## Пример

Построить 2 различных (левосторонних) вывода строки  $1 + 0 + 1$

$$E \rightarrow E + E \mid N$$

$$N \rightarrow 0 \mid 1$$

- $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$
- $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + E + E \Rightarrow N + E + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$

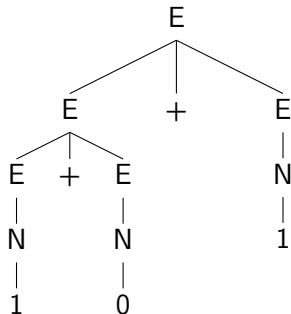
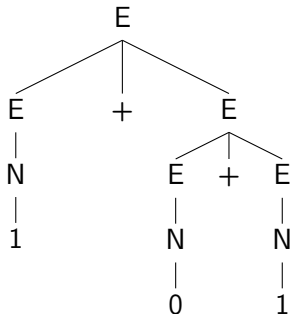
## Пример

Построить 2 различных (левосторонних) вывода строки  $1 + 0 + 1$

$$E \rightarrow E + E \mid N$$

$$N \rightarrow 0 \mid 1$$

- $E \Rightarrow E + E \Rightarrow N + E \Rightarrow 1 + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$
- $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + E + E \Rightarrow N + E + E \Rightarrow 1 + E + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + E \xRightarrow{2} 1 + 0 + 1$





## Пример

Построить грамматику арифметических выражений над натуральными числами с нулем, с операциями, перечисленными в таблице

Приоритет	Операция	Ассоциативность
Низший	$==$	Неассоциативная
	$+, -$	Левоассоциативная
	$*, /$	Левоассоциативная
Высший	$^$	Правоассоциативная

$$\begin{aligned} S &\rightarrow E == E \mid E \\ E &\rightarrow E + T \mid E - T \mid T \\ T &\rightarrow T * F \mid T / P \mid P \\ P &\rightarrow F ^ P \mid F \\ F &\rightarrow N_0 \mid (E) \\ N_0 &\rightarrow 0 \mid 1N \mid \dots \mid 9N \\ N &\rightarrow 0 \mid \dots \mid 9 \mid 0N \mid \dots \mid 9N \end{aligned}$$

# Теоретико-множественное доказательство невозможности описания языков

Правда ли, что любой бесконечный язык можно представить  
конечным описанием?

# Теоретико-множественное доказательство невозможности описания языков

Правда ли, что любой бесконечный язык можно представить  
конечным описанием?

**Нет.**

- Конечное описание — предложение над некоторым алфавитом (подразумеваемая интерпретация которого связывает его с описываемым языком)

# Теоретико-множественное доказательство невозможности описания языков

Правда ли, что любой бесконечный язык можно представить  
конечным описанием?

**Нет.**

- Конечное описание — предложение над некоторым алфавитом (подразумеваемая интерпретация которого связывает его с описываемым языком)
- Любой язык является не более, чем счетным; соответственно существует не более, чем счетное множество конечных описаний

# Теоретико-множественное доказательство невозможности описания языков

Правда ли, что любой бесконечный язык можно представить  
конечным описанием?

**Нет.**

- Конечное описание — предложение над некоторым алфавитом (подразумеваемая интерпретация которого связывает его с описываемым языком)
- Любой язык является не более, чем счетным; соответственно существует не более, чем счетное множество конечных описаний
- Множество всех языков над данным алфавитом не является счетным, так как множество всех подмножеств счетного множества более, чем счетно

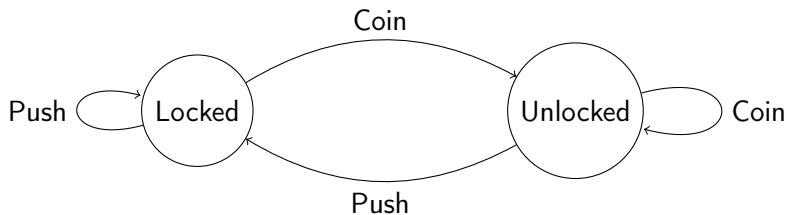
# Теоретико-множественное доказательство невозможности описания языков

Правда ли, что любой бесконечный язык можно представить  
конечным описанием?

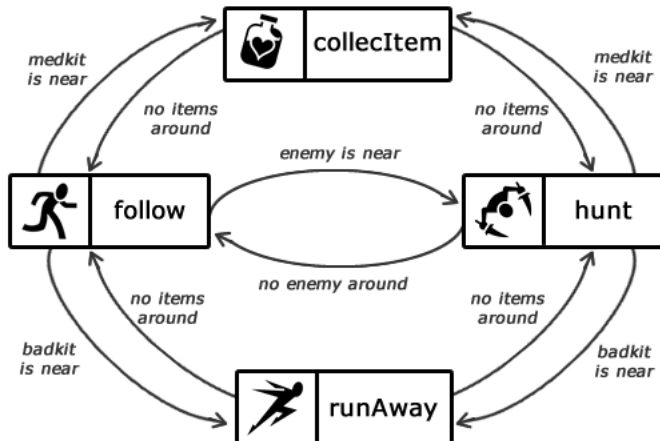
**Нет.**

- Конечное описание — предложение над некоторым алфавитом (подразумеваемая интерпретация которого связывает его с описываемым языком)
- Любой язык является не более, чем счетным; соответственно существует не более, чем счетное множество конечных описаний
- Множество всех языков над данным алфавитом не является счетным, так как множество всех подмножеств счетного множества более, чем счетно
- Итого, конечных описаний меньше, чем языков; соответственно не для всех бесконечных языков существует конечное описание

# Конечные автоматы

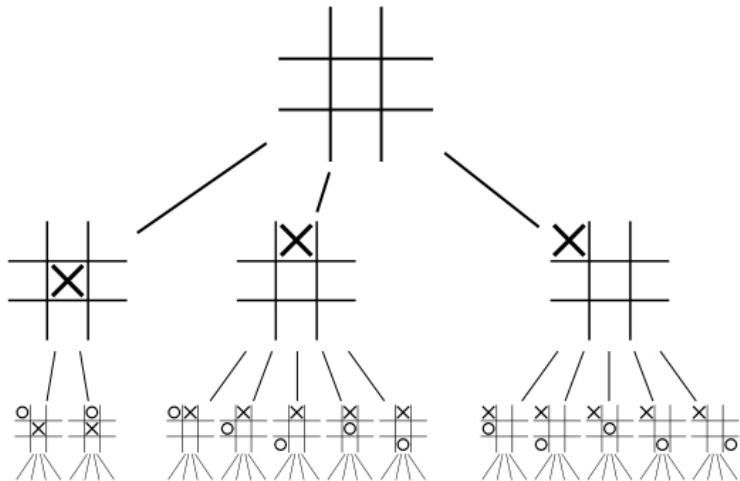


# Конечные автоматы





# Конечные автоматы



(Детерминированный) конечный автомат —  $\langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$

- $Q \neq \emptyset$  — конечное множество состояний
- $\Sigma$  — Конечный входной алфавит
- $\delta$  — отображение типа  $Q \times \Sigma \rightarrow Q$ 
  - ▶  $\delta(q_i, x) = q_j$
- $q_0 \in Q$  — начальное состояние
- $F \subseteq Q$  — множество конечных состояний

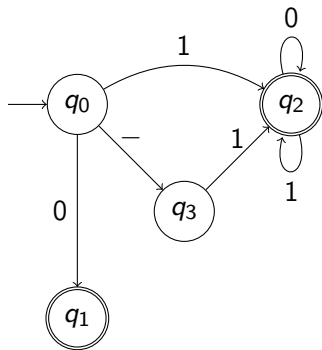
КА называется **полным**, если существует переход из каждого состояния по каждому символу алфавита

- Обычно добавляют “дьявольскую” вершину, она же сток.

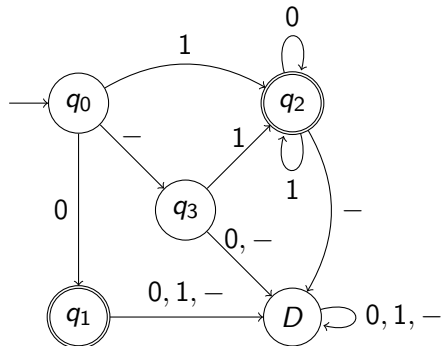
## Пример конечного автомата

$$Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3\}, \Sigma = \{0, 1, -\}, q_0 = q_0, F = \{q_1, q_2\}$$

$$\begin{aligned}\delta(q_0, 0) &= q_1 \\ \delta(q_0, 1) &= q_2 \\ \delta(q_0, -) &= q_3 \\ \delta(q_2, 0) &= q_2 \\ \delta(q_2, 1) &= q_2 \\ \delta(q_3, 1) &= q_2\end{aligned}$$



## Пример полного конечного автомата



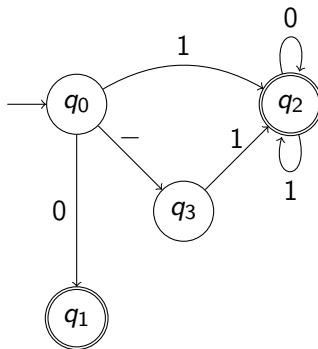
# Путь в конечном автомате

- Путь — кортеж  $\langle q_0, e_1, q_1, \dots, e_n, q_n \rangle$ 
  - ▶  $n \geq 0$
  - ▶  $\forall i : e_i = \langle q_{i-1}, w_i, q_i \rangle$ , где  $\delta(q_{i-1}, w_i) = q_i$
  - ▶  $q_0$  — **начало** пути
  - ▶  $q_n$  — **конец** пути
  - ▶  $w_1, w_2, \dots, w_n$  — **метка** пути
  - ▶  $n$  — **длина** пути
- Путь **успешен**, если  $q_0$  — начальное состояние, а  $q_n \in F$
- Состояние  $q$  **достижимо** из состояния  $p$ , если существует путь из состояния  $p$  в состояние  $q$

## Пример пути

Успешный путь с меткой  $-110$  длины 4

$\langle q_0, \langle q_0, -, q_3 \rangle, q_3, \langle q_3, 1, q_2 \rangle, q_2, \langle q_2, 1, q_2 \rangle, q_2, \langle q_2, 0, q_2 \rangle, q_2 \rangle$



## Такт работы КА (шаг)

- Конфигурация (Мгновенное описание) КА —  $\langle q, \omega \rangle$ , где  $q \in Q, \omega \in \Sigma^*$
- Такт работы — бинарное отношение  $\vdash$ : если  $\delta(p, x) = q$  и  $\omega \in \Sigma^*$ , то  $\langle p, x\omega \rangle \vdash \langle q, \omega \rangle$
- Бинарное отношение  $\vdash^*$  — рефлексивное, транзитивное замыкание  $\vdash$

Цепочка  $\omega$  **распознается** КА, если  $\exists$  успешный путь с меткой  $\omega$

**Язык, распознаваемый конечным автоматом:**

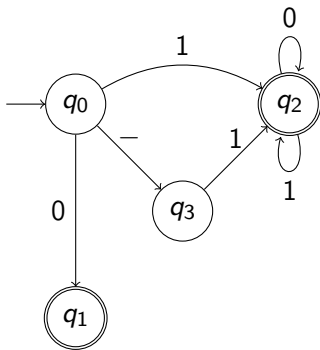
$$\{\omega \in \Sigma^* \mid \exists p \text{ — успешный путь с меткой } \omega\}$$



# Распознавание слова конечным автоматом: пример

$\{\dots, -110, -101, -100, -11, -10, -1, 0, 1, 10, 11, 100, 101, 110, \dots\}$

Язык всех целых чисел в двоичной записи



## Теорема

*Рассмотрим конечный автомат  $M = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$ .*

*Слово  $\omega \in \Sigma^*$  принадлежит языку  $L(M) \Leftrightarrow \exists q \in F : \langle q_0, \omega \rangle \vdash^* \langle q, \varepsilon \rangle$ .*

Обобщаем функцию перехода:

- $\delta'(q, \varepsilon) = q$
- $\delta'(q, x\alpha) = \delta'(\delta(q, x), \alpha)$ , где  $x \in \Sigma, \alpha \in \Sigma^*$

## Теорема

Цепочка  $\omega$  *распознается* КА  $\langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle \Leftrightarrow \exists p \in F : \delta'(q_0, \omega) = p$

**Язык, распознаваемый конечным автоматом:**

$$\{\omega \in \Sigma^* \mid \exists p \in F : \delta'(q_0, \omega) = p\}$$

# Свойство конкатенации строк

## Теорема

$$\langle q_1, \alpha \rangle \vdash^* \langle q_2, \varepsilon \rangle, \langle q_2, \beta \rangle \vdash^* \langle q_3, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_1, \alpha\beta \rangle \vdash^* \langle q_3, \varepsilon \rangle$$

Конечные автоматы  $A_1$  и  $A_2$  эквивалентны, если распознают один и тот же язык

Как проверить что автоматы эквиваленты?

# Проверка на эквивалентность автоматов

- Запустить одновременный обход в ширину двух автоматов
- Каждый переход должен приводить в терминальные или нетерминальные вершины в обоих автоматах соответственно

# Минимальный конечный автомат

**Минимальный конечный автомат** — автомат, имеющий наименьшее число состояний, распознающий тот же язык, что и данный

# Классы эквивалентности

**Отношение эквивалентности** — рефлексивное, симметричное, транзитивное отношение

- $xRx$
- $xRy \Leftrightarrow yRx$
- $xRy, yRz \rightarrow xRz$

## Теорема

$\forall R$  — отношение эквивалентности на множестве  $S$

Можно разбить  $S$  на  $k$  непересекающихся подмножеств  $I_1 \dots I_k$ , т.ч.

$aRb \Leftrightarrow a, b \in I_j$

Множества  $I_1 \dots I_k$  называются классами эквивалентности



# Эквивалентные состояния

- $\omega \in \Sigma^*$  различает состояния  $q_i$  и  $q_j$ , если  $\delta'(q_i, \omega) = t_1, \delta'(q_j, \omega) = t_2 \rightarrow (t_1 \notin F \Leftrightarrow t_2 \in F)$
- $q_i$  и  $q_j$  эквивалентны ( $q_i \sim q_j$ ), если  $\forall \omega \in \Sigma^* : \delta'(q_i, \omega) = t_1, \delta'(q_j, \omega) = t_2 \rightarrow (t_1 \in F \Leftrightarrow t_2 \in F)$ 
  - Является отношением эквивалентности

## Лемма

$\mathcal{A} = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle, p_1, p_2, q_1, q_2 \in Q, q_i = \delta(p_i, c)$   
 $\omega \in \Sigma^*$  различает  $q_1$  и  $q_2$ . Тогда  $c\omega$  различает  $p_1$  и  $p_2$

## Доказательство

$$\delta'(p_i, c\omega) = \delta'(\delta(p_i, c), \omega) = \delta'(q_i, \omega) = t_i$$

TLDR: разбиваем состояния на классы эквивалентности, которые делаем новыми состояниями

# Алгоритм минимизации КА

$Q$  — очередь

*marked* — таблица размером  $n \times n$  ( $n$  — количество состояний КА).

Помечаем в таблице пары неэквивалентных состояний и кладем их в очередь

# Алгоритм минимизации КА

- Если автомат не полный — дополнить дьявольской вершиной
- Строим отображение  $\delta^{-1}$  — обратные ребра
- Находим все достижимые из стартового состояния
- Добавляем в  $Q$  и отмечаем в *marked* пары состояний, различимые  $\varepsilon$
- Можем пометить пару  $(u, v)$ , если  $\exists c \in \Sigma : (\delta(u, c), \delta(v, c))$ . Для этого, пока  $Q \neq \emptyset$ :
  - ▶ Извлекаем  $(u, v)$  из  $Q$
  - ▶  $\forall c \in \Sigma$  перебираем  $(\delta^{-1}(u, c), \delta^{-1}(v, c))$  — если пара не помечена, помечаем и кладем в очередь
- В момент опустошения  $Q$  непомеченные пары являются эквивалентными
- За проход по таблице выделяем классы эквивалентности
- За проход по таблице формируем новые состояния и переходы

- Стартовое состояние — класс эквивалентности, которому принадлежит стартовое состояние исходного КА
- Конечные состояния — классы эквивалентности, которым принадлежат конечные состояния исходного КА

## Алгоритм минимизации КА: корректность

- Пусть в результате применения алгоритма к КА  $A$  получили КА  $A_{min}$ . Покажем, что этот автомат минимальный и единственный с точностью до изоморфизма
- Пусть  $\exists A' : A'$  и  $A$  эквивалентны, но количество состояний  $A'$  меньше, чем у  $A_{min}$
- Стартовые состояния  $s \in A_{min}$  и  $s' \in A'$  эквивалентны (КА допускают один язык)
- $\langle \alpha = a_1 a_2 \dots a_k, a_i \in \Sigma : \langle s, \alpha \rangle \vdash^* \langle u, \varepsilon \rangle; \langle s', \alpha \rangle \vdash^* \langle u', \varepsilon \rangle$
- $\langle \langle s, a_1 \rangle \vdash^* \langle l, \varepsilon \rangle; \langle s', a_1 \rangle \vdash^* \langle l', \varepsilon \rangle. s, s' \text{ эквивалентны} \rightarrow l, l' \text{ эквивалентны}$
- Аналогично для всех  $a_i \Rightarrow u, u'$  эквивалентны
- $\Rightarrow \forall q$  — состояние  $A_{min} \exists q'$  — эквивалентное состояние  $A'$
- Состояний  $A'$  меньше, чем состояний  $A_{min} \rightarrow 2$  состояниям  $A_{min}$  соответствует 1 состояние  $A' \rightarrow$  они эквивалентны. Но по построению  $A_{min}$  в нем не может быть эквивалентных состояний. Противоречие

**Недетерминированный конечный автомат** —  $\langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$

- $Q \neq \emptyset$  — конечное множество состояний
- $\Sigma$  — Конечный входной алфавит
- $\delta$  — отображение типа  $Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$ 
  - ▶  $\delta(q_i, x) = \{q_{j_0} \dots q_{j_k}\}$
- $q_0 \in Q$  — начальное состояние
- $F \subseteq Q$  — множество конечных состояний

# Недетерминированный КА: пример

$$\delta(q_0, a) = q_0$$

...

$$\delta(q_0, к) = q_0$$

...

$$\delta(q_0, я) = q_0$$

$$\delta(q_0, к) = q_1$$

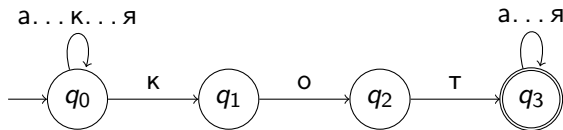
$$\delta(q_1, о) = q_2$$

$$\delta(q_2, т) = q_3$$

$$\delta(q_3, а) = q_3$$

...

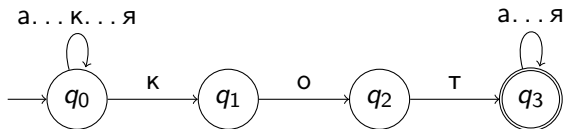
$$\delta(q_3, я) = q_3$$





- **Конфигурация (Мгновенное описание)** КА —  $\langle q, \omega \rangle$ , где  $q \in Q, \omega \in \Sigma^*$
- **Такт работы** — бинарное отношение  $\vdash$ : если  $q \in \delta(p, x)$  и  $\omega \in \Sigma^*$ , то  $\langle p, x\omega \rangle \vdash \langle q, \omega \rangle$
- Бинарное отношение  $\vdash^*$  — рефлексивное, транзитивное замыкание  $\vdash$
- НКА допускает слово  $\alpha$ , если  $\exists t \in F : \langle s, \alpha \rangle \vdash^* \langle t, \varepsilon \rangle$
- Язык НКА  $L(A) = \{\omega \in \Sigma^* \mid \exists t \in F : \langle s, \omega \rangle \vdash^* \langle t, \varepsilon \rangle\}$
- ДКА — частный случай НКА

# Недетерминированный КА: пример



{кот, скот, котлета, мякоть, антрекот...}

## Алгоритм, определяющий допустимость слова

$$R(\alpha) = \{p \mid \langle q_0, \alpha \rangle \vdash^* \langle p, \varepsilon \rangle\}$$

$$\begin{aligned} R(\varepsilon) &= \{q_0\} \\ R(\alpha c) &= \{q \mid q \in \delta(p, c), p \in R(\alpha)\} \end{aligned}$$

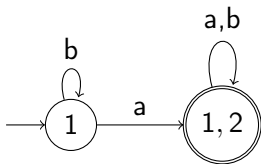
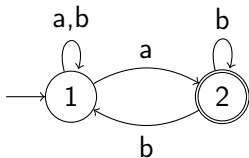
НКА допускает слово  $\alpha \Leftrightarrow \exists t \in F : t \in R(\alpha)$

$$O(|\alpha| \sum_{q \in Q} \sum_{c \in \Sigma} |\delta(q, c)|)$$

# Построение ДКА по НКА

- Помещаем в *Queue* множество  $\{q_0\}$
- Пока очередь не пуста, выполняем:
  - ▶  $q = \text{Queue.pop}()$
  - ▶ Строим множество  $q' = \{t = \delta(s, c) \mid s \in q, c \in \Sigma\}$ . Если  $q' \notin \text{Queue}$ , добавить его в очередь. Каждое такое множество — новая вершина ДКА; добавляем переходы по соответствующим символам
  - ▶ Если во множестве есть хотя бы одна вершина, являющаяся терминальной в данном НКА, то соответствующая вершина ДКА будет конечной
- Результат:  $\langle \Sigma, Q_d, q_{d_0} \in Q_d, F_d \subset Q_d, \delta_d : Q_d \times \Sigma \rightarrow Q_d \rangle$ 
  - ▶  $Q_d = \{q_d \mid q_d \subset 2^Q\}$
  - ▶  $q_{d_0} = \{q_0\}$
  - ▶  $F_d = \{q \in Q_d \mid \exists p \in F : p \in q\}$
  - ▶  $\delta_d(q, c) = \{\delta(a, c) \mid a \in q\}$

## Детерминизация НКА: пример



# Эквивалентность языков, распознаваемых ДКА и НКА

## Теорема

*ДКА и НКА распознают один и тот же класс языков*

## Доказательство.

$\rightarrow$ : очевидно

$\Leftarrow$ : Рассмотрим произвольный НКА и покажем, что алгоритм строит по нему эквивалентный ДКА.

$\forall q \in q_d, \forall c \in \Sigma, \forall p \in \delta(q, c) : p \in \delta_d(q_d, c)$

Рассмотрим  $\langle q_0, w_1 w_2 \dots w_m \rangle \vdash \langle u_1, w_2 \dots w_m \rangle \vdash^* \langle u_m, \varepsilon \rangle, u_m \in F$

$\forall i : u_i \in u_{d_i}$ , где  $(q_{d_0}, w_1 w_2 \dots w_m) \vdash (u_{d_1}, w_2 \dots w_m) \vdash^* (u_{d_m}, \varepsilon)$

$\Rightarrow u_m \in u_{d_m}$

