第五讲

✧ 有限状态自动机 ⇔ 正规表达式

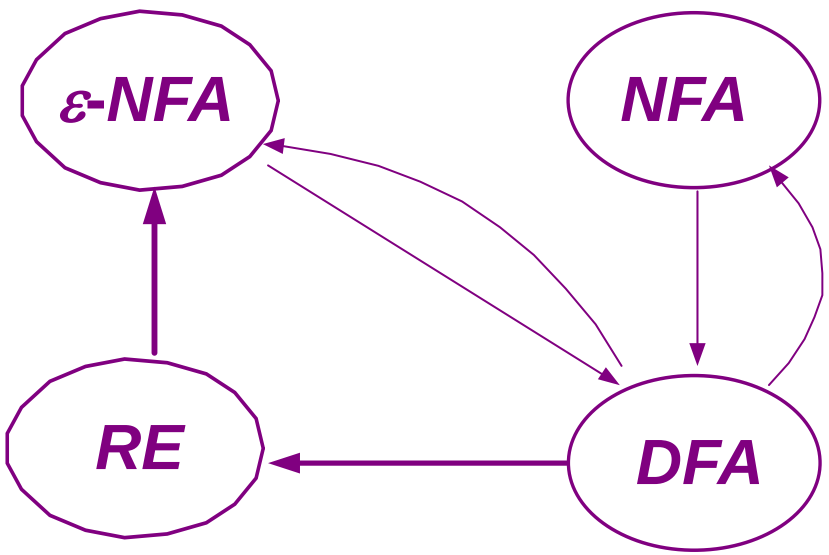
有限状态自动机⇔正规表达式

- 有限自动机与正规表达式的关系
- 几个转换算法的复杂度（选讲）

有限自动机与正规表达式的关系

✧ 结论: 有限自动机所表示的语言是正规语言

– 证明策略



✧ 从正规表达式构造等价的ε - NFA

– 定理: *L* 是正规表达式 *R* 表示的语言, 则存在一个 ε - NFA *E* ,满足 *L(E) = L(R) = L*.

证明: 构造性证明. 可以通过结构归纳法证明从 *R* 可以构造出与其等价的, 满足如下条件的ε - NFA :

(1) 恰好一个终态;

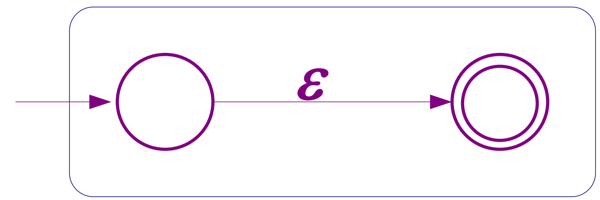
(2) 没有弧进入初态;

(3) 没有弧离开终态;

✧ 归纳构造过程 (从正规表达式构造等价的 ε - NFA)（*Thompson* 构造法）

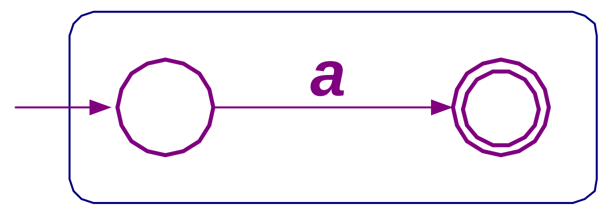
– 基础:

1 对于 ε，构造为



2 对于 ϕ，构造为

3 对于 **a**，构造为

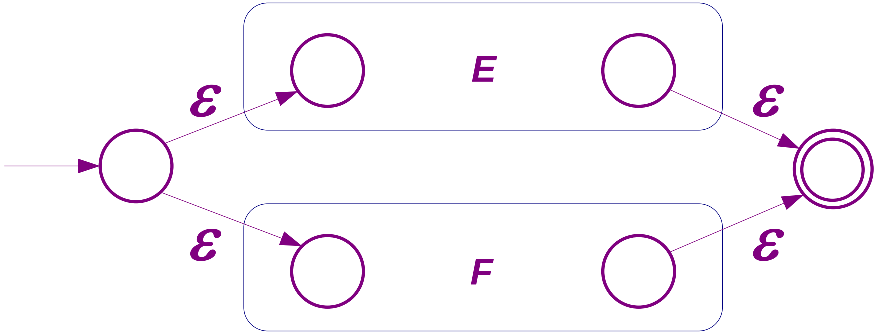


✧ 归纳构造过程 (从正规表达式构造等价的ε - NFA)

（*Thompson* 构造法）

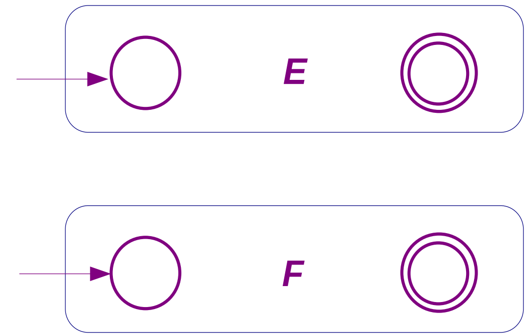
- 归 纳：

1 对于 ***E+F***， 构造为

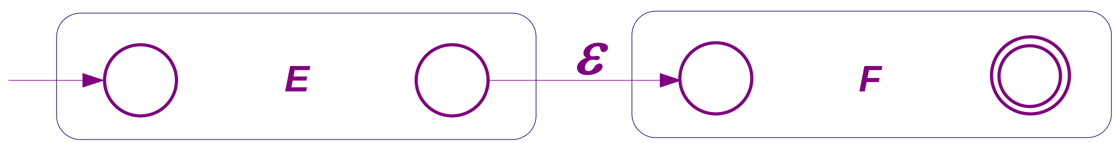


✧ 归纳构造过程 (从正规表达式构造等价的ε - NFA)（*Thompson* 构造法）

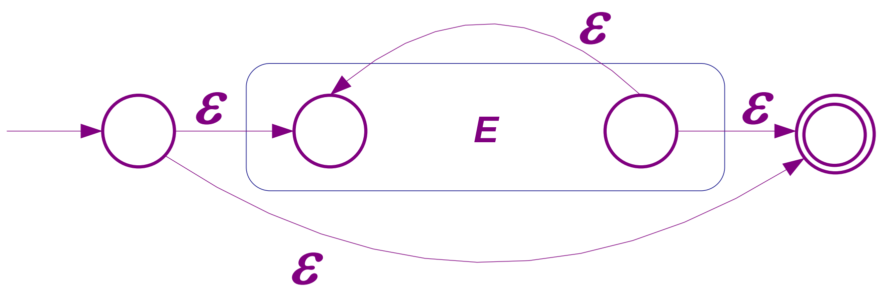
– 归 纳：



2 对于 ***EF***，构造为

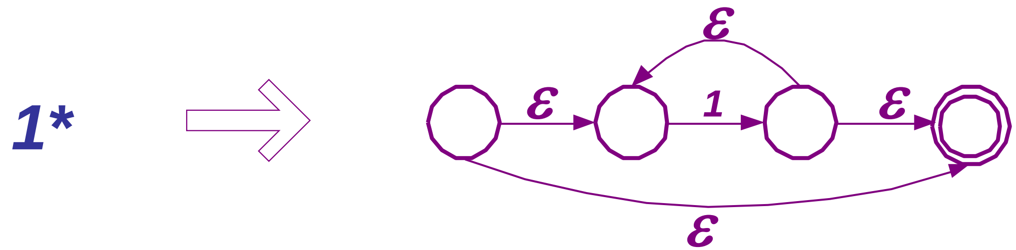


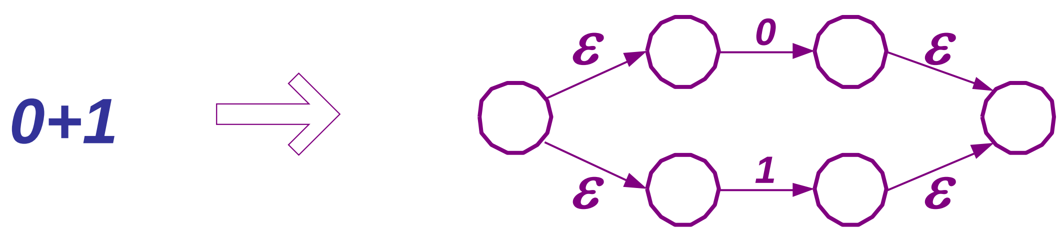
3 对于 ***E****，构造为



✧ 举例 (从正规表达式构造等价的ε - NFA)

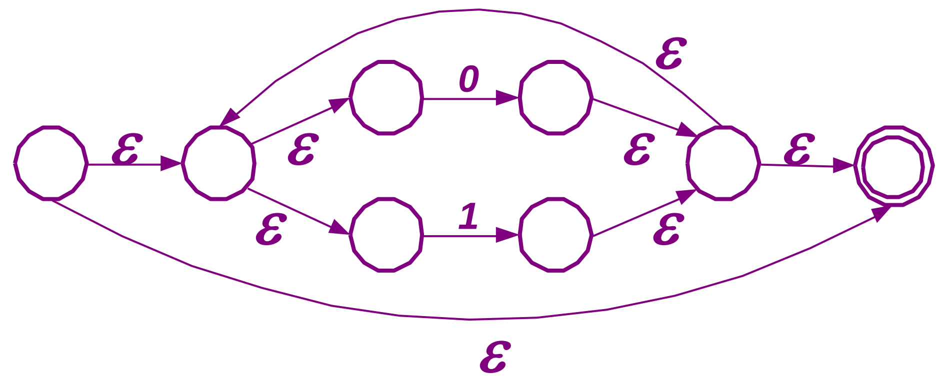
设正规表达式 *1*0(0+1)**, 构造等价的ε - NFA.



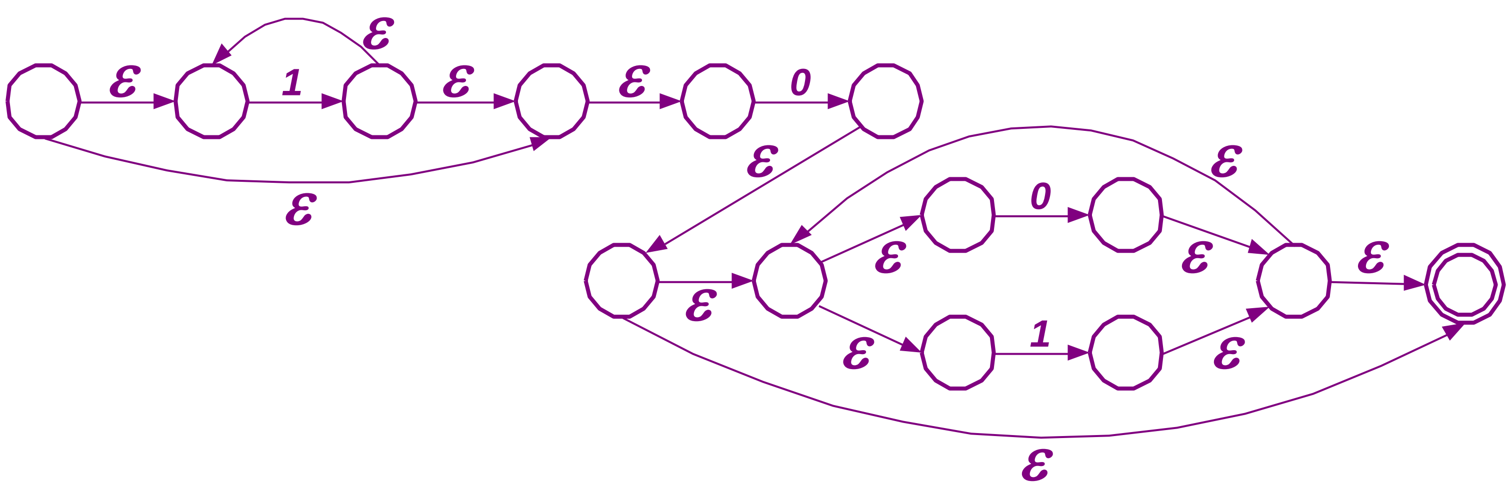


✧ 举例 (从正规表达式构造等价的ε - NFA)

(0+1)*



1*0(0+1)*



✧ 从 DFA 构造等价的正规表达式

– 定理: L 是某个 DFA D 的语言, 则存在一个正规表达式 R ,满足 $L(R) = L(D) = L$.

证明: 构造性证明. 以下是两种构造方法

(1) 路径迭代法（Kleene 构造法）;

(2) 状态消去法

✧ 路径迭代法（从 DFA 构造等价的正规表达式）

– 步骤:

(1) 将 DFA D 的状态集用{1, 2, … , n}表达，
且初态为1

(2) 对所有$1\le i, j \le n$, $0\le k\le n$，迭代计算$R^{(k)}_{ij}$;
这里, $R^{(k)}_{ij}$ 为表示如下语言的正规表达式:
$w \in L(R^{(k)}_{ij})$ iff 从 i 到 j 有一条标记为 w 的路径, 且这条路径上除 i 和 j 之外的所有状态的编号均不大于 k

(3) 通过(2)的迭代过程，最终可计算出
$R^{(n)}_{ij}$（$i, j = 1, 2, \ldots , n$）

(4) 将所有 $R^{(n)}_{1j}$（j 为任一终态）相 “+”

✧ 计算 $R_{ij}^{(k)}$ 的迭代过程

– 基础: $k = 0$

Case 1 $i \neq j$

若不存在从 i 到 j 的弧，则 $R_{ij}^{(0)} = \phi$;

若仅存在一条从 i 到 j 的弧，且标记为 a，则 $R_{ij}^{(0)} = a$;

若存在多条从 i 到 j 的弧，且标记为 $a_1, a_2, \ldots, a_m$，

则 $R_{ij}^{(0)} = a_1 + a_2 + \ldots + a_m$;

Case 2 $i = j$

若不存在从 i 到自身的圈，则 $R_{ij}^{(0)} = \varepsilon$;

若存在一个从 i 到自身的圈且标记为 a，则 $R_{ij}^{(0)} = \varepsilon + a$;

若存在多个从 i 到自身的圈，且标记为 $a_1, a_2, \ldots, a_m$，

则 $R_{ij}^{(0)} = \varepsilon + a_1 + a_2 + \ldots + a_m$;

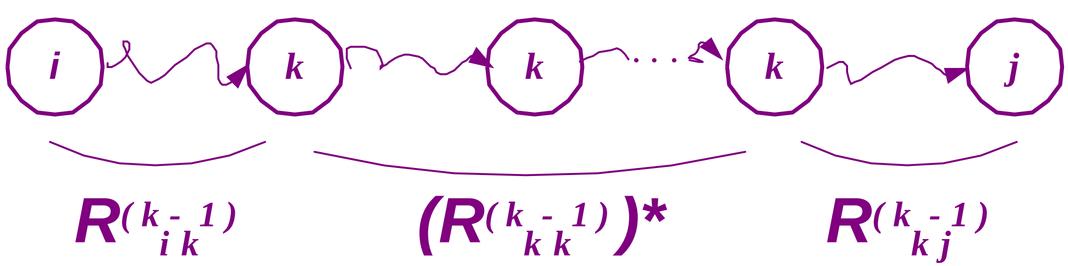
✧ 计算 $R^{(k)}_{ij}$ 的迭代过程

– 归纳: 假设 $R^{(k-1)}_{ij}$（$i, j = 1, 2, \ldots, n$）已经求出. 则迭代公式为 $R^{(k)}_{ij} = R^{(k-1)}_{ij} + R^{(k-1)}_{ik}(R^{(k-1)}_{kk})^* R^{(k-1)}_{kj}$

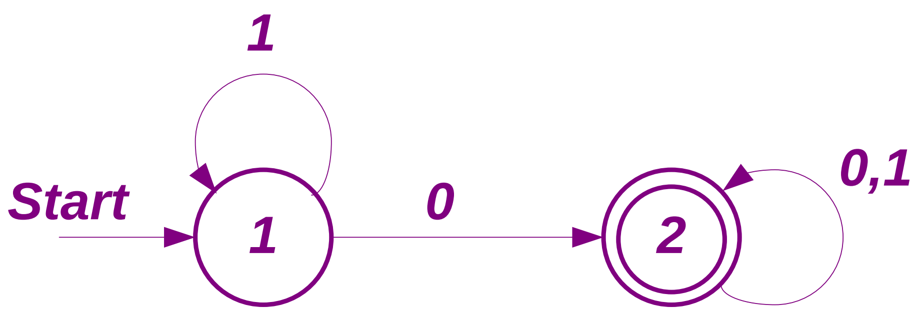
分析: 考虑从 i 到 j 的路径（除 i 和 j 之外的所有状态的编号不大于 k）

Case 1 路径不经过 k. 此时，标记该路径的字符串属于 $L(R^{(k-1)}_{ij})$;

Case 2 路径经过 k 至少一次. 此时，标记该路径的字符串属于 $L(R^{(k-1)}_{ik}(R^{(k-1)}_{kk})^* R^{(k-1)}_{kj})$. 如下图所示:

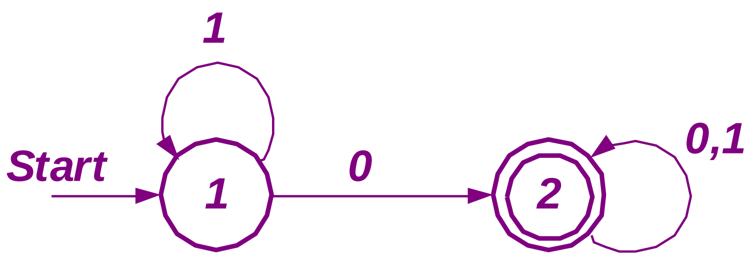


✧ 路径迭代法举例



$R_{11}^{(0)}$	$\varepsilon + 1$
$R_{12}^{(0)}$	0
$R_{21}^{(0)}$	ϕ
$R_{22}^{(0)}$	$\varepsilon + 0 + 1$

✧ 路径迭代法举例

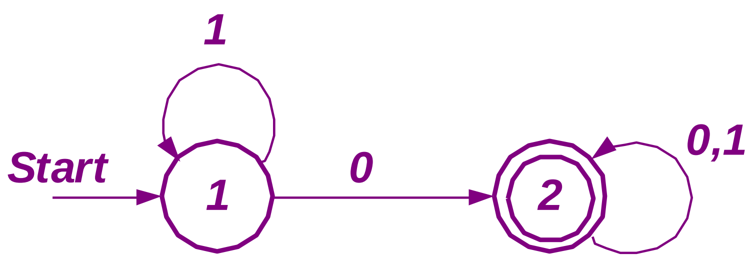


$R_{11}^{(0)}$	$\varepsilon + 1$
$R_{12}^{(0)}$	0
$R_{21}^{(0)}$	ϕ
$R_{22}^{(0)}$	$\varepsilon + 0 + 1$

	直接替换	化简
$R_{11}^{(1)}$	$\varepsilon+1+(\varepsilon+1)(\varepsilon+1)^*(\varepsilon+1)$	1^*
$R_{12}^{(1)}$	$0+(\varepsilon+1)(\varepsilon+1)^*0$	1^*0
$R_{21}^{(1)}$	$\phi+\phi(\varepsilon+1)^*(\varepsilon+1)$	ϕ
$R_{22}^{(1)}$	$\varepsilon+0+1+\phi(\varepsilon+1)^*0$	$\varepsilon+0+1$

$$R_{ij}^{(1)} = R_{ij}^{(0)} + R_{i1}^{(0)}(R_{11}^{(0)})^* R_{1j}^{(0)}$$

✧ 路径迭代法举例

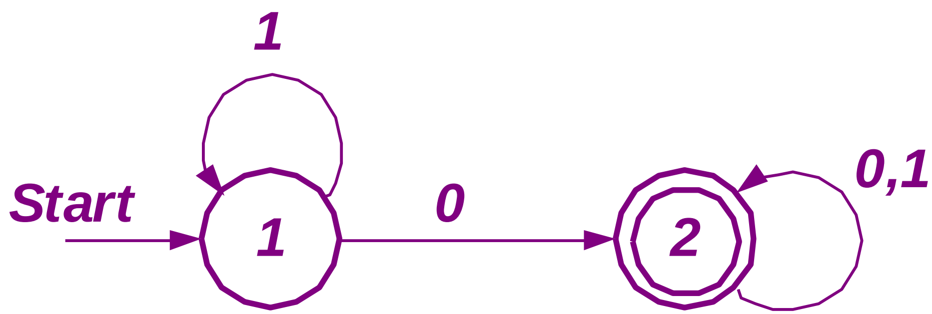


$R_{11}^{(1)}$	1^*
$R_{12}^{(1)}$	1^*0
$R_{21}^{(1)}$	ϕ
$R_{22}^{(1)}$	$\varepsilon + 0 + 1$

	直接替换	化简
$R_{11}^{(2)}$	$1^*+1^*0(\varepsilon+0+1)^*\phi$	1^*
$R_{12}^{(2)}$	$1^*0+1^*0(\varepsilon+0+1)^*(\varepsilon+0+1)$	$1^*0(0+1)^*$
$R_{21}^{(2)}$	$\phi+(\varepsilon+0+1)(\varepsilon+0+1)^*\phi$	ϕ
$R_{22}^{(2)}$	$\varepsilon+0+1+(\varepsilon+0+1)(\varepsilon+0+1)^*(\varepsilon+0+1)$	$(0+1)^*$

$$R_{ij}^{(2)} = R_{ij}^{(1)} + R_{i2}^{(1)}(R_{22}^{(1)})^* R_{2j}^{(1)}$$

✧ 路径迭代法举例



结果: 初态为1, 终态只有一个 2 , 所以, 一个与上图的 DFA 等价的正规表达式为

$$R_{12}^{(2)} = 1^*0(0+1)^*$$

✧ 状态消去法（从 DFA 构造等价的正规表达式）

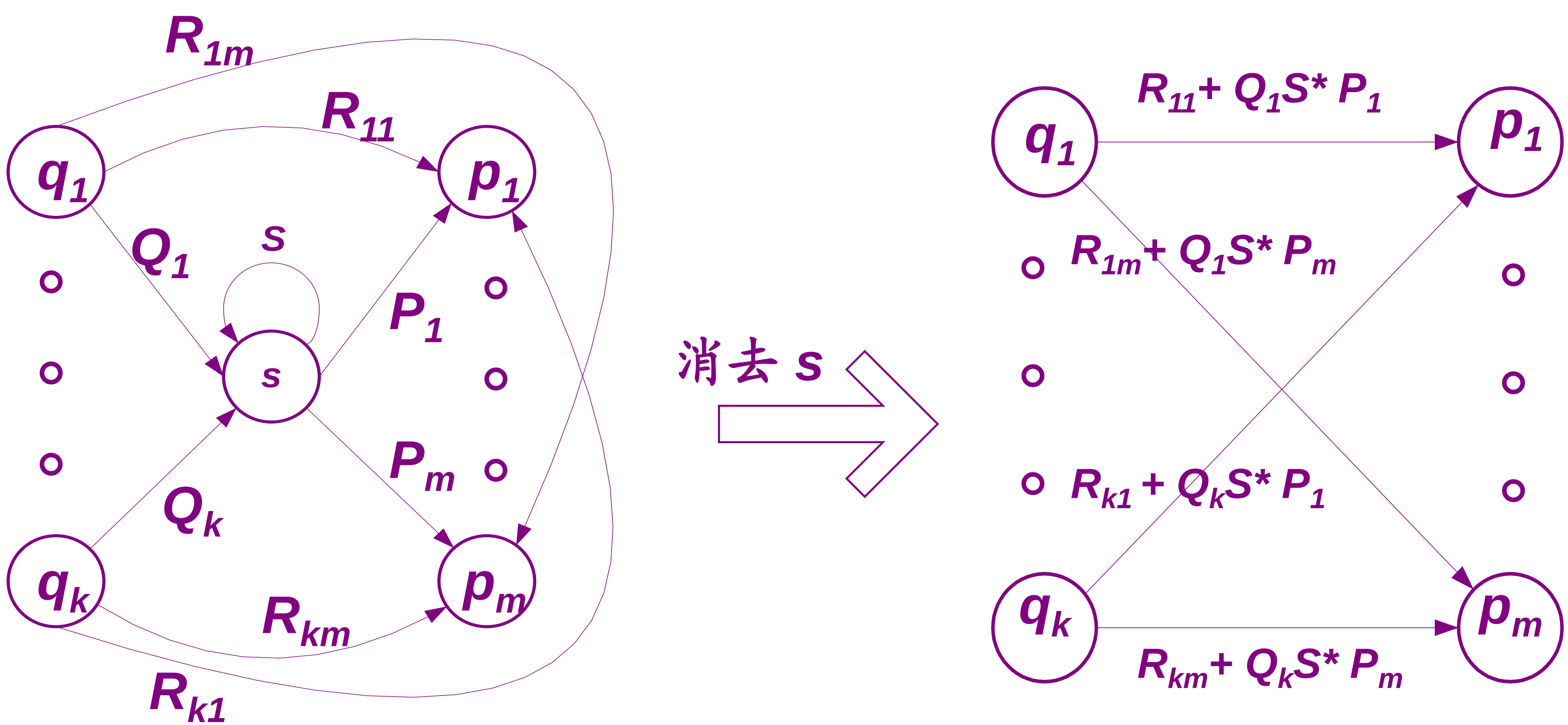
– 思路:

(1) 扩展自动机的概念，允许正规表达式作为转移弧的标记. 这样，就有可能在消去某一中间状态时，保证自动机能够接受的字符串集合保持不变.

(2) 在消去某一中间状态时，与其相关的转移弧也将同时消去，所造成的影响将通过修改从每一个前趋状态到每一个后继状态的转移弧标记来弥补.

以下分别介绍中间状态的消去与正规表达式构造过程.

✧ 中间状态的消去


R1m
R11
q1
p1
Q1
s
s
P1
Pm
Qk
qk
pm
Rkm
Rk1
消去 s
R11+ Q1S* P1
q1
p1
R1m+ Q1S* Pm
Rk1 + QkS* P1
qk
pm
Rkm+ QkS* Pm

有限自动机与正规表达式的关系

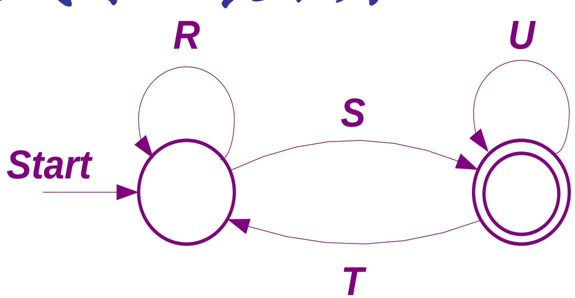
✧ 状态消去法（从 *DFA* 构造等价的正规表达式）

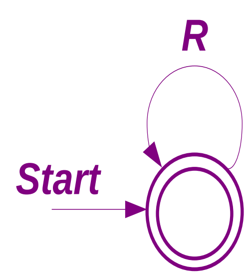
– **步骤:**（假设自动机已转化为扩展的形式）

(1) 对每一终态q，依次消去除 q 和初态 q_0之外的其它状态;

(2) 若$q \neq q_0$，最终可得到一般形式如下左图两状态自动机，该自动机对应的正规表达式可表示为 $(R+SU^*T)^*SU^*$.

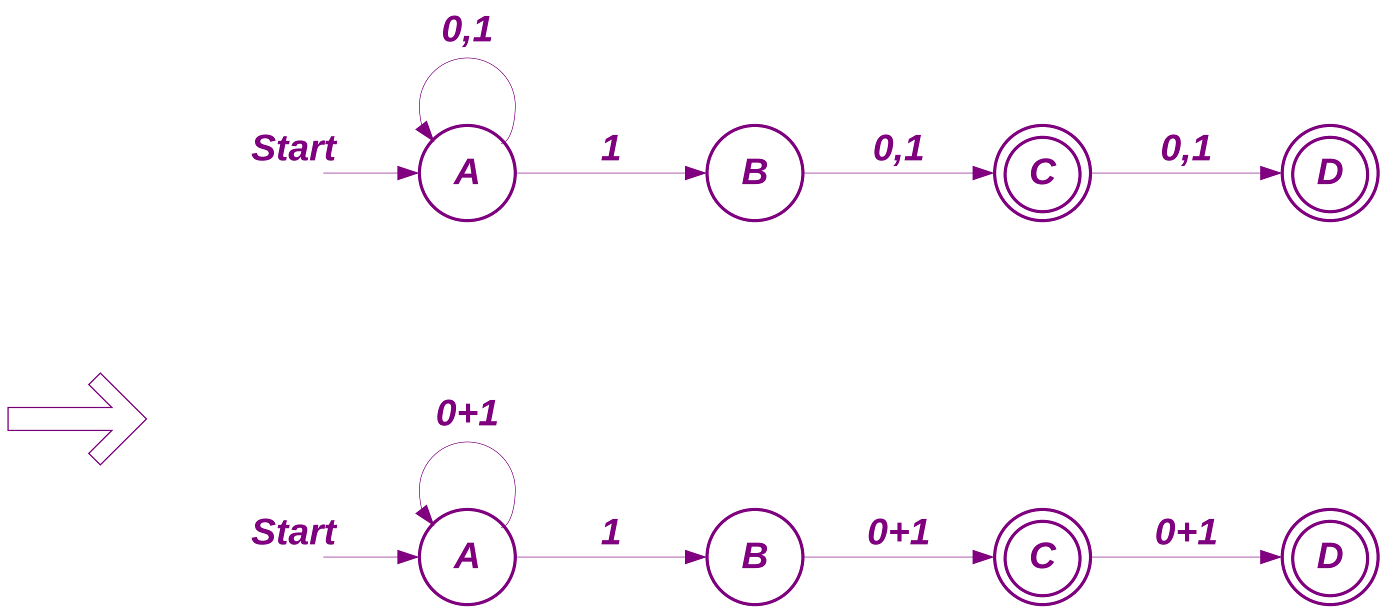
(3) 若$q= q_0$，最终可得到如下右图的自动机，它对应的正规表达式可以表示为 R^*.





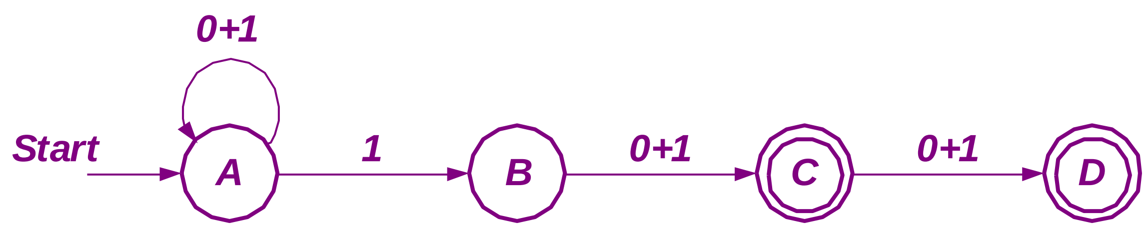
(4) 最终的正规表达式为每一终态对应的正规表达式之和（并）.

✧ 状态消去法举例（推广至非DFA的情形）

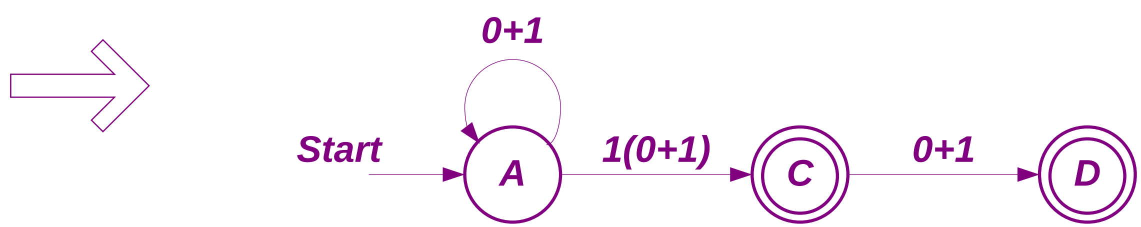


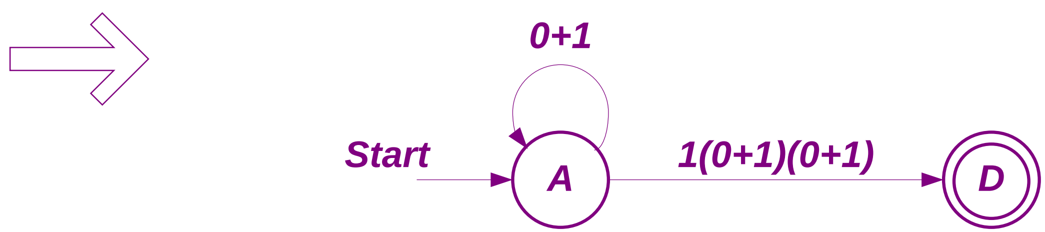
有限自动机与正规表达式的关系

✧ 状态消去法举例

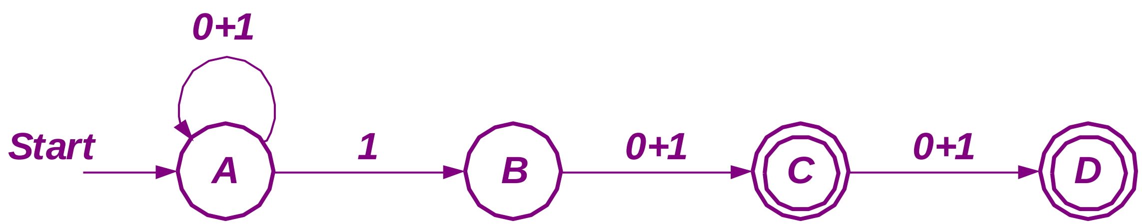


对于终态*D*

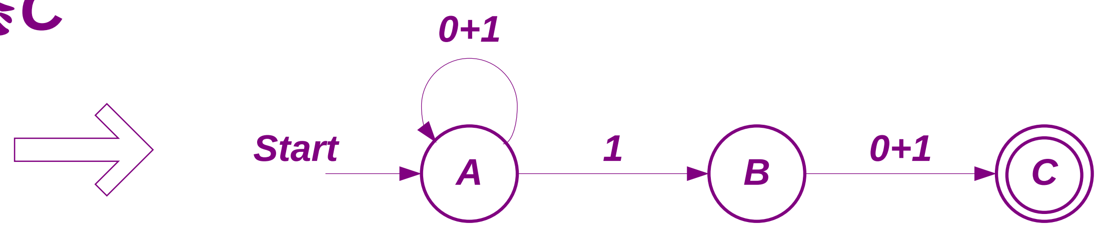


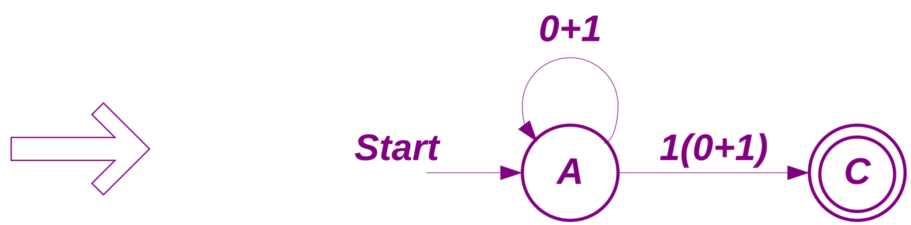


✧ 状态消去法举例

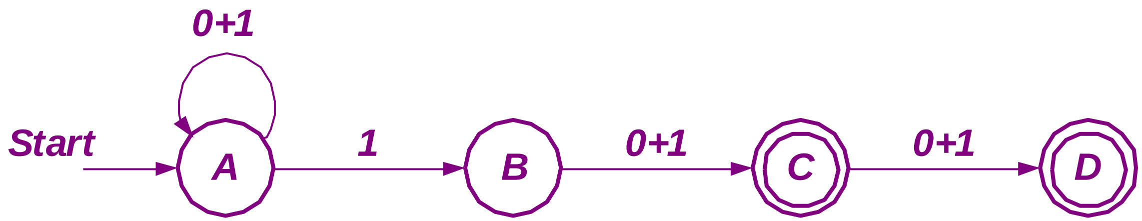


对于终态C

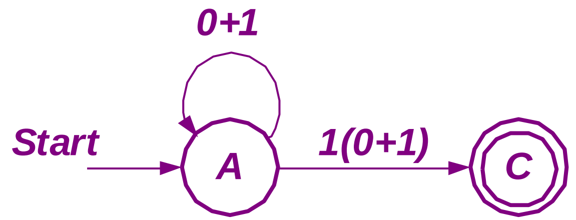




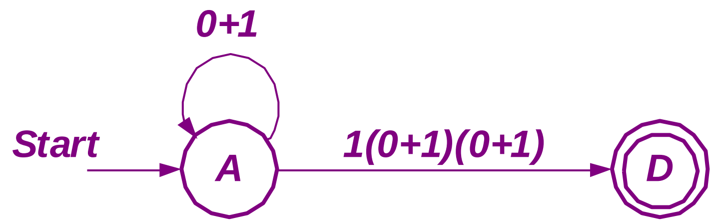
✧ 状态消去法举例



对于终态C



对于终态D



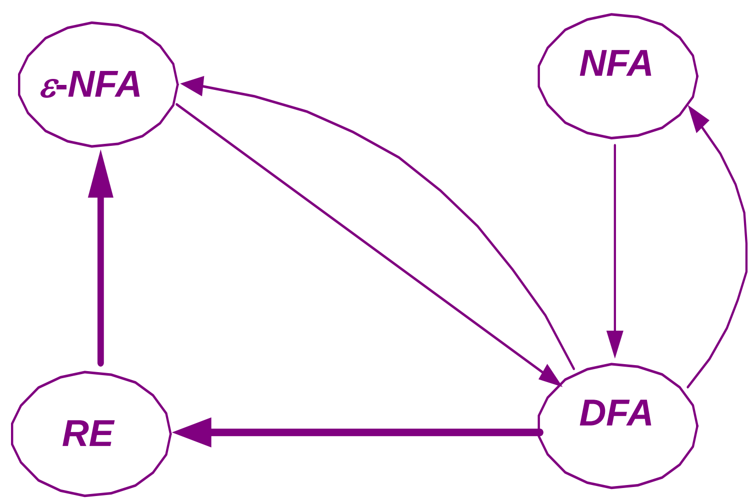
等价的正规表达式

$$(0+1)^*1(0+1)+(0+1)^*1(0+1)(0+1)$$

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 几个转换算法

- 从 DFA 构造 NFA
- 从 NFA 构造 DFA
- 从 DFA 构造 ε - NFA
- 从 ε - NFA 构造 DFA
- 从 DFA 构造正规表达式
- 从正规表达式构造 ε - NFA



几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从 DFA 构造 NFA

– 回顾：设 DFA $D = (Q, \Sigma, \delta_D, q_0, F)$, 构造 NFA $N = (Q, \Sigma, \delta_N, q_0, F_N)$，其中 δ_N 定义为

- 对 $q \in Q$ 和 $a \in \Sigma$,
  若 $\delta_D(q,a) = p$, 则 $\delta_N(q,a) = \{p\}$.

– 设 $|Q|=n$, 该构造过程复杂度为 $O(n)$, 即线性时间.

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从 NFA 构造 DFA

– 回顾：设 NFA $N = (Q, \Sigma, \delta_N, q_0, F)$，构造 $D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, \{q_0\}, F_D)$，其中

- $Q_D = \{ S \mid S \subseteq Q \}$
- 对 $S \in Q_D$ 和 $a \in \Sigma$，$\delta_D(S, a) = \bigcup_{q \in S} \delta_N(q,a)$.
- $F_D = \{ S \mid S \subseteq Q \land S \cap F \neq \phi \}$

– 设 $|Q| = n$, 该构造过程复杂度为 $O(n^2 2^n)$. 但实际运行时间的上界可以是 $O(n^2 s)$，其中 s 为 DFA 实际状态数。

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从 DFA 构造 ε - NFA

– 回顾：设 DFA $D = (Q, \Sigma, \delta_D, q_0, F)$，构造 $E = (Q, \Sigma, \delta_E, q_0, F_E)$，其中 δ_E 定义为

- 对任何 $q \in Q$, $\delta_E(q, \varepsilon) = \phi$
- 对任何 $q \in Q$ 和 $a \in \Sigma$,
  若 $\delta_D(q,a) = p$, 则 $\delta_N(q,a) = \{p\}$

– 设 $|Q|=n$, 该构造过程复杂度为 $O(n)$.

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从 ε - NFA 构造 DFA

– 回顾：设 ε - NFA $E = (Q_E, \Sigma, \delta_E, q_0, F_E)$，构造 $D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, q_D, F_D)$，其中

- $Q_D = \{ S \mid S \subseteq Q_E \wedge S = ECLOSE(S) \}$
- $q_D = ECLOSE(q_0)$
- $F_D = \{S \mid S \in Q_D \wedge S \cap F_E \neq \phi \}$
- 对 $S \in Q_D$ 和 $a \in \Sigma$，令 $S = \{ p_1, p_2, \dots, p_k \}$，并设 $\bigcup_{i=1}^{k} \delta_E(p_i, a) = \{ r_1, r_2, \dots, r_m \}$，则

$$\delta_D(S, a) = \bigcup_{j=1}^{m} ECLOSE(r_j).$$

– 设 $|Q_E| = n$，该构造过程复杂度为 $O(n^3 2^n)$。但实际运行时间的上界可以是 $O(n^3 s)$，其中 s 为 DFA 实际状态数。

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从 DFA 构造正规表达式

– 回顾: (路径迭代法)

(1) 将 DFA D 的状态集用{1, 2, … , n}表达，且初态为1;

(2) 对所有 i, j, k = 1, 2, … , n， 迭代计算 $R^{(k)}_{ij}$;

(3) 将所有 $R^{(n)}_{1j}$（j 为任一终态）相 "+"

– 该构造过程复杂度为 $O(n^3 4^n)$（考虑表达式的大小）

– 采用状态消去法具有同样的复杂度

几个转换算法的复杂度（选讲）

✧ 从正规表达式构造ε - NFA

– 回顾:

归纳于正规表达式的结构，或通过构造一棵表达式树，然后根据归纳构造规则得到ε - NFA；每一结点上的工作只是增加不超过两个新的状态，以及不超过四条新的弧.

– 该构造过程复杂度为O(n), 这里 n 为正规表达式的大小.

课后练习

✧ 必做题:

- Ex.3.2.1 (c),(d)
- Ex. 3.2.3
- Ex.3.2.4 (b),(c)

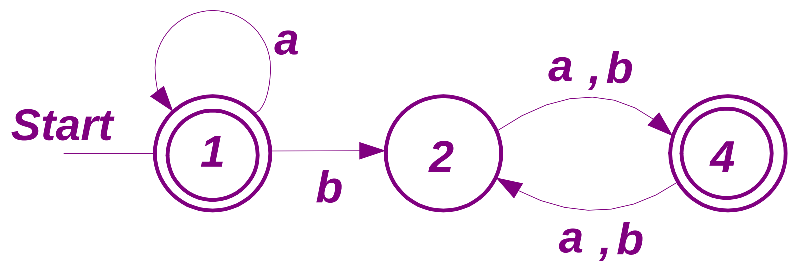
✧ 思考题:

- ! Ex.3.2.6

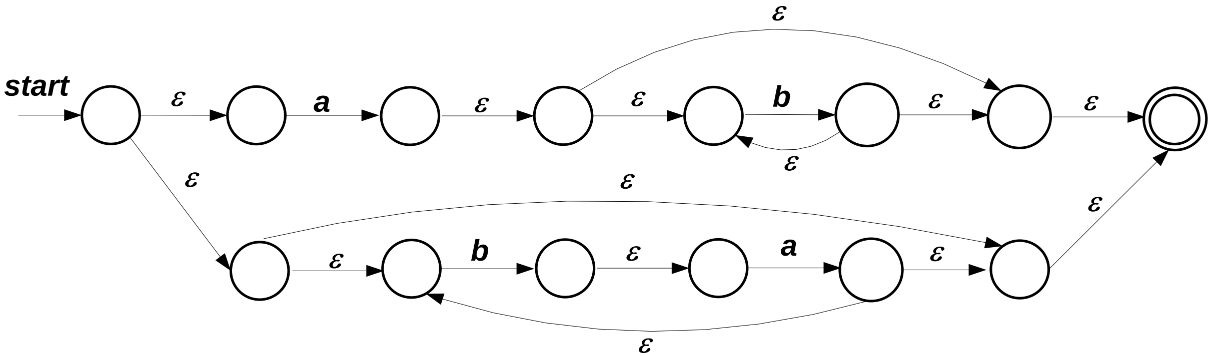
课后练习

✧ **自测题:**

– 下图表示一个 DFA . 使用状态消去技术，求出与此*DFA*等价的一个正规表达式. (分主要步骤或直接写出结果均可)）



– 若严格依课程所介绍的算法（Thompson 构造法）将某个正规表达式转换为等价的 ε–NFA，下图所示为该ε–NFA的转移图表示。试给出这个正规表达式。



That’s all for today.

Thank You