编译技术

第3章　词法分析

2020年9月24日星期四

主讲教师：胡雯蔷

内容摘要

本章介绍词法分析阶段的基本原理和技术，主要内容是词法的3种形式描述工具及其相互转换、构造词法分析程序的技术线路。

重点讲解

3.1　词法分析程序设计

3.2　单词的描述工具

3.3　有穷自动机

3.4　正规式和有穷自动机的等价性

3.5　正规文法和有穷自动机间的转换

3.6　词法分析程序的自动构造工具

3.1 词法分析程序设计

3.1.1 词法分析任务

词法分析阶段是编译的第一阶段，它的主要任务是从左至右扫描文本格式的源程序，从基于字符理解的源程序中分离出符合源语言词法的单词，最终转换成基于单词理解的源程序。

输出形式为：（单词种类，单词）

单词种类类似于自然语言的词性，由构词规则等因素确定的。

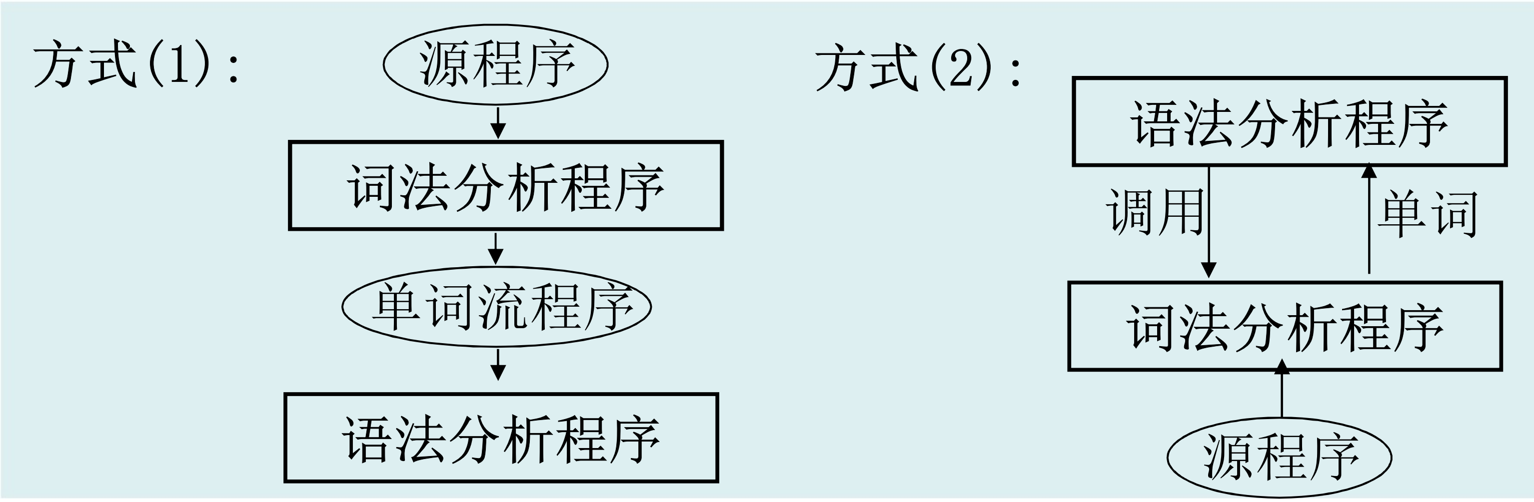
计算机高级语言一般都有关键字、标识符、常数、运算符和定界符这5类单词。

3.1.2　词法分析程序和语法分析程序的接口方式

词法分析程序通常与后阶段语法分析程序接口有下列两种方式。

(1)词法分析程序和语法分析程序各自独立一趟方式。即词法分析程序把字符流的源程序转换成单词流的内部程序形式，供语法分析程序之用。

(2)词法分析程序和语法分析程序合并为一趟方式。即词法分析程序由反复语法分析程序调用，每调用一次从源程序中一个新单词返回给语法分析程序。



3.2 单词的形式化描述工具

基于生成观点、计算观点和识别观点，分别形成了正规文法、正规式和有穷自动机 3种用于描述计算机高级语言词法的工具。

本节仅介绍正规文法和正规式以及两者之间的转换方法。

3.2.1 正规文法

下面是“标识符”单词的右线性正规文法描述实例。

$G_1[T]$：

$T \rightarrow c \mid c\,S$

$S \rightarrow c \mid d \mid cS \mid dS$

T ：标识符 S：字母数字串 c：字母 d：数字

3.2.2 正规式

基于字母表Σ上的正规式（也称为正则表达式）定义如下，正规式e的计算值称为正规集，记为L(e)。

1. ε 是Σ上的正规式，$L(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$
2. Φ是Σ上的正规式，$L(\Phi) = \Phi$
3. 任何$a \in \Sigma$，a是Σ上的正规式，$L(a) = \{a\}$
4. 如果e_1和e_2是Σ上的正规式，则
   - 4.1 (e_1)是Σ上的正规式，$L((e_1)) = L(e_1)$
   - 4.2 $e_1 | e_2$ 是Σ上的正规式，$L(e_1 | e_2) = L(e_1) \cup L(e_2)$
   - 4.3 $e_1 \cdot e_2$ 是Σ上的正规式，$L(e_1 \cdot e_2) = L(e_1) \cdot L(e_2)$
   - 4.4 e_1* 是Σ上的正规式，$L(e_1*) = L(e_1)*$

3.2.2 正规式

例 3.1 令$\sum = \{a,b\}$，则$\sum$上正规式的例子如下，

a、$a \mid b$、ab、$(a \mid b)^*$、$(a \mid b)^* a$，

且 $L(a) = \{a\}$

$L(a \mid b) = L(a) \cup L(b) = \{a\} \cup \{b\} = \{a,b\}$

$L((a \mid b)^*) = (L(a \mid b))^* = (\{a, b\})^* = \{a, b\}^*$

$L((a \mid b)^* a) = L((a \mid b)^*) \cdot L(a) = \{a,b\}^* \{a\}$

两个正规式e_1和e_2相等，是指正规式e_1和e_2计算值相等(即$L(e_1) = L(e_2)$)，记为$e_1 = e_2$。

设r,s,t为正规式，则正规式有如下定律：

1. 交换律：$r \mid s = s \mid r$
2. 结合律：$(r \mid s) \mid t = r \mid (s \mid t)$

   $(r \cdot s) \cdot t = r \cdot (s \cdot t)$
3. 分配律：$r \cdot (s \mid t) = r \cdot s \mid r \cdot t$

   $(s \mid t) \cdot r = s \cdot r \mid t \cdot r$

正规式应用举例

（1） 描述“标识符”单词的正规式

$$a(a \mid b)^*$$

其中，$\Sigma=\{a, b\}$，a —— 字母， b —— 数字

$$L(a(a \mid b)^*)=\{a\}\{a, b\}^*$$

（2） 描述“整数”单词的正规式

$$dd^* \mid +dd^* \mid -dd^*$$

其中，$\Sigma=\{+, -, d\}$， d —— 数字

$$L(dd^* \mid +dd^* \mid -dd^*)=\{+, -, \varepsilon\}\{d\}\{d\}^*$$

3.2.3 正规式和正规文法之间转换

定义 3.2　如果正规式r和文法G，有L(r)＝L(G)
则称正规式r和文法G是等价的。

正规式r→文法G转换方法

设Σ上正规式r，则等价文法G＝(V_N, V_T, P, S)。其中, V_T＝Σ；从形如产生式 S→r 开始，按表4.1规则进行转换，直到全部形如产生式，符合正规文法之规则形式为止，可得到P和V_N。

规则1	A→xy	A→xB, B→y
规则2	A→x*y	A→xB，A→y B→xB，B→y
规则3	A→x | y	A→x，A→ y
注：A，B∈V_N，B为新增非终结符		

正规式转换成正规文法

例 3.2 将{a,d}上的正规式a(a｜d)*，转换成等价的 正规文法G[S]。

$S \to a(a \mid d)^*$	$(S \to r)$
$S \to aA$，$A \to (a \mid d)^*$	(规则1)
$S \to aA$，$A \to (a \mid d)B$，$A \to \varepsilon$，$B \to (a \mid d)B$，$B \to \varepsilon$	(规则2)
$S \to aA$，$A \to aB \mid dB$，$A \to \varepsilon$，$B \to aB \mid dB$，$B \to \varepsilon$	(分配律)
$S \to aA$，$A \to aB$，$A \to dB$，$A \to \varepsilon$，$B \to aB$, $B \to dB$，$B \to \varepsilon$	

最后得到正规文法G[S]如下：

$G = (V_N, V_T, P, S)$，其中，

$V_N = \{S, A, B\}$

$V_T = \{a, d\}$

$P = \{S \to aA, A \to aB, A \to dB, A \to \varepsilon, B \to aB, B \to dB, B \to \varepsilon\}$

正规文法转换成正规式

基本上是正规式到正规文法的逆过程，按下列规则将文法处理成只剩下一个开始符号定义的正规式。

规则1	A→xB，B→y	A→xy
规则2	A→xA | y	A→x*y
规则3	A→x，A→ y	A→x | y
注意此处规则2与前面的区别，具有单向性。		

正规文法转换成正规式

规则1	A→xB, B→y	A→xy
规则2	A→xA | y	A→x*y
规则3	A→x， A→ y	A→x | y

正规文法G[S]

S→aA,　　S→a

A→aA,　　A→dA

A→a,　　A→d

整理成：

S→aA ｜ a

A→aA ｜ dA ｜ a ｜ d

A→(a ｜ d)A ｜ (a ｜ d)

A→(a ｜ d)∗(a ｜ d)

S=a(a ｜ d)∗(a ｜ d) ｜ a

代数变换：

S=a(a ｜ d)∗(a ｜ d) ｜ a

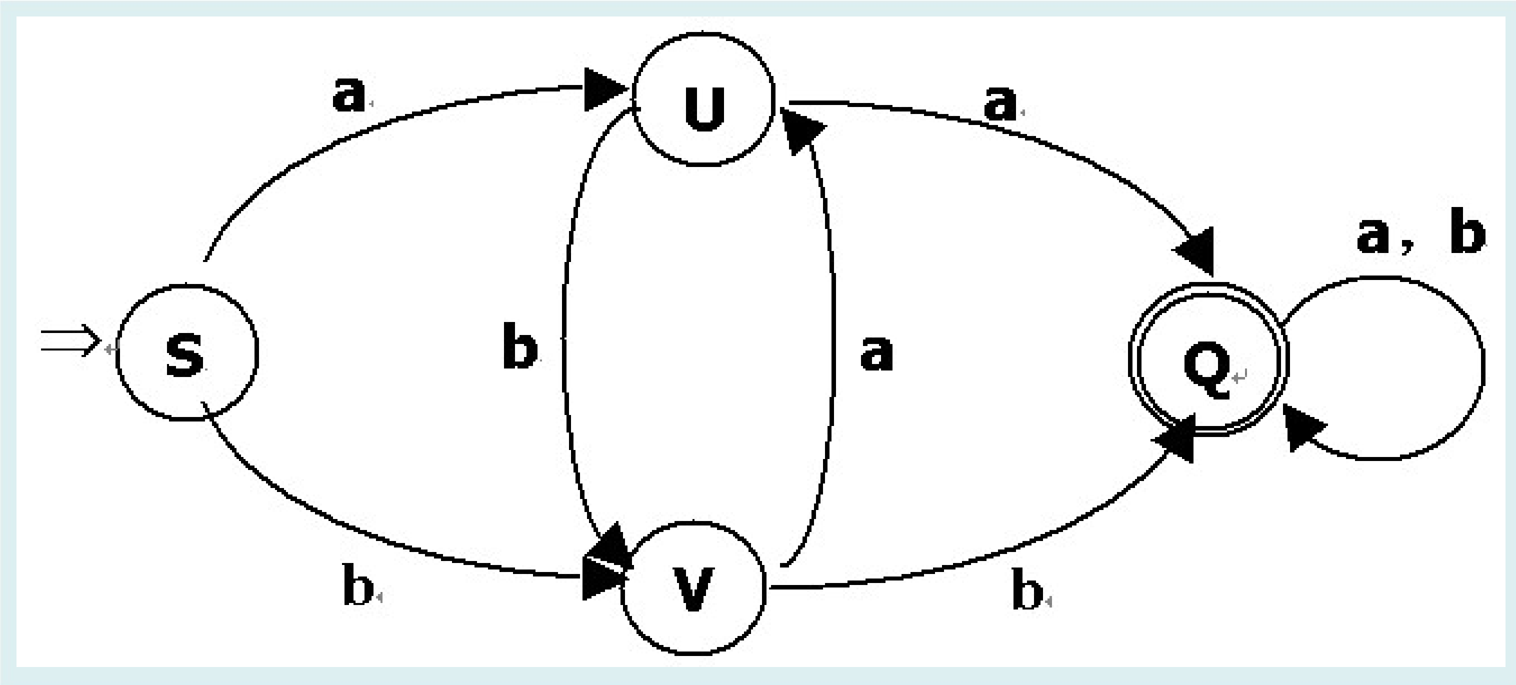
=a((a ｜ d)∗(a ｜ d) ｜ ε)

=a(a ｜ d)∗

如何使用规则处理正规文法G[A]？

A→aB,　　A→b，

B→cA,　　B→d



M接受的aaa和M不接受的aba的识别过程。

定义3.3　　确定有穷自动机

一个确定的有穷自动机DFA M是一个五元组：M=(K,Σ,f,S,Z)。其中:

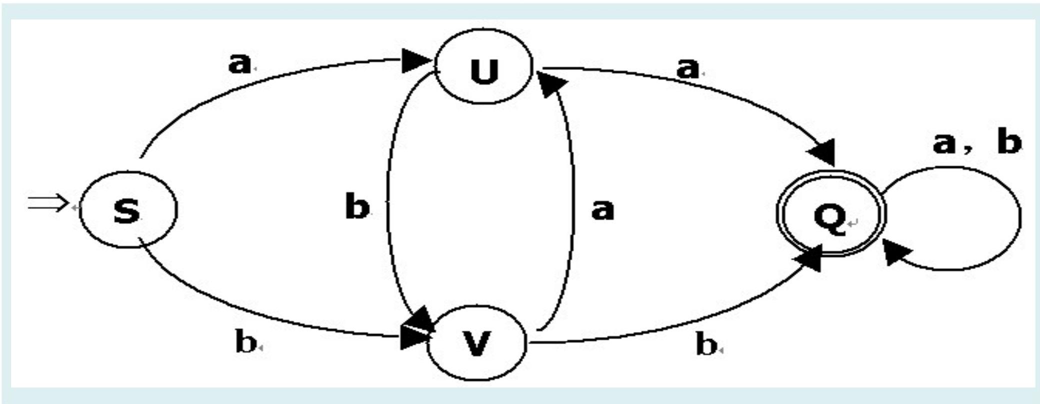
K是非空有穷集，每个元素称为状态；

Σ是有穷字母表；

f是K×Σ→K映射，称为状态转换函数；

S∈K，称为开始状态；

Z ⊂ K，称为结束状态集，或接受状态集。

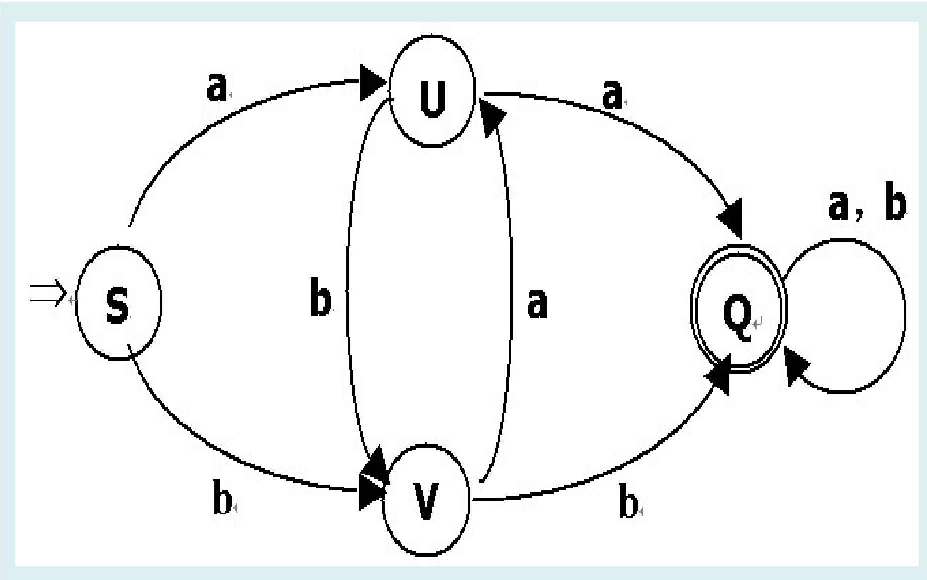


确定有穷自动机转换函数的扩充

转换函数f可以扩充为f′：K×Σ*→K映射，并以f替代f′使用。

设a∈Σ，β∈Σ*，q∈K，即

$$f'(q,\ a\beta)=\begin{cases} f(q,\ a) & (\beta=\varepsilon) \\ f'(f(q,\ a),\ \beta) & (\beta\neq\varepsilon) \end{cases}$$



$f'(S,aaa)=f'(f(S,a),aa)$

$=f'(U,aa)$

$=f'(f(U,a),a)$

$=f'(Q,a)$

$=f(Q,a)=Q\in Z$

定义3.4 确定有穷自动机识别的语言

设DFA M＝(K, Σ, f, S, Z)，如果α ∈Σ*，f′(S, α)∈Z，则称符号串α是DFA M所接受(或识别)的。DFA M所接受的符号串的集合记为L(M)，即

$$L(M)=\{\alpha \mid \alpha \in \Sigma^*,\ f'(S,\alpha)\in Z\}。$$

一个DFA M＝(K, Σ, f, S, Z)，以带权有向图G=(V，E)观点，还可采用图形直观描述：

- 顶点表示状态(即V＝K)
- 加上粗箭头的顶点表示开始状态
- 双圈顶点表示接受状态
- 权为a的弧<A, B>(∈E)表示f(A, a)＝B。

f(A，a)＝B也读作“状态A经过a转换到状态B”。

例 3.3 DFA M定义如下，并转换直观状态图表示，讨论所接受的

符号串**情况。**

$M = (K,\Sigma,f,S,Z)$

其中 $K = \{S, U, V, Q\}$

$\Sigma = \{a, b\}$

f: $f(S, a) = U$ $f(S, b) = V$

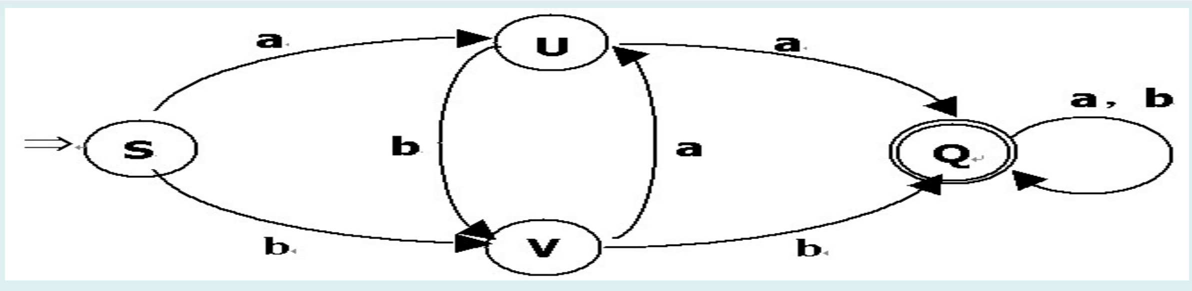
$f(U, a) = Q$ $f(U, b) = V$

$f(V, a) = U$ $f(V, b) = Q$

$f(Q, a) = Q$ $f(Q, b) = Q$

$Z = \{Q\}$

DFA M的状态图表示如下。



M接受的aaa和M不接受的aba的识别过程

定义3.5　　不确定有穷自动机

一个不确定的有穷自动机NFA M是一个五元组：M=(K,Σ,f,S,Z)。其中：

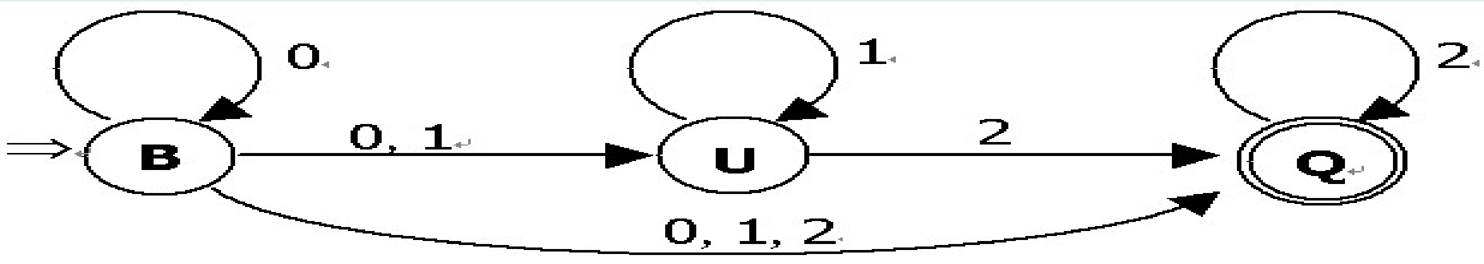
K是非空有穷集，每个元素称为状态；

Σ是有穷字母表；

f是K×Σ∪{ε}→ρ(K)映射；f称为状态转换函数，ρ(K)表示K之幂集。

S⊂K，称为开始状态集；

Z⊂K，称为结束状态集，或接受状态集。



NFA M 的状态图表示

例 3.4 NFA M定义如下，并讨论所接受的符号串情况。

M＝(K，Σ，f，S，Z），其中，

K＝{B，U，Q}

Σ＝{0，1，2}

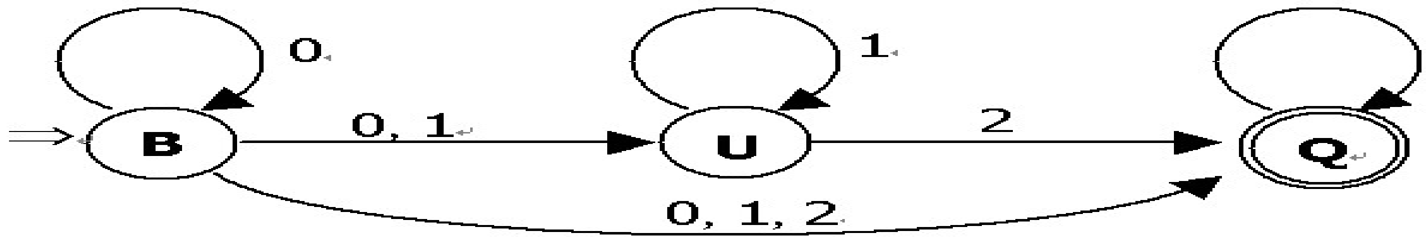
f: f(B，0)＝{S，U，Q} f(B，1)＝{U，Q}

f(B，2)＝{Q} f(U，0)＝ Φ f(U，1)＝{U}

f(U，2)＝{Q} f(Q，0)＝ Φ

f(Q，1)＝ Φ f(Q，2)＝{Q}

S＝{B} Z＝{Q}



NFA M 的状态图表示

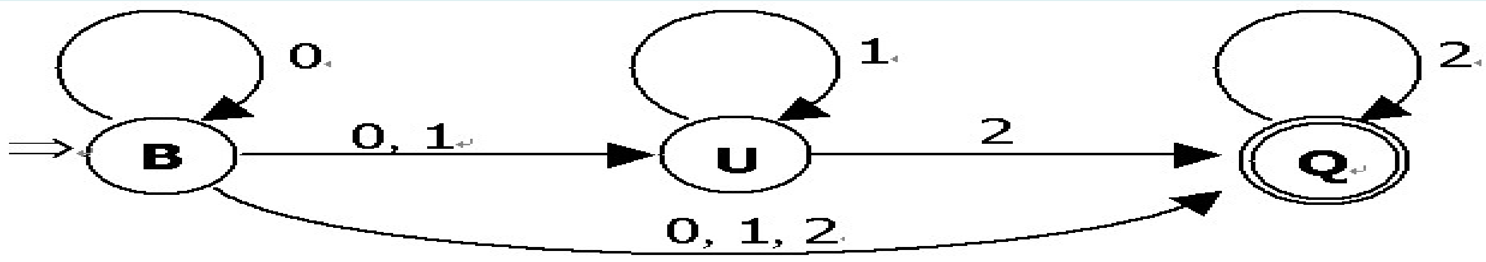
M接受的0、012和M不接受的11的识别过程

不确定有穷自动机转换函数的扩充

NFA转换函数F也可以扩充为f′：ρ(K)×Σ*→ρ(K)映射，并以f替代f′使用。设 a∈Σ，β∈Σ*，I⊂K，即

$$f'(I, a\beta) = \begin{cases} M(I, a) & (\beta = \varepsilon) \\ f'(M(I, a), \beta) & (\beta \neq \varepsilon) \end{cases}$$

其中，$M(I, a) = \bigcup_{q \in I} f(q, a)$



NFA M 的状态图表示

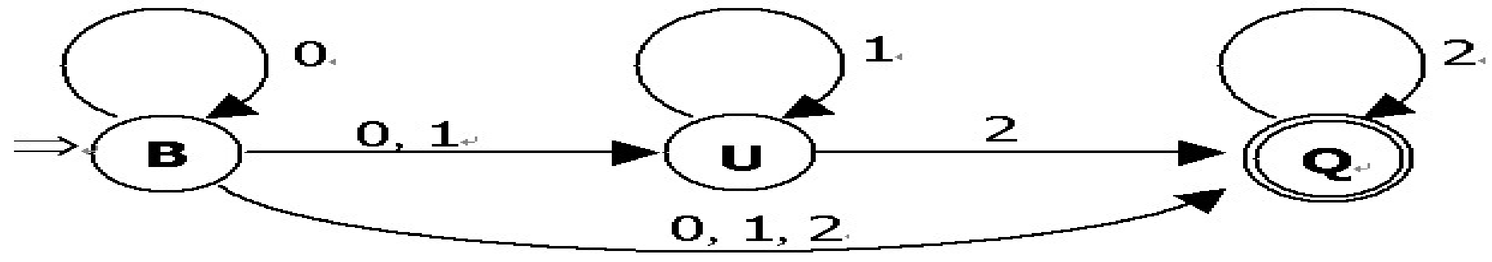
f′({B},012)=f′(M({B},0),12)=f′({B,U,Q},12)

=f′(M({B,U,Q},1),2)=f′({U,Q},2)=M({U,Q},2)={Q}

定义3.6 不确定有穷自动机识别的语言

设NFA M=(K, Σ, f, S, Z)，如果 $\alpha \in \Sigma^*$，$f'(S, \alpha) \cap Z \neq \Phi$，则称符号串α是NFA M所接受(或识别)的。NFA M所接受的符号串的集合亦记为L(M)，即

$$L(M) = \{\alpha \mid \alpha \in \Sigma^*,\ f'(S, \alpha) \cap Z \neq \Phi\}。$$



NFA M 的状态图表示

$\because$ $f'(\{B\}, 012) = f'(M(\{B\}, 0), 12) = f'(\{B, U, Q\}, 12)$

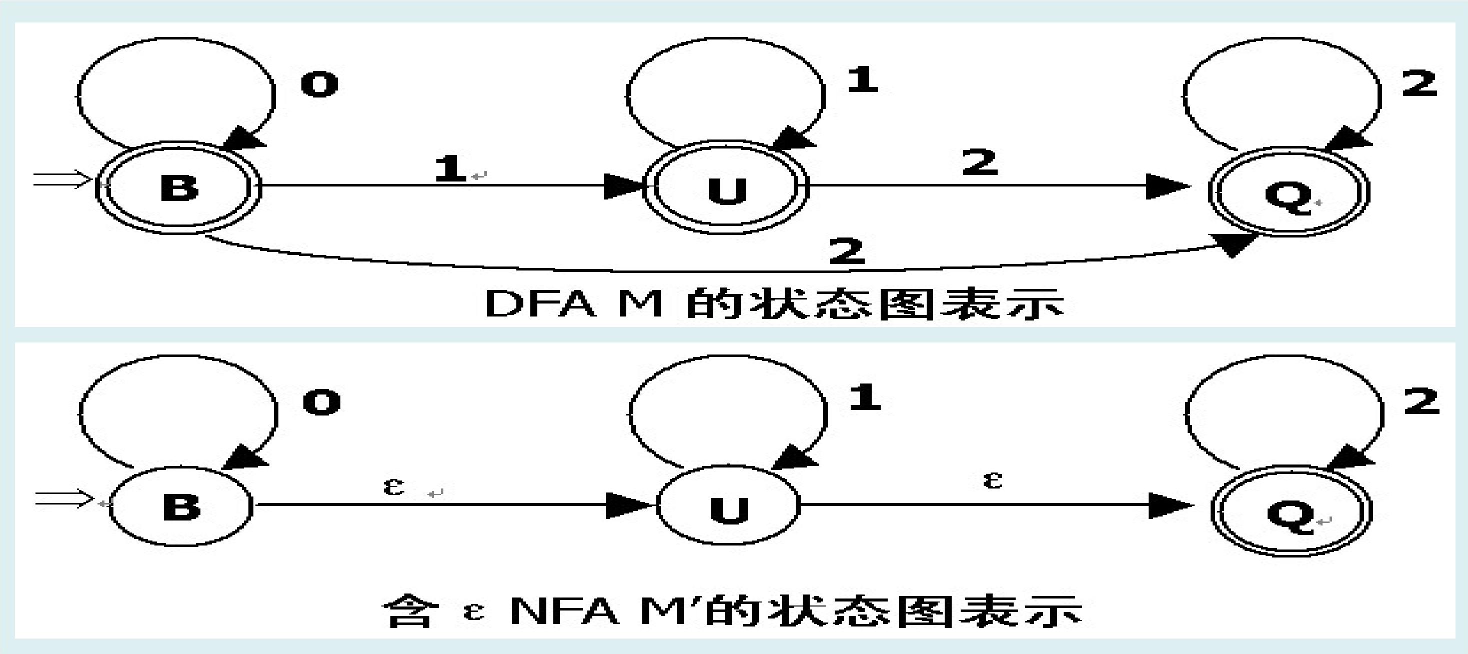
$= f'(M(\{B, U, Q\}, 1), 2) = f'(\{U, Q\}, 2) = M(\{U, Q\}, 2) = \{Q\}$

$f'(\{B\}, 012) \cap Z \neq \Phi$

$\therefore$ 012是NFA M所接受(或识别)的

定义3.7 自动机的等价性

如果FA M_1 和FA M_2接受相同的符号串的集合(即$L(M_1)=L(M_2)$)，则称FA M_1和FA M_2是等价的。



$\because L(M) = L(M') = \{0^n1^m2^k \mid n,m,k \geq 0\} = \{0\}^*\{1\}^*\{2\}^*$

$\therefore$ FA M和FA M′是等价的

状态集合的映射和闭包运算

定义 3.8　设NFA $M=(K,\Sigma,f,S,Z)$，，$I\subset K$，$a\in\Sigma\cup\{\varepsilon\}$，则M(I,a)定义如下：

$$M(I,a)=\bigcup_{q\in I} f(q,a)$$

定义 3.9　设NFA $M=(K,\Sigma,f,S,Z)$，$I\subset K$，则 $\varepsilon\_closure(I)$ 定义如下：

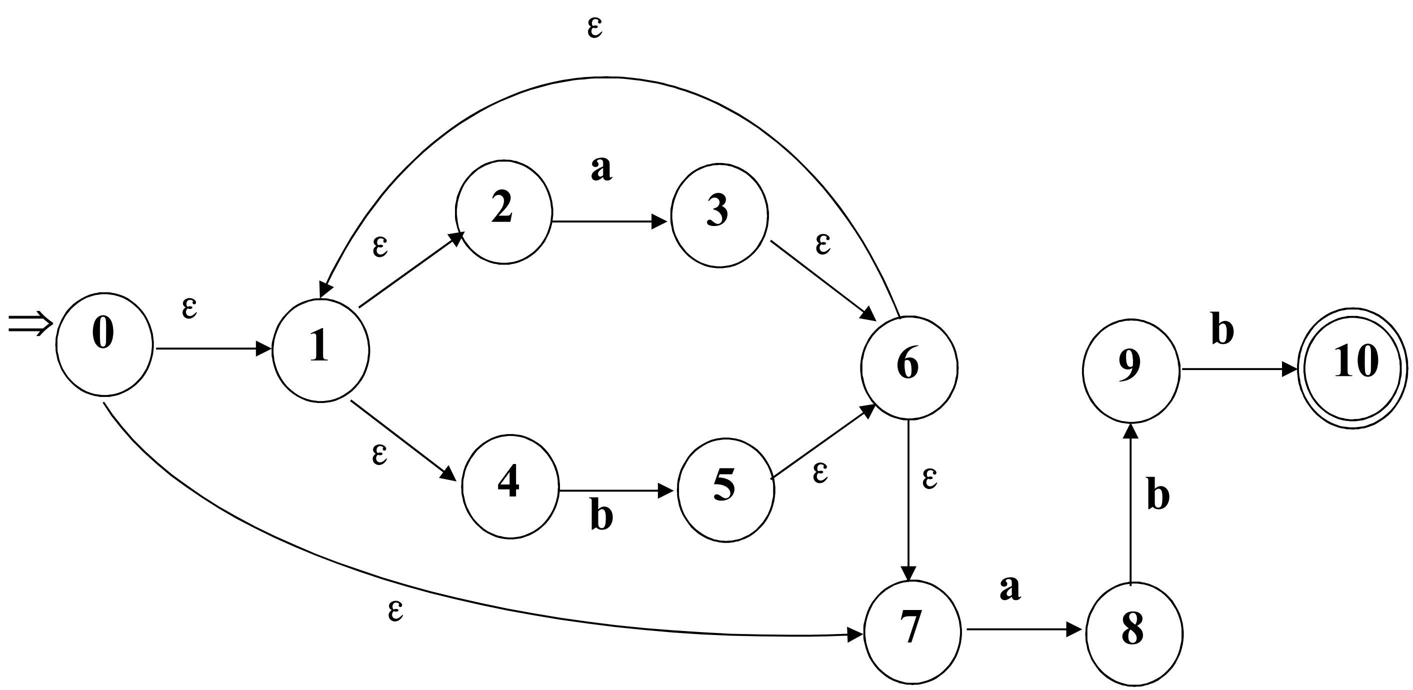
(1) $I\subset\varepsilon\_closure(I)$

(2) $M(\varepsilon\_closure(I),\varepsilon)\subset\varepsilon\_closure(I)$

(3) 重复(2)，直到 $\varepsilon\_closure(I)$，不再扩大为止。

闭包运算举例

例 3.6 设NFA M =（K,Σ,f,S,Z）定义如下，给出计算ε_closure({3，8})过程。



计算ε_closure({3，8})过程演示。

NFA到DFA转换方法(子集法)

设 NFA $M=(K,\Sigma,f,S,Z)$则与之等价的DFA $M'=(K',\Sigma',f',S',Z')$，其中，

(1) $K'=\rho(K)$ ($\rho(K)$是K全部子集之集合称为K之幂集)

(2) $\Sigma'=\Sigma$

(3) $f'(q, a)=\varepsilon\_closure(M(q, a))$

(4) $S'=\varepsilon\_closure(S)$

(5) $Z'=\{q \mid q\in K', q\cap Z\neq\Phi\}$

注解：

①从FA开始状态不存在路径到达的状态，称为不可达状态。

②考虑舍弃不可达状态的转换状态之计算，子集法可以简化从$S'=\varepsilon_closure(S)$开始计算。

NFA到DFA转换方法(子集法)

设 NFA $M=(K,\Sigma,f,S,Z)$，子集法得到与其等价的DFA $M'=(K',\Sigma,f',S',Z')$之具体计算步骤可以是:

① 置K'为空集;

② 计算M'的开始状态$S'=\varepsilon_closure(S)$， S'作为K'新增状态;

③ 对于K'每一新增状态q，计算出每个$a\in\Sigma$的转换状态p，即$f'(q, a)=p=\varepsilon_closure(M(q,a))$。如果$p\notin K'$，则p作为$K'$新增状态;

④ 重复③，直到K'不再出现新增状态为止;

⑤ 计算接受状态集$Z'=\{q \mid q\in K', q\cap Z\neq \Phi\}$

例 **3.7** 将例 **3.6** 定义**NFA M=(K,Σ,f,S,Z)**确定化。

NFA到DFA转换过程演示。

DFA的最小化

确定有穷自动机DFA M的简化是指寻找与之等价的、状态个数达到最小的DFA M′。这样的DFA M′，称为最小化的DFA。

定义3.10　设DFA M＝(K, Σ, f, S, Z), p∈K, q ∈K, p和q是等价的(记为p≡q)定义为：

$$p \equiv q \quad \text{iff} \quad \forall \alpha \in \Sigma^* [f(p, \alpha) \in Z \Leftrightarrow f(q, \alpha) \in Z]。$$

状态p和q等价的二个条件：

一致性条件：p和q同时是可接受状态或不可接受状态。

所以，对于∀p∈Z，∀q∈K−Z，p和q 是不等价的。

蔓延性条件：对所有输入符号，p和q必须转换到等价的状态中。

确定有穷自动机简化基本思想是：计算DFA M的等价状态，然后将等价状态合并，得到最小化的DFA M′。

计算DFA M的等价状态方法有两类：

分割法(教材采用)

合并法

确定有穷自动机的最小化方法

(1) 状态集K划分为两个状态子集{Z，K-Z}，记为Π={Z，K-Z}；

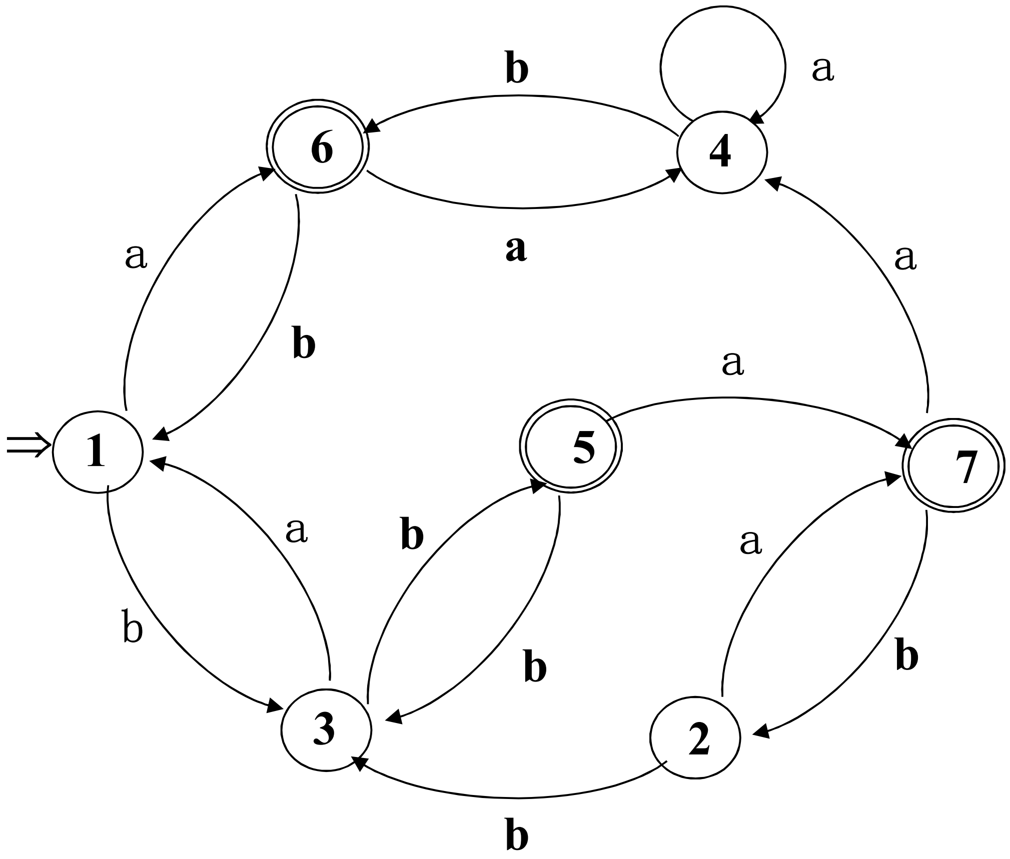
(2) 如果$\exists I\in\Pi\ \exists a\in\Sigma\ \exists J\in\Pi\ [M(I, a)\not\subset J]$即状态子集$I\in\Pi$中至少存在两个p和q，使得$f(p, a)\in J'$和$f(q,a)\in J''$，且$J'\neq J''$（状态子集$J', J''\in\Pi$）， 则将I分割成I′和I”，即$I'=\{r \mid \forall r\in I[f(r, a)\in J']\}$，$I''=I-J'$；重置划分Π：$\Pi\leftarrow(\Pi-\{I\})\cup\{I', I''\}$。

(3) 置重复(2)，直到满足$\forall I\in\Pi\forall a\in\Sigma\ \exists J\in\Pi\ [M(I,a)\subset J]$ 条件为止；

(4) 在DFA M基础上，对于划分Π的同一个状态子集中的全部状态及其相应的转换函数合并，最后所得即为最小化的DFA M′。

确定有穷自动机的最小化举例

例 4.8　将下列DFA M最小化。



DFA M最小化过程演示。

3.4 正规式和有穷自动机的等价性

定义 3.10 如果正规式r和有穷自动机M，有L(r)＝L(M)则称正规式r和有穷自动机M是等价的。

下面讨论正规式和有穷自动机相互等价转换的方法，由此可以得知，正规式和有穷自动机的语言表达能力是一样的。

- NFA到正规式的转换方法
- 正规式到NFA的转换方法

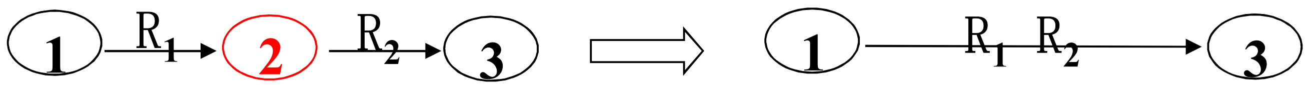
NFA到正规式的转换方法

设NFA M＝(K,Σ,f,S,Z)，则与之等价的Σ上正规式R，可以由下列方法构造。

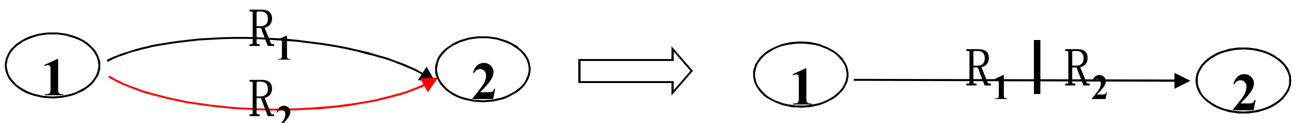
(1) 在NFA M上，新增两个状态X和Y作为开始状态和接受状态，且将X经ε指向M的开始状态(∀q∈K，增加f(X, ε)=q)， 将将M的开始状态经ε指向Y(∀q∈Z，增加f(q, ε)=Y)。这样，得到一个与NFA M等价的、只有唯一开始状态X和唯一接受状态Y的NFA M′;

(2) 按下列转换规则，逐步消除NFA M′中的状态，直到只剩下X和Y两个状态为止。弧<X,Y>上符号串，即为等价的Σ上正规式R。

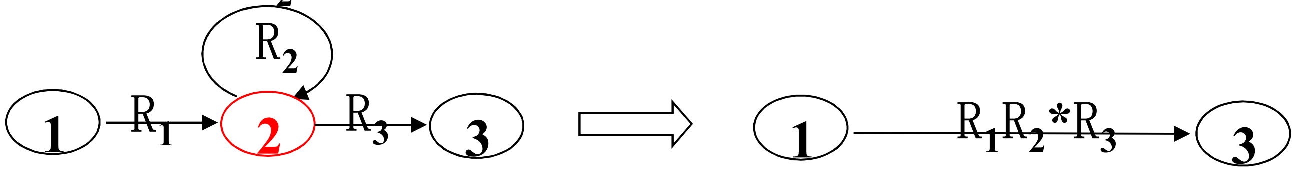
规则1



规则2

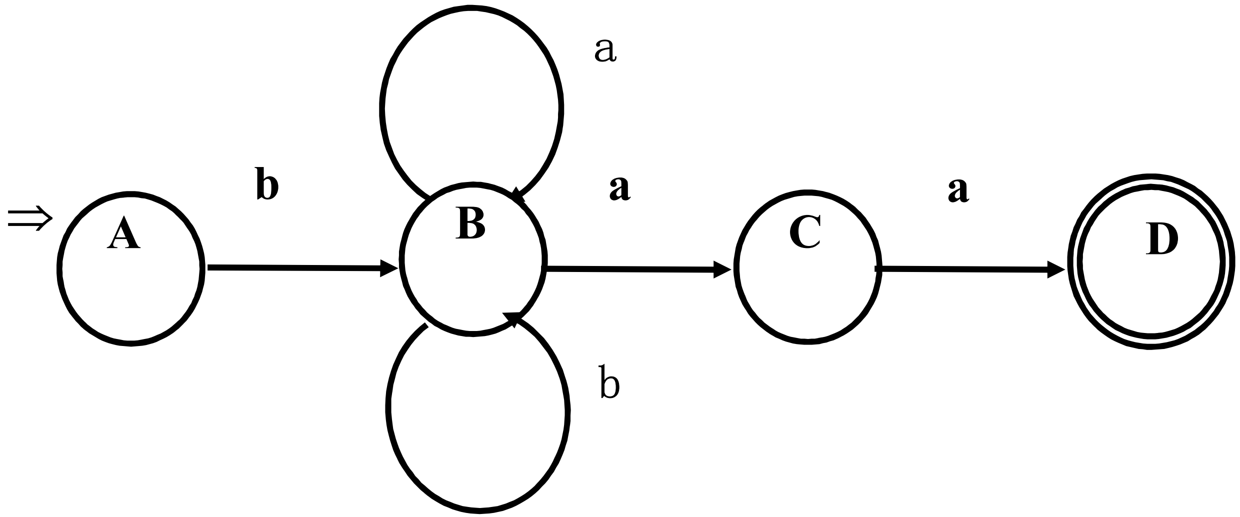


规则3



NFA到正规式的转换方法举例

例 3.9 求与下列NFA M等价的正规式R。



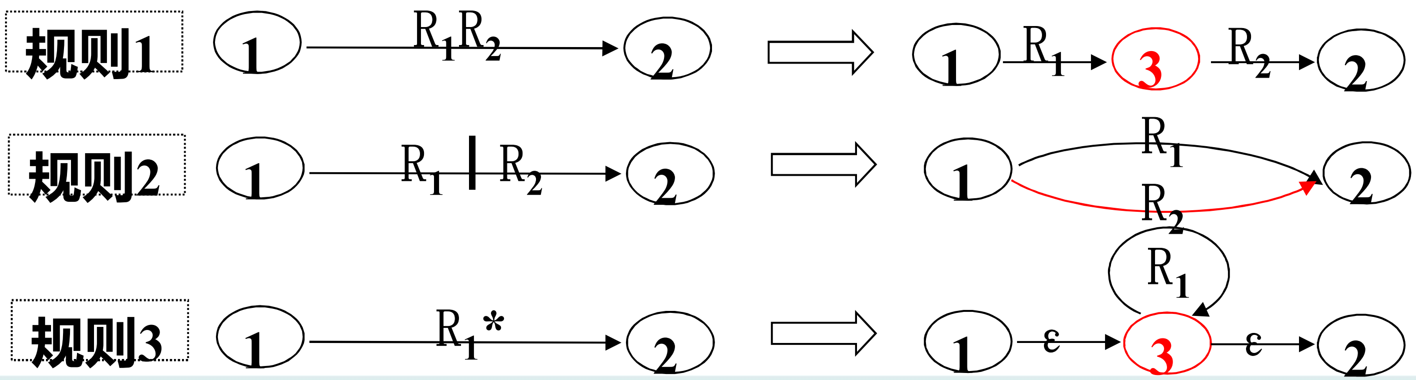
NFA M到正规式 R的转换过程演示。

正规式到NFA的转换方法

设Σ上正规式R,则与之等价的NFA M=(K,Σ,f,S,Z)，可以由下列方法构造。

(1) 新增两个状态X和Y作为NFA M的开始状态和接受状态，且将正规式R作为弧<X,Y>上符号串。特别地，如果R=Φ，则保留开始状态X和接受状态Y的NFA M即为所求。

(2) 在(1)基础上，按下列转换规则,逐步增加的状态，直到弧<X,Y>上剩下单个符号a∈Σ∪{ε}为止。此刻状态图即为等价的NFA M。



例 3.10 将正规式R=b(a|b)*aa转换成等价的NFA M。

3.5 正规文法和有穷自动机间的转换

定义 4.11 如果正规文法G和有穷自动机M，如果L(G)＝L(M)则称正规文法G和有穷自动机M是等价的。

下面讨论正规文法和有穷自动机相互等价转换的方法，由此可以得知，正规文法和有穷自动机的语言表达能力是一样的。

右线性正规文法到NFA转换方法

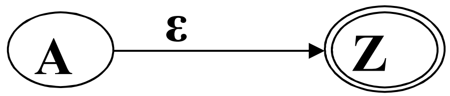
左线性正规文法到NFA转换方法

右线性正规文法到NFA转换方法

设右线性正规文法$G=(V_N,V_T,P,S)$，则与之等价的NFA $M=(V_N\cup\{Z\},V_T,f,\{S\},\{Z\})$，其中$V_N\cap\{Z\}=\Phi$，转换函数f可以由下列方法构造：

（1）如果$A\to a\in P$，　则$f(A，a)=Z$；

（2）如果$A\to \varepsilon \in P$，则$f(A，\varepsilon)=Z$；



（3）如果$A\to aB\in P$，则$f(A，a)=B$。

例 3.11　将下列右线性正规文法G转换成等价的NFA M。

G[Z]：

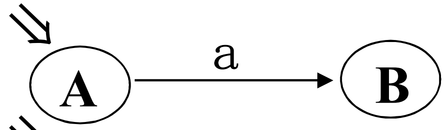
$Z\to 0U \mid 1V$，$U\to 1Z \mid 1$，$V\to 0Z \mid 0$

右线性正规文法G到NFA M转换过程演示。

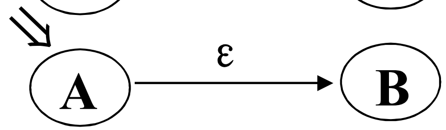
左线性正规文法到NFA转换方法

设左线性正规文法G＝(V_N, V_T, P, S)，则与之等价的NFA M＝(V_N∪{A}, V_T, f, {A}, {S})，其中V_N∩{A}＝Φ，转换函数f可以由下列方法构造：

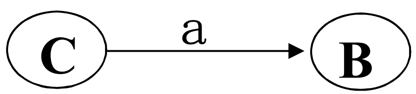
(1) 如果B→a ∈P，则f(A, a)=B；



(2) 如果B→ ε ∈P，则f(A, ε)=B；



(3) 如果B→Ca∈P，则f(C, a)=B。



例 3.12 将下列左线性正规文法G转换成等价的NFA M。

G[Z]：

Z→ U0 | V1， U→ Z1 | 1， V→ Z0 | 0

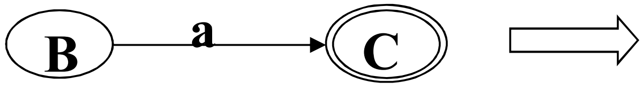
左线性正规文法G到NFA M转换过程演示。

DFA到右线性正规文法转换

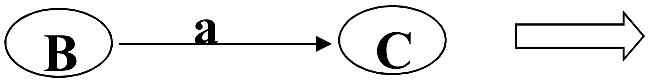
设DFA M＝(K, Σ, f, S, Z)，则与之等价的右线性正规文法G＝(K, Σ, P, S)，其中规则集转换P可以由下列方法构造：

(1) 如果 f(B，a)＝C， 则B→aC∈P。

(2) 对接收状态 ∈Z， 增加S→ ε

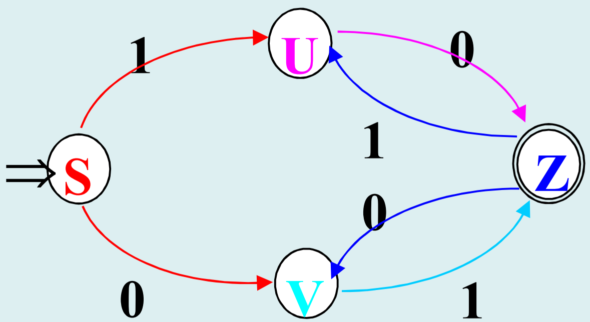


B→aC **再加**B→a**或** C→ε



B→aC

3.13 将下列DFA M转换成等价的右线性正规文法G。



令S为文法G开始符，得等价文法G如下。

G[S]：S→ 1U | 0V

U→ 0 | 0Z

V→ 1Z | 1

Z→ 1U | 0V

构造词法分析程序的技术线路

(1)依据给定的源语言之单词集，设计其正规文法或正规式；

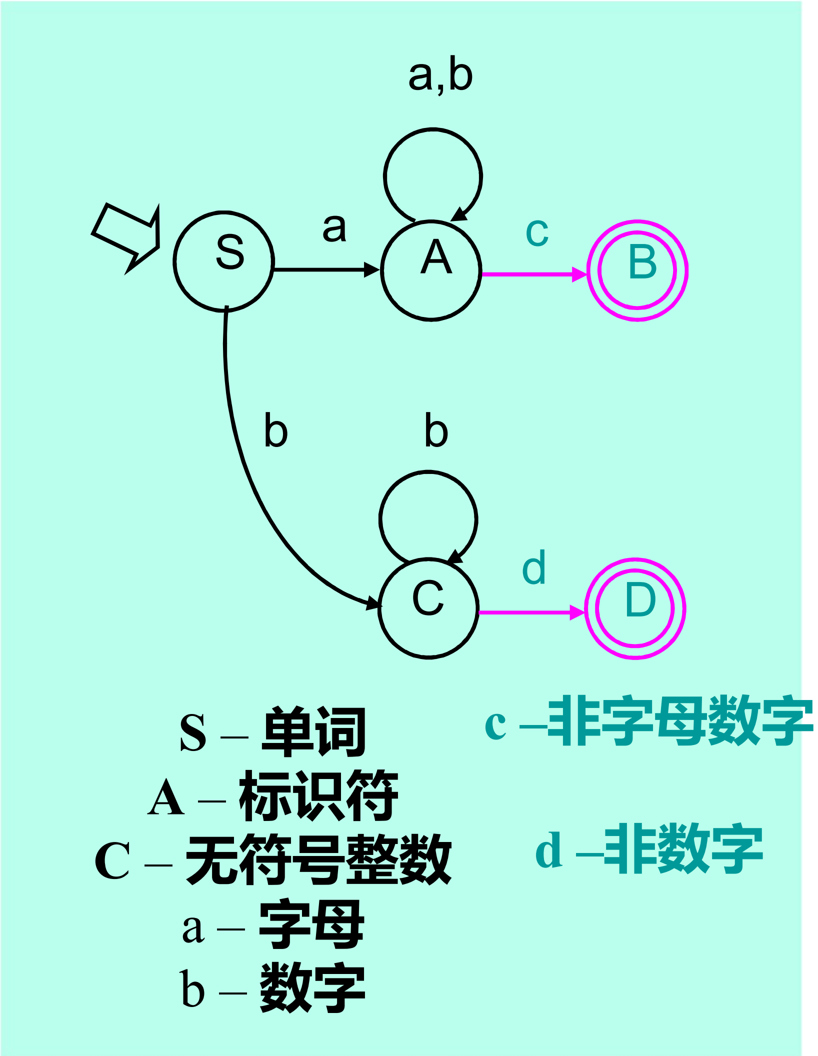
(2)之后等价地转换成非确定有穷自动机；

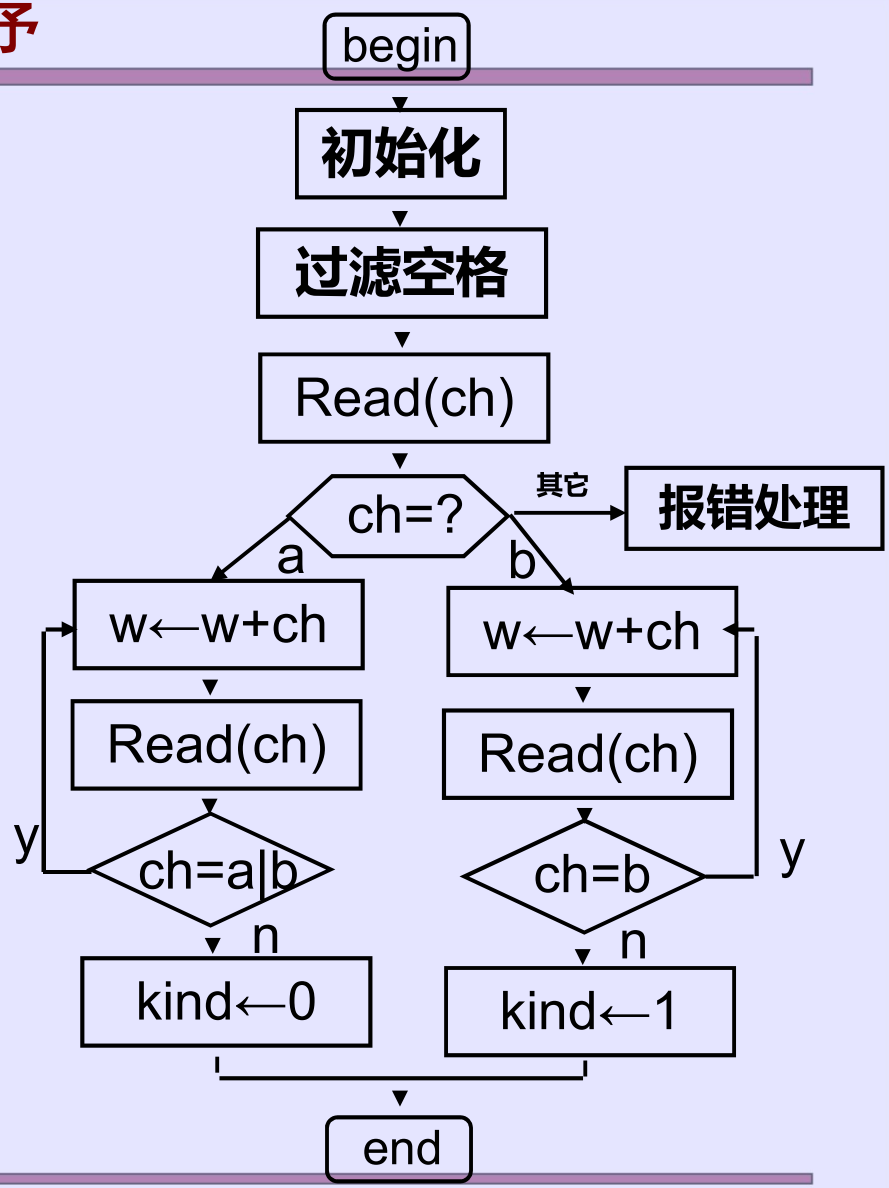
(3)再通过子集法将其确定化，最终将确定有穷自动机最小化；

(4)最后依据最小化确定有穷自动机，设计词法分析程序。

- 词法分析程序生成器

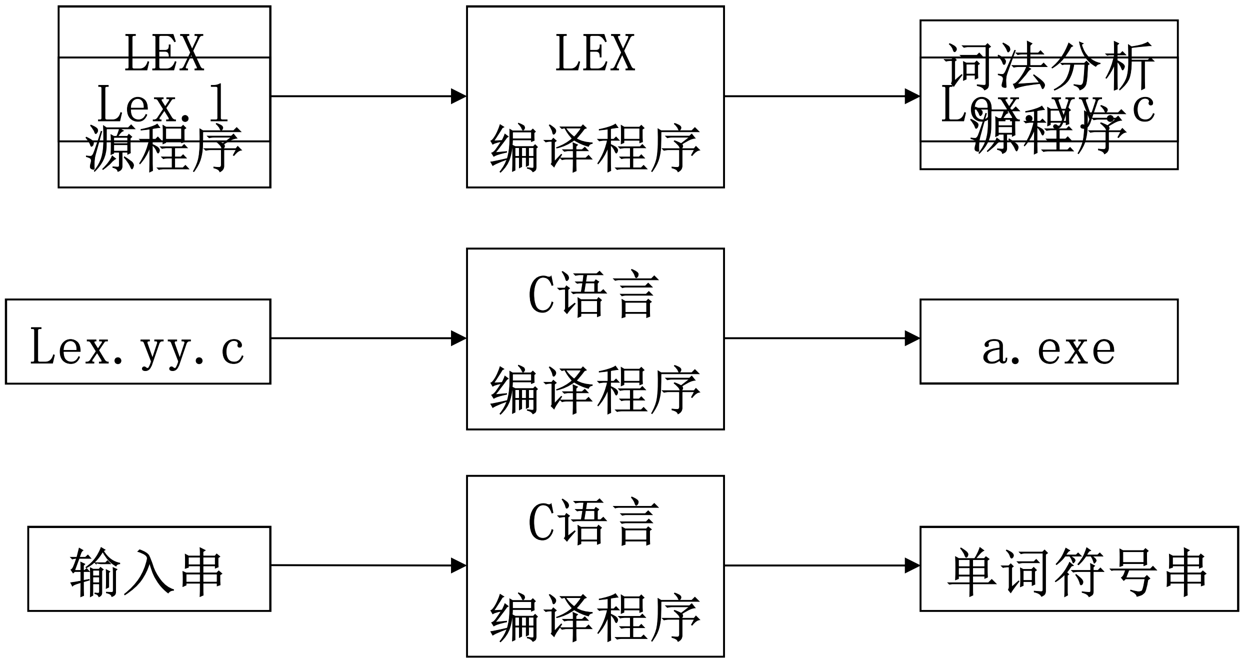
根据DFA设计词法分析程序





3.6 词法分析程序的自动构造工具（自学部分）

LEX：windows中FLEX，词法分析程序生成工具，实现词法分析程序的自动生成。



Lex源程序组成

```
%{
        说明部分
%}
%%
        转换规则
%%
        辅助过程（用户子程序部分）
```

三个部分都是可选的，没有辅助过程时，第2个%%可以省略

Lex源程序举例

```
%option yylineno
%{
int yylval;
%}
chars [A-Za-z]
identifier [A-Za-z][A-Za-z0-9]*
numbers ([0-9])+
delim [ \n\t]
eq ==
as =
whitespace {delim}+
%%
{numbers}     { numcount++; yylval=atoi(yytext);
               printf("(%d,%d)\n",10,yylval);}
{identifier}{printf("(%d,%s)\n",99,yytext);}
{as}          {printf("(%d,%s)\n",21,"=");}
```


43

编译Lex源程序

GNU Flex

Flex的前身是Lex，由伯克利实验室的Vern Paxson使用C语言重写了Lex，命名为Flex（Fast Lexical Analyzer Generator）。无论在效率上和稳定性上都优于Lex。以下为windows环境下的使用

（1）对lex文件lex.l进行编译，得到词法分析源程序lex.yy.c

```
flex    lex.l
```

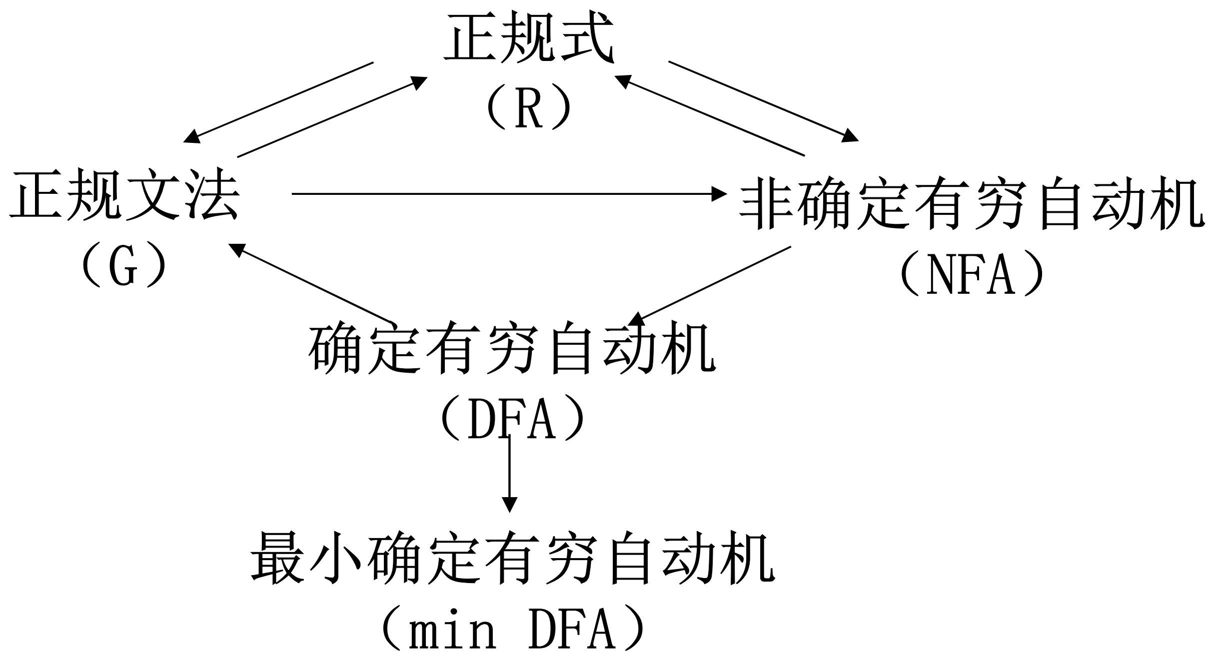
（2）使用gcc对lex.yy.c编译得到词法分析器

```
gcc   -o   scanner   lex.yy.c   -L fl
```


44

本章小结

本章主要介绍了词法分析程序构造的基本原理和方法，重点讨论了描述语言词法规则的3种描述工具：正规文法、正规式和有穷自动机，以及它们的相互等价地转换方法。转换方法之间关系见下图。



本章小结

提出的基本概念是正规式、非确定有穷自动机和确定有穷自动机。

构造词法分析程序的技术线路通常是：依据给定的源语言之单词集，设计其正规文法或正规式，之后等价地转换成非确定有穷自动机，再通过子集法将其确定化，最终将确定有穷自动机最小化，最后依据最小化的确定有穷自动机，设计词法分析程序。

重点掌握的内容是:

①设计一个定义已知语言单词集的正规文法、或正规式、或有穷自动机；

②正规文法、正规式和有穷自动机的相互等价地转换方法；

③正规式运算性质及其应用。