

新编考研冲刺系列丛书

编译原理

考研全真试题与解答

■ 胡元义 刘小河 柯丽芳 谈姝辰 编著

- ★ 课程学习指导
- ★ 全真试题解答
- ★ 难点疑惑分析
- ★ 考研过关必备

4-44



西安电子科技大学出版社

<http://www.xduph.com>

新编考研冲刺系列丛书

编译原理 考研全真试题与解答

胡元义 刘小河
柯丽芳 谈姝辰

编著

西安电子科技大学出版社

2002

内 容 简 介

本书精选出近年来国内 16 所著名高校和研究所的编译原理研究生入学考试试题 30 套,并对所选试题进行了深入、细致的分析和解答,这将为有志于报考计算机专业研究生的读者熟练掌握编译原理这门课程的精髓,抓住重点、突破难点以及提高解题技能等提供有益的帮助。读者通过书中试题的实战练习,将会比较容易地应对编译原理研究生入学考试,从而取得事半功倍的效果。

本书除适合作为编译原理研究生入学考试复习参考书外,也可作为本科教学和计算机软件人员的参考资料,如与姊妹篇《编译原理辅导》配合使用,则效果更佳。

新编考研冲刺系列丛书

编译原理考研全真试题与解答

胡元义 刘小河

柯丽芳 谈姝辰 编著

策 划 李惠萍 毛红兵

责任编辑 雷鸿俊

出版发行 西安电子科技大学出版社(西安市太白南路 2 号)

电 话: (029)8227828 邮 编 710071

http://www.xduph.com E-mail: xdupfxb@pub.xaonline.com

经 销 新华书店

印 刷 西安兰翔印刷厂

版 次 2002 年 6 月第 1 版 2002 年 6 月第 1 次印刷

开 本 787 毫米×960 毫米 1/16 印张 13.125

字 数 261 千字

印 数 1~4 000 册

定 价 17.00 元

ISBN 7-5606-1016-1/TP·0499

XDUP 1287A01-1

如有印装问题可调换

本书封面贴有西安电子科技大学出版社的激光防伪标志,无标志者不得销售。

目 录

(一) 清华大学 1996 年考研编译原理试题及解答	1
(二) 清华大学 1997 年考研编译原理试题及解答	10
(三) 清华大学 1998 年考研编译原理试题及解答	22
(四) 清华大学 1999 年考研编译原理试题及解答	29
(五) 清华大学 2000 年考研编译原理试题及解答	41
(六) 中国科学院计算机技术研究所 1997 年考研编译原理试题及解答	50
(七) 中国科学院计算机技术研究所 1998 年考研编译原理试题及解答	53
(八) 中国科学院计算机技术研究所 1999 年考研编译原理试题及解答	57
(九) 中国科学院软件研究所 1998 年考研编译原理试题及解答	61
(十) 中国科学院软件研究所 1999 年考研编译原理试题及解答	63
(十一) 中国科学院软件研究所 2000 年考研编译原理试题及解答	65
(十二) 北京航空航天大学 2000 年考研编译原理试题及解答	70
(十三) 同济大学 1999 年考研编译原理试题及解答	78
(十四) 南开大学 1998 年考研编译原理试题及解答	83
(十五) 哈尔滨工业大学 2000 年考研编译原理试题及解答	86
(十六) 武汉大学 1999 年考研编译原理试题及解答	97
(十七) 复旦大学 1999 年考研编译原理试题及解答	101
(十八) 上海交通大学 1997 年考研编译原理试题及解答	112
(十九) 上海交通大学 1998 年考研编译原理试题及解答	118
(二十) 上海交通大学 1999 年考研编译原理试题及解答	125
(二十一) 上海交通大学 2000 年考研编译原理试题及解答	133
(二十二) 国防科技大学 1999 年考研编译原理试题及解答	140
(二十三) 国防科技大学 2000 年考研编译原理试题及解答	145
(二十四) 国防科技大学 2001 年考研编译原理试题及解答	152
(二十五) 北京邮电大学 2000 年考研编译原理试题及解答	160
(二十六) 电子科技大学 1996 年考研编译原理试题及解答	167

(二十七) 西北工业大学 2001 年考研编译原理试题及解答	176
(二十八) 华中理工大学 2001 年考研编译原理试题及解答	186
(二十九) 西安电子科技大学 1999 年考研编译原理试题及解答	192
(三十) 西安电子科技大学 2000 年考研编译原理试题及解答	196
参考文献	203

(一) 清华大学 1996 年考研编译原理试题及解答

试 题 部 分

一、(10 分) 有穷状态自动机 M 接受字母表 $\Sigma=\{0,1\}$ 上所有满足下述条件的串：串中至少包含两个连续的 0 或两个连续的 1。

- 1) 请给出与 M 等价的正规(则)式。
- 2) 将 M 最小化。
- 3) 构造与 M 等价的正规文法。

二、(5 分) 文法 $G[\langle \text{stmt} \rangle]$ 不是 LL(1) 的，请说明理由；并给出与其等价的 LL(1) 文法。

$G[\langle \text{stmt} \rangle]$:

$\langle \text{stmt} \rangle \rightarrow \langle \text{label} \rangle \langle \text{unlabelstmt} \rangle$

$\langle \text{label} \rangle \rightarrow i; \mid \epsilon$

$\langle \text{unlabelstmt} \rangle \rightarrow i=e$

三、(5 分) 构造算符文法 $G[H]$ 的算符优先关系(含 #)。

$G[H]: H \rightarrow H; \mid M \mid M$

$M \rightarrow d \mid aHb$

四、(10 分) 二义文法 $G[S]$ 的终结符的优先性和结合性说明如下：

- (a) else 与最近的 if 结合
- (b) ; 优先性大于 if
- (c) ; 优先性大于 else
- (d) ; 服从左结合

请使用 LR 分析法的基本思想，凭借上述条件，为 $G[S]$ 构造 LR 分析表，要求有详细的构造过程。

$G[S]$:

- (1) $S \rightarrow \underline{\text{if}} \ S \ \underline{\text{else}} \ S$
- (2) $S \rightarrow \underline{\text{if}} \ S$
- (3) $S \rightarrow S;S$
- (4) $S \rightarrow a$

五、(5分) 文法 $G[A]$ 的 LR 分析表见表 1, 请给出串 ab 的分析过程。 $G[A]$ 的拓广文法为 $G[A']$ 。

$G[A']$:

- (1) $A' \rightarrow A$
- (2) $A \rightarrow BA$
- (3) $A \rightarrow \varepsilon$
- (4) $B \rightarrow aB$
- (5) $B \rightarrow b$

六、(5分) 求出图 1 所示流图中的循环。

表 1 LR 分析表

状态	ACTION			GOTO	
	a	b	#	A	B
0	s_3	s_4	r_3	1	2
1			acc		
2	s_3	s_4	r_3	6	2
3	s_3	s_4			5
4	r_5	r_5	r_5		
5	r_4	r_4	r_4		
6			r_2		

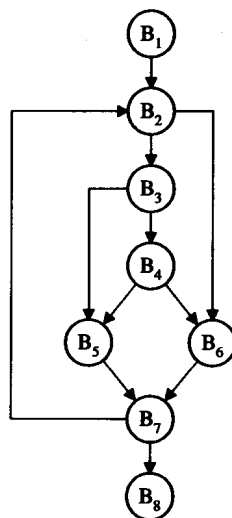


图 1 流图

七、(5分) 文法 $G[T]$: $T \rightarrow aR$, $R \rightarrow Tb \mid d$ 生成的语言是什么? $G[T]$ 是否为 3 型 (正则) 文法? 请再给出一种生成该语言的等价文法。

八、(5分) 一个 PASCAL 程序中的嵌套过程定义情况见下面的程序。若程序运行时的存储空间采用栈式动态分配的方案, 请给出调用序列为 $\text{sort} \rightarrow \text{quicksort} \rightarrow \text{partition} \rightarrow \text{exchange}$ 时, exchange 激活后的运行栈布局, 并指出 exchange 过程活动记录的 DISPLAY 表的内容。

```

program sort(input,output);
  var a:array[0...10] of integer;
      x:integer;
  procedure exchange(i,j:integer);
  begin
    x:=a[i];a[i]:=a[j];a[j]:=x
  
```

```

    end{exchange};
procedure quicksort(m,n:integer);
    var k,v:integer;
    function partition(y,z:integer):integer;
        var i,j:integer;
        begin
            ...a...
            ...v...
            ...exchange(i,j);
            ...
        end{partition};
    begin
        :
    end{quicksort};
begin
    :
end{sort}

```

参 考 解 答

一、(10 分)

[解答] 1) 所求正规式为: $(0|1)^*(00|11)(0|1)^*$ 。

2) 根据 1)的正规式求得 NFA 如图 2 所示。

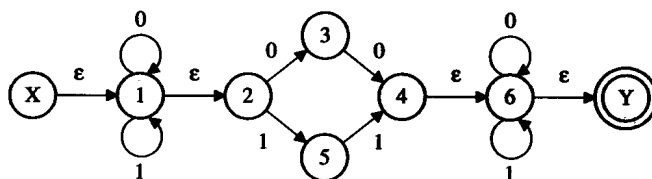


图 2 NFA

用子集法将图 2 的 NFA 确定化为 DFA(如图 3 所示)。

I	I_0	I_1
{X, 1, 2}	{1, 2, 3}	{1, 2, 5}
{1, 2, 3}	{1, 2, 3, 4, 6, Y}	{1, 2, 5}
{1, 2, 5}	{1, 2, 3}	{1, 2, 5, 4, 6, Y}
{1, 2, 3, 4, 6, Y}	{1, 2, 3, 4, 6, Y}	{1, 2, 5, 6, Y}
{1, 2, 5, 4, 6, Y}	{1, 2, 3, 6, Y}	{1, 2, 5, 4, 6, Y}
{1, 2, 5, 6, Y}	{1, 2, 3, 6, Y}	{1, 2, 5, 4, 6, Y}
{1, 2, 3, 6, Y}	{1, 2, 3, 4, 6, Y}	{1, 2, 5, 6, Y}

重新命名

S	0	1
1	2	3
2	4	3
3	2	5
4	4	6
5	7	5
6	7	5
7	4	6

图 3 状态转换矩阵

由重新命名的状态转换矩阵可以看出：状态 4 和状态 7 对相同输入时的下一状态是一样的，状态 5 和状态 6 对相同输入时的下一状态是一样的，即状态 4 与状态 7 等价，状态 5 与状态 6 等价，故可将状态 7 和状态 6 去掉而得到表 2。由表 2 又可看出状态 4 和状态 5 对应的后继状态相同，故去掉状态 5 而得到表 3。这时已完成最小化工作(当然我们仍可按照初始状态划分为终态集和非终态集，然后逐步划分下去完成最小化)。

由表 3 得到的最简 DFA 如图 4 所示。

表 2 状态转换矩阵

S	0	1
1	2	3
2	4	3
3	2	5
4	4	5
5	4	5

表 3 状态转换矩阵

S	0	1
1	2	3
2	4	3
3	2	4
4	4	4

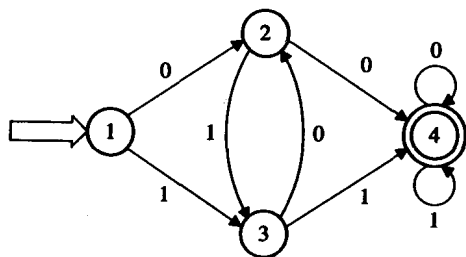


图 4 最简 DFA

3) 令 A、B、C、D 分别对应状态 1、2、3、4，则有正规文法 $G[A]$ 如下：

$G[A]: A \rightarrow 0B \mid 1C$

$B \rightarrow 1C \mid 0D$

$C \rightarrow 0B \mid 1D$

$D \rightarrow 0D \mid 1D \mid \varepsilon$

二、(5分)

[解答] 将文法 $G[\langle \text{stmt} \rangle]$ 简写为文法 $G[S]$:

$G[S]: S \rightarrow LU$

$L \rightarrow i: | \epsilon$

$U \rightarrow i=e$

一个上下文无关文法是 LL(1)文法的充要条件是对每一个非终结符 A 的任何两个不同产生式 $A \rightarrow \alpha | \beta$ 有下面的条件成立:

(1) $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$;

(2) 假若 $\beta \xrightarrow{*} \epsilon$, 则有 $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FOLLOW}(\beta) = \emptyset$ 。

由此先求得: $\text{FIRST}(S) = \text{FIRST}(L) = \{i, \epsilon\}$;

$\text{FIRST}(U) = \{i\}$;

$\text{FOLLOW}(S) = \{\#\}$;

由 $S \rightarrow LU$ 得: $\text{FIRST}(U) \setminus \{\epsilon\} \subset \text{FOLLOW}(L)$, 即 $\text{FOLLOW}(L) = \{i\}$;

由 $S \rightarrow LU$ 得: $\text{FOLLOW}(S) \subset \text{FOLLOW}(U)$, 即 $\text{FOLLOW}(U) = \{\#\}$;

对产生式 $L \rightarrow i: | \epsilon$, 有 $\text{FIRST}(i:) \cap \text{FOLLOW}(L) = \{i\} \cap \{i, \epsilon\} \neq \emptyset$ 。

所以, 文法 $G[\langle \text{stmt} \rangle]$ 不是 LL(1)文法。为了满足 LL(1)文法的条件, 须对文法 $G[S]$ 进行改造。

首先消去非终结符 L 和 U , 得到文法 $G'[S]$:

$S \rightarrow i: i=e | i=e$

然后提取公共左因子 i , 得到文法 $G''[S]$:

$S \rightarrow iA$

$A \rightarrow : i=e | =e$

这时有: $\text{FIRST}(S) = \{i\}$;

$\text{FIRST}(A) = \{:, =\}$;

$\text{FOLLOW}(S) = \{\#\}$;

由 $S \rightarrow iA$ 得: $\text{FOLLOW}(S) \subset \text{FOLLOW}(A)$, 即 $\text{FOLLOW}(A) = \{\#\}$ 。

而此时

$\text{FIRST}(iA) \cap \text{FOLLOW}(S) = \{i\} \cap \{\#\} = \emptyset$

故文法 $G''[S]$ 为所求 LL(1)文法。

三、(5分)

[解答] 由 $M \rightarrow d$ 和 $M \rightarrow a \cdots$ 得: $\text{FIRSTVT}(M) = \{d, a\}$;

由 $H \rightarrow H; \cdots$ 得: $\text{FIRSTVT}(H) = \{;\}$;

由 $H \rightarrow M$ 得: $\text{FIRSTVT}(M) \subset \text{FIRSTVT}(H)$, 即 $\text{FIRSTVT}(H) = \{;, d, a\}$;

由 $M \rightarrow d$ 和 $M \rightarrow \dots b$ 得: $\text{LASTVT}(M) = \{d, b\}$;

由 $H \rightarrow \dots; M$ 得: $\text{LASTVT}(H) = \{;\}$;

由 $H \rightarrow M$ 得: $\text{LASTVT}(M) \subset \text{LASTVT}(H)$, 即 $\text{LASTVT}(H) = \{;, d, b\}$ 。

对文法开始符 H , 有 $\#H\#$ 存在, 即有 $\# \sqsubset \#$, $\# \leq \text{FIRSTVT}(H)$, $\text{LASTVT}(H) \succ \#$, 也即 $\# \leq ;$, $\# \leq d$, $\# \leq a$, $;\succ \#$, $d \succ \#$, $b \succ \#$ 。

对形如 $P \rightarrow \dots ab \dots$, 或 $P \rightarrow \dots aQb \dots$, 有 $a \sqsubset b$, 由 $M \rightarrow aHb$ 得: $a \sqsubset b$;

对形如 $P \rightarrow \dots aR \dots$, 而 $b \in \text{FIRSTVT}(R)$, 有 $a \leq b$, 对形如 $P \rightarrow \dots Rb \dots$, 而 $a \in \text{LASTVT}(R)$, 有 $a \succ b$ 。

由 $H \rightarrow \dots; M$ 得: $;\leq \text{FIRSTVT}(M)$, 即 $;\leq d$, $;\leq a$

由 $M \rightarrow aH \dots$ 得: $a \leq \text{FIRSTVT}(H)$, 即 $a \leq ;$, $a \leq d$, $a \leq a$

由 $H \rightarrow H; \dots$ 得: $\text{LASTVT}(H) \succ ;$, 即 $;\succ ;$, $d \succ ;$, $b \succ ;$;

由 $M \rightarrow \dots Hb$ 得: $\text{LASTVT}(H) \succ b$, 即 $;\succ b$, $d \succ b$, $b \succ b$

由此得到算符优先关系表(见表 4)。

表 4 算符优先关系表

	$;$	a	b	d	$\#$
$;$	$\succ$	$\leq$	$\succ$	$\leq$	$\succ$
a	$\leq$	$\leq$	$\sqsubset$	$\leq$	
b	$\succ$		$\succ$		$\succ$
d	$\succ$		$\succ$		$\succ$
$\#$	$\leq$	$\leq$		$\leq$	$\sqsubset$

四、(10 分)

[解答] 为方便起见, 我们用 i 代表 IF, e 代表 ELSE, 然后将文法 $G[S]$ 拓广为 $G[S']$:

$G[S']$: (0) $S' \rightarrow S$

(1) $S \rightarrow iSeS$

(2) $S \rightarrow iS$

(3) $S \rightarrow S;S$

(4) $S \rightarrow a$

用 $\varepsilon_CLOSURE$ 方法构造文法 $G[S']$ 的 LR(0)项目集规范族, 并根据转换函数 GO 构造出文法 $G[S']$ 的 DFA(如图 5 所示)。

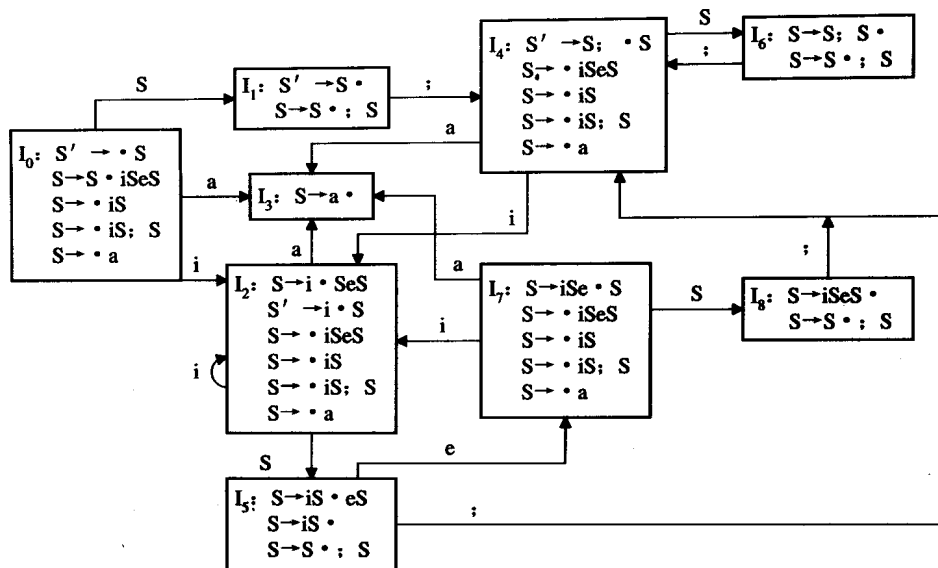


图5 文法 $G[S']$ 的 DFA

已知 $FOLLOW(S') = \{\#\}$, 由 $S' \rightarrow S$ 得: $FOLLOW(S') \subset FOLLOW(S)$, 即 $FOLLOW(S) = \{\#\}$ 。

由 $S \rightarrow \dots Se \dots$ 得: $FIRST('e') \subset FOLLOW(S)$, 由 $S \rightarrow S; \dots$ 得: $FIRST(';') \subset FOLLOW(S)$, 即 $FOLLOW(S) = \{\#, e, ;\}$ 。

对 I_5 , $S \rightarrow iS \cdot$ 要求归约, 而 $S \rightarrow iS \cdot eS$ 和 $S \rightarrow S \cdot ; S$ 却要求移进, 即有: $FIRST('e') \cap FOLLOW(S) = \{e\} \neq \emptyset$; $FIRST(';') \cap FOLLOW(S) = \{;\} \neq \emptyset$ 。也即冲突字符为“e”和“;”。

对 I_6 和 I_8 也存在“移进”/“归约”冲突。

接下来我们分析冲突的具体情况。在状态 I_5 中出现“移进”/“归约”冲突时, 由于 e 与最近的 i 结合, 所以遇到“e”时应移进; 对于“;”, 则因其是终结符优先级最高, 故遇到“;”时应移进。状态 5 和状态 8 中的“;”冲突也同样处理。

最后, 得到无冲突的 SLR(1) 分析表 (见表 5)。

表 5 SLR(1) 分析表

状态	ACTION					GOTO
	i	e	;	a	#	
0	s_2			s_3		1
1			s_4		acc	

续表

状态	ACTION					GOTO
	i	e	;	a	#	S
2	s ₂			s ₃		5
3		r ₄	r ₄		r ₄	
4	s ₂			s ₃		6
5		s ₇	s ₄		r ₂	
6		r ₃	s ₄		r ₃	
7	s ₂			s ₃		8
8		r ₁	s ₄		r ₁	

五、(5分)

[解答] 对句子 ab, 我们先构造它的语法树(如图 6 所示), ab 的分析过程可参考该语法树进行分析(分析过程见表 6)。

表 6 句子 ab 的分析过程

状态	归约产生式	符号	输入串
0		#	ab#
03		#a	b#
034	r ₅	#ab	#
035	r ₄	#aB	#
02	r ₃	#B	#
026	r ₂	#BA	#
01	r ₁	#A	#
acc			

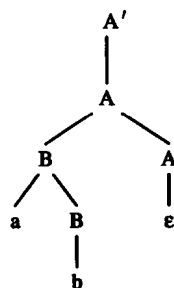


图 6 句子 ab 的语法树

六、(5分)

[解答] 按照必经结点集的定义有:

$$D(B_1) = \{B_1\}$$

$$D(B_2) = \{B_1, B_2\}$$

$$D(B_3) = \{B_1, B_2, B_3\}$$

$$D(B_4) = \{B_1, B_2, B_3, B_4\}$$

$$D(B_5) = \{B_1, B_2, B_3, B_5\}$$

$$D(B_6) = \{B_1, B_2, B_6\}$$

$$D(B_7) = \{B_1, B_2, B_7\}$$

$$D(B_8) = \{B_1, B_2, B_7, B_8\}$$

由图 1 可知： $B_7 \rightarrow B_2$ 为流图的惟一回边，故由结点 B_2 、 B_7 以及所有不经过结点 B_2 可以到达结点 B_7 的结点集所组成的循环是： $\{B_2, B_3, B_4, B_5, B_6, B_7\}$ 。

七、(5 分)

[解答] 由文法 $G[T]$ 可推导出：

$T \Rightarrow aR \Rightarrow ad$

$T \Rightarrow aR \Rightarrow aTb \Rightarrow aaRb \Rightarrow aadb$

$T \Rightarrow aR \Rightarrow aTb \Rightarrow aaRb \Rightarrow aaTbb \Rightarrow aaaRbb \Rightarrow aaadbb$

...

由此得到生成的语言是： $\{a^nadb^n | n \geq 0\}$ 。

由于 $R \rightarrow Tb$ 不满足 3 型文法的定义，文法 G 的任何产生式为 $A \rightarrow \alpha B$ 或 $A \rightarrow \alpha$ ，其中 $\alpha \in V_T^*$ ， $A, B \in V_N$ 。故文法 $G[T]$ 不是 3 型文法。

生成该语言的另一种等价文法 $G'[T]$ 为： $T \rightarrow aTb | ad$

八、(5 分)

[解答] 运行栈及 DISPLAY 表的示意图如图 7 所示。

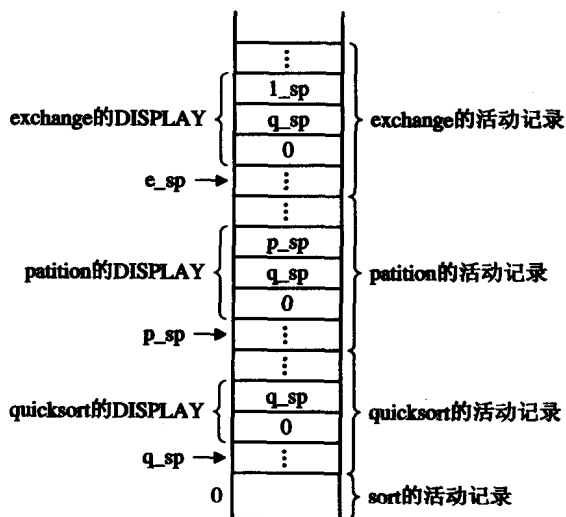


图 7 运行栈及 DISPLAY 表示意图

(二) 清华大学 1997 年考研编译原理试题及解答

试 题 部 分

一、(8 分) 已知正规式(1) $((a|b)^*|aa)^*b$ 和正规式(2) $(a|b)^*b$ 。

- 1) 试用有限自动机的等价性证明正规式(1)和(2)是等价的。
- 2) 给出相应的正规文法。

二、(8 分) 已知文法 $G[A]$ 为:

$$A \rightarrow aAB|A$$

$$B \rightarrow Bb|d$$

- 1) 试给出与 $G[A]$ 等价的 LL(1) 文法 $G'[A]$ 。
- 2) 构造 $G'[A]$ 的预测分析表。
- 3) 给出输入串 $aadl\#$ 的分析过程。

三、(8 分) 设有文法 $G[S]$ 为:

$$S \rightarrow a|b|(A)$$

$$A \rightarrow SdA|S$$

- 1) 完成下列算符优先关系表(见表 7), 并判断 $G[S]$ 是否为算符优先文法。

表 7 算符优先关系表

	a	b	(	)	d	#
a				>		>
b				>		>
(	<	<	<	=		
)				>		>
d						
#	<	<	<			=

- 2) 给出句型 $(SdSdS)$ 的短语、简单短语、句柄、素短语和最左素短语。
- 3) 给出输入串 $(adb)\#$ 的分析过程。

四、(8分) 已知文法 $G[S]$ 为:

$S \rightarrow aAd \mid Bd \mid aB \uparrow \mid A \uparrow$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow a$

1) 试判断 $G[S]$ 是否为 LALR(1) 文法。

2) 当一个文法是 LR(1) 而不是 LALR(1) 时, 那么 LR(1) 项目集的同心集合并后会出现哪几种冲突, 请说明理由。

五、(6分) 试对下面基本块进行优化。

1) 应用 DAG 对该基本块进行优化, 给出优化后的语句序列。

2) 给出当只有 L 在基本块出口后为活跃时的优化结果。

基本块为: $X = B * C$

$Y = B / C$

$Z = X + Y$

$W = 9 * Z$

$G = B * C$

$T = G * G$

$W = T * G$

$L = W$

$M = L$

六、(6分) 已知文法 $G[S]$ 为:

$S \rightarrow dAB$

$A \rightarrow aA \mid a$

$B \rightarrow Bb \mid \epsilon$

1) 试问 $G[S]$ 是否为正规文法, 为什么?

2) $G[S]$ 所产生的语言是什么?

3) $G[S]$ 能否改写为等价的正规文法?

七、(6分) 某语言允许过程嵌套定义和递归调用(如 PASCAL 语言), 若在栈式动态存储分配中采用嵌套层次显示表 DISPLAY 解决对非局部变量的引用问题, 试给出下列程序执行到语句 “ $b:=10;$ ” 时运行栈及 DISPLAY 表的示意图。

var x,y;

procedure p;

var a;

procedure q;

```

var b;
begin{q}
  b:=10;
end{q};
procedure s;
  var c,d;
  procedure r;
    var e,f;
    begin{r}
      call q;
    end{r};
  begin{s}
    call r;
  end{s};
begin{p}
  call s;
end{p};
begin{main}
  call p;
end{main}.

```

参 考 解 答

一、(8 分)

1) [解答] 正规式(1)对应的 NFA 如图 8 所示。

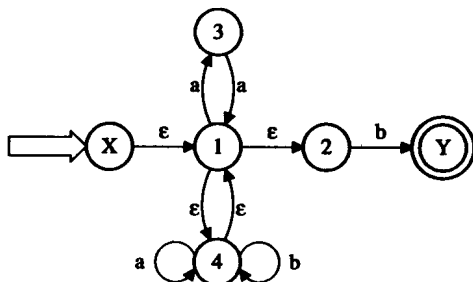


图 8 NFA