

《编译原理与技术》期中考试试题

班级 _____ 学号 _____ 姓名 _____

题号	一	二	三	四	五	六	总分
满分	20	10	5	10	30	25	100
得分	19	8	5	10	27	25	94

一、(20 分) 填空

1. 程序设计语言中，单词符号的表示可以用 正则文法 描述，程序中语法成分的结构可以用 2 型文法 描述。
2. 编译的基本阶段有 词法分析、语法分析、语义分析、中间代码生成、代码优化 和 目标代码生成。
3. 常用的语法分析方法有 自顶向下 分析方法和 自底向上 分析方法。
4. LR 分析技术中常用的构造分析表的方法有 LR(0)、SLR(1) 和 LALR(1)。
5. LR(1) 中，第一个 L 的含义是： 分析过程自顶向下时从左向右扫描字符串，第二个 L 的含义是： 推导过程和最后推导。
6. LR(1) 中，L 的含义是 自顶向下分析时从左向右扫描字符串，R 的含义是 推导过程和最后推导，I 的含义是 当前向前看 1 步进行推导。
7. 在构造 SLR(1) 分析表时，对文法进行拓广的目的 是一个只有单一接受项目的扩展文法等价于原文法。
8. LR(0) 项目与 LR(1) 项目的区别是 后者在分析时需要向前看 1 个字符。

二、(10 分) 选择题

1. B 是两类程序语言处理程序。
A. 高级语言程序和低级语言程序
B. 解释程序和编译程序
C. 编译程序和操作系统
D. 系统程序和应用程序
2. 编译程序是一种 B。
A. 汇编程序
B. 翻译程序
C. 解释程序
D. 目标程序
3. 编译程序的任务是 D。
A. 对汇编程序进行翻译
B. 对高级语言程序进行解释执行
C. 对机器语言的执行
D. 对高级语言进行翻译
4. 在规范归约中，用 B 来刻画可归约串。
A. 直接短语
B. 句柄
C. 最左素短语
D. 素短语
5. 文法 G:

$$E \rightarrow T \mid E+T$$

$$T \rightarrow F \mid T * F$$

$$F \rightarrow a \mid (E)$$
 该文法的句型 $E+F*(E+T)$ 的句柄为 C。
A. $(E+T)$ B. $E+T$ C. F D. $F*(E+T)$
6. 给定文法 $A \rightarrow ba|cc$ ，则符号串 ①cc ②bebe ③bebe ④beebcc ⑤bbbecc 中，D 是该文法的句子。
A. ① B. ③④⑤ C. ②④ D. ①⑤
7. 若 a 为终结符，则 $A \rightarrow a \cdot a|b$ 为 B 项目。
A. 归约 B. 移进 C. 接受 D. 待约
8. 在对 C 语言源程序进行词法分析的过程中，下面 D 单词符号的确定不需要超前扫描。
A. for B. + C. = D. !=
9. LR 语法分析栈中存放的状态是识别文法规范句型 B 的 DFA 状态。
A. 前缀 B. 活前缀 C. 项目 D. 句柄
10. 使用高级语言编程时，首先可以通过编译程序发现源程序的全部 D 错误和部分错误。
A. 语法、词法 B. 语法、运行 C. 语法、语义 D. 语法、逻辑

三、(6分) 考虑如下文法:

$S \rightarrow AB \mid AS$

$A \rightarrow a \mid aA$

$B \rightarrow b$

下面哪一个正规表达式与上述文法等价? 简要说明判断过程。

(1) a^+b^+ (2) a^+b (3) $(ab)^+$ (4) $a(ab)^+$ (5) $a(ab)^+b$

解: 由文法可知: $A \rightarrow a^+$ $B \rightarrow b$

代入 $S \rightarrow AB \mid AS$ 可知

$S \rightarrow a^+b \mid a^+S$

可知 $S \rightarrow (a^+)^+b$

即 $S \rightarrow a^+b$ 即 (2) 与上述文法等价

四、(10分) 考虑下述程序段

```
1. i:=1;
2. While i<=n do
    begin
3.     sum:=sum+a[i];
4.     i:=i+1
    end;
```

T

B

I

假定 A 表示赋初值 (第 1 行中的 $i:=1$), T 表示循环条件的测试 (在第 2 行), B 表示循环中的求和动作 (第 3 行), I 表示 i 加 1 (第 4 行)。下述哪个正规表达式代表了这个程序段所有可能走过的全部步序列? 简述理由。

(1) $A(TBI)^+$ (2) $A(TBI)^*$ (3) $AT(BIT)^+$ (4) $AT(BIT)^*$

解: (1) 表示该程序所有可能走过的全部步序列

∴ 第一步即 A 无论如何均要走 1 步

同时为了判断是否进入循环, T 必须走一次

故开头为 AT

若进入循环, 则做 B 与 I, 即 BI

走完 BI 必须再次判断是否满足循环条件

则 $(BIT)^+$

若不进入循环, 则只需吃 AT

综上: 正规表达式为 $AT(BIT)^+$ 时才配得起该程序段走过全部步序列

五、(30分) 考虑下述文法 G:

$S \rightarrow AB|MN$
 $A \rightarrow adj$
 $B \rightarrow bR$
 $R \rightarrow bR | \epsilon$
 $M \rightarrow cM | \epsilon$
 $N \rightarrow f$

1. 求文法 G 的各非终结符的 FIRST 集和 FOLLOW 集。(12分)
2. 证明该文法是 LL(1) 文法。(6分)
3. 下面哪一个产生式加入到该文法中可以使新的文法仍然是 LL(1) 文法?
哪一个产生的加入将使新文法不再是 LL(1) 的文法? 为什么? (12分)

(1) $S \rightarrow bR$ (2) $A \rightarrow bR$ (3) $B \rightarrow \epsilon$ (4) $N \rightarrow \epsilon$

解(1) 观察可知文法 G 无左递归产生式, 则

	First	Follow
S	a, e, c, f	\$
A	a, e	\$, b
B	b	\$
R	b, \$\epsilon\$	\$
M	c, \$\epsilon\$	f
N	f	a

$First(AB) = \{a, e\}$ $First(MN) = \{c, f\}$ \Rightarrow 文法为 LL(1)

$First(adj) = \{a\}$, $First(\epsilon) = \{\epsilon\}$ \Rightarrow 文法为 LL(1)

$First(bR) = \{b\}$, $First(\epsilon) = \{\epsilon\}$ \Rightarrow 文法为 LL(1)

$First(cM) = \{c\}$ $First(\epsilon) = \{\epsilon\}$ \Rightarrow 文法为 LL(1)

该文法是 LL(1) 文法。

(3) 若加入 $S \rightarrow bR$ 时:

	First	Follow
S	a, e, c, f, b	\$
A	a, e	b
B	b	\$
R	b, \$\epsilon\$	\$
M	c, \$\epsilon\$	f
N	f	a

由上可知, 该文法中 LL(1) 文法可知
只需验证

$First(AB) = \{a, e\}$

$First(cM) = \{c, f\}$ \Rightarrow 文法为 LL(1)

$First(bR) = \{b\}$

该文法是 LL(1) 文法。

若加入 $A \rightarrow bR$ 时

改变以下内容:

$First(a) = \{a, b, e, c, f\}$

$First(A) = \{a, e, b\}$

$Follow(R) = \{b, \$\}$

$Follow(R) \cap First(bR) = \{b\} \neq \emptyset$

该文法不是 LL(1) 文法。

该文法不是 LL(1) 文法。

该文法不是 LL(1) 文法。

若加入 $B \rightarrow \epsilon$ 时:

改变以下内容:

	First	Follow
S	a, e, c, f	\$
A	a, e	b, \$
B	b, \$\epsilon\$	\$
R	b, \$\epsilon\$	\$
M	c, \$\epsilon\$	f
N	f	a

$First(bR) \cap First(\epsilon) = \{b\} \cap \{\epsilon\} = \emptyset$

$= \{b\} \cap \{\epsilon\} = \emptyset$

又 $First(bR) \cap Follow(B) = \{b\} \cap \{b, \$\} = \{b\} \neq \emptyset$

该文法不是 LL(1) 文法。

若加入 $N \rightarrow \epsilon$ 时:

	First	Follow
S	a, c, e, f	\$
A	a, e	b
B	b	\$
R	b, \$\epsilon\$	\$
M	c, \$\epsilon\$	f, a
N	f, \$\epsilon\$	a

$First(f) \cap First(\epsilon) = \{f\} \cap \{\epsilon\} = \emptyset$

$= \{f\} \cap \{\epsilon\} = \emptyset$

$First(f) \cap Follow(N) = \{f\} \cap \{f, a\} = \{f\} \neq \emptyset$

$First(cM) \cap Follow(M) = \{c\} \cap \{f, a\} = \emptyset$

该文法是 LL(1) 文法。

六、(25分)考虑文法

$S \rightarrow (L) \mid a$

$L \rightarrow L, S \mid S$

- (1) 构造该文法的 LR(1)项目集规范族及识别其所有活前缀的 DFA
- (2) 构造该文法的 LR(1)分析表，并判断该文法是否是 LALR(1)文法

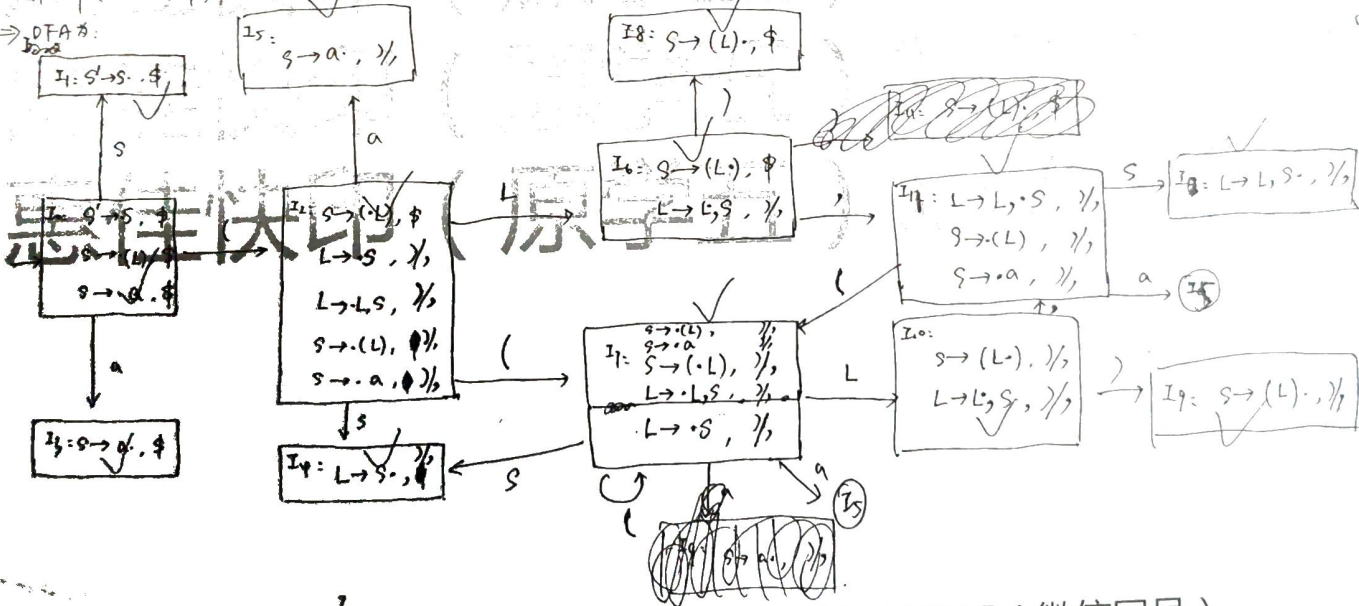
解: (1) 构造 LR(1) 项目集规范族:

- (0) $S' \rightarrow S$ (1) $S \rightarrow (L)$ (2) $S \rightarrow a$
 (3) $L \rightarrow L, S$ (4) $L \rightarrow S$

$I_0 = \{ (S' \rightarrow S, \$), (S \rightarrow (L), \phi), (S \rightarrow a, \phi) \}$

$I_1 = \{ (S' \rightarrow S, \phi) \}$

⇒ DFA 为:



构造 DFA 图:

$I_3 \cup I_5 \Rightarrow I_{15} = \{ S \rightarrow a, \phi \}$

$I_8 \cup I_9 \Rightarrow I_{16} = \{ S \rightarrow (L), \phi \}$

可见已构造的 DFA 图是 LALR(1) 文法。

冲突

是 LALR(1) 文法。