警示

《中山大学授予学士学位工作细则》第八条："考试作弊者，不授予学士学位。"

中山大学数据科学与计算机学院
2017 年秋季学期

本科生《编译原理》课程期中考试

班级：2015 级　专业：软件工程专业（嵌软、通软方向）　任课教师：李文军

考试时间：120 分钟　　考试形式：闭卷（仅允许自带 1 张记有任何信息的 A4 纸）

注意：所有答案必须写在答题纸上！考试后请自己保存试卷留作纪念。

Part I、导论（共 2 题，20 分）

1、（10 分）给出以下文法：

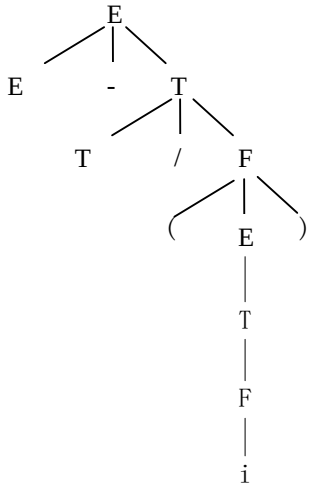
```
E → T | E+T | E-T
T → F | T*F | T/F
F → (E) | i
```

(1) （5 分）证明 E-T/(i) 是它的一个句型。构造分析树

(2) （5 分）指出这个句型的所有短语（Phrase）、直接短语（Simple Phrase）和句柄（Handle, i.e. Left-Most Simple Phrase）。

〖参考答案〗

(1) 构造该句子的一个推导或画出该句子的分析树如下：



(2) 这个句型的短语有：i，(i),T/(i)，E-T/(i)；直接短语:i；句柄：i。

2、（10 分）考虑如下文法：

E → T | T+E

T → **int** | **int** * E

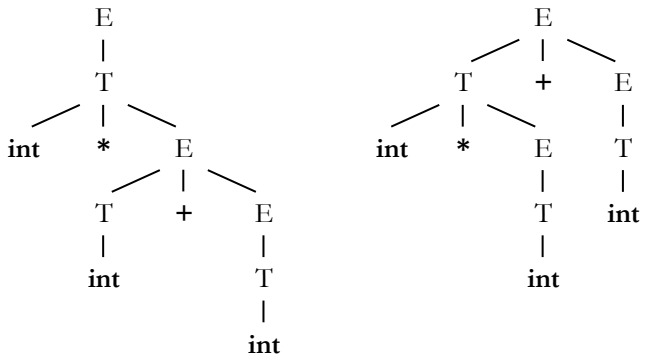
注意该文法是二义的。

(1) （5 分）试找出一个引起分析时产生二义性的输入串，并画出该输入串的两棵分析树。

(2) （5 分）写出一个与上述文法等价的无二义性文法，即两个文法产生的语言是相同的。

〖参考答案〗

(1) 可有多种答案。例如，输入串 **int * int + int** 可画出两棵不同的分析树：



(2) 等价的无二义性文法如下：

E → T | T+E

T → **int** | **int** * T

Part II、词法分析（共 2 题，40 分）

3、（10 分）某程序员拟采用类似 URL（Uniform Resource Locator）风格的对象定位方式：

[< *class*> :] [// < *address*> /] < *path*>

其中，方括号[ ]表示任选部分；尖括号< >表示一种模式，如下所述：

- 标识符<*id*>是 1 个或多个小写字母、大写字母、数字、“_”（下划线）、“**$**”和“**–**”（减号）组成的序列，并且不允许以数字或“**–**”（减号）开头。
- 类<*class*>是 1 个标识符。
- 地址<*address*>是 1 个或多个标识符的列表，标识符之间以“**.**”（小数点）分隔。
- 路径<*path*>是 1 个或多个标识符的列表，标识符之间以“*/*”分隔。

请写出描述上述 URL 的正则定义式（Regular Definition），正则定义式中可使用 lex 风格的简写记号。

〖参考答案〗

正则定义式如下：

id ⇒ [**a-zA-Z_$**][**-a-zA-Z0-9_$**]*

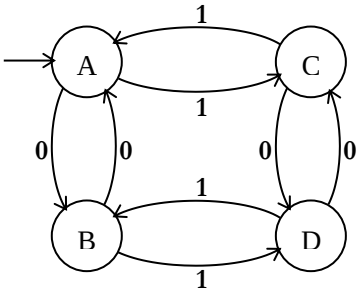
class ⇒ { id }

address ⇒ { id } (**.** { id })*

path ⇒ { id } (/ { id })*

url = (({ class } **:**) | epsilon) ((// { address } /) | epsilon) { path }

4、（30 分）设字母表{**0**, **1**}上的有限自动机（Finite Automaton）如下：



其中，A 是初始状态，但目前暂时还没有任何终结状态。

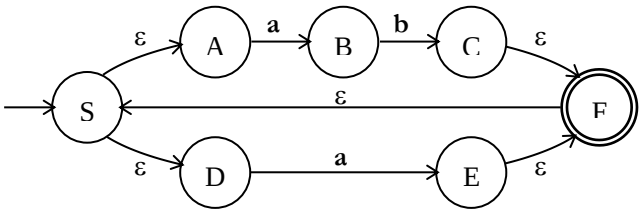
(1) （2 分）该自动机是否一个确定的有限自动机（DFA）？为什么？

(2) （5 分）为让该自动机识别含有偶数个 **1**（含零个 **1**）的所有串，应将该自动机中的哪些状态改为终结状态？

(3) （6 分）为让该自动机识别长度为奇数的所有串，应将该自动机中的哪些状态改为终结状态？

(4) （7 分）构造一个识别字母表{**0**, **1**}上至少含一个 **0** 且至少含有一个 **1** 的 DFA，并解释该 DFA 的每一个状态的直观含义。注意不要忘记标注 DFA 的初始状态！

(5) （10 分）设有字母表{**a**, **b**}上的 NFA 如下：



试将该 NFA 转换为等价的 DFA，并在 DFA 状态中标明它对应的原 NFA 状态的子集。注意不要忘记标识 DFA 的初始状态！

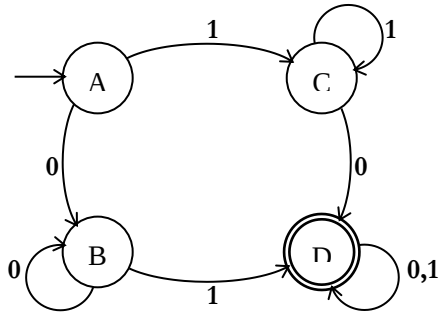
〖参考答案〗

(1) 是一个 DFA，因为它既没有ε转移，所有状态也不存在相同符号的多个射出弧。

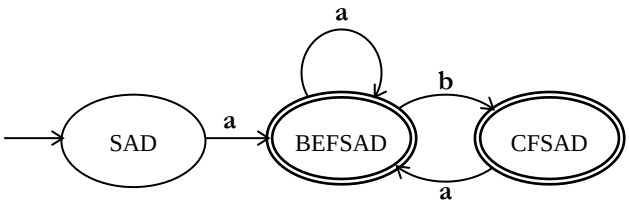
(2) 将状态 A 和状态 B 均改为终结状态。

(3) 将状态 B 和状态 C 均改为终结状态。

(4) 状态 A 表示当前尚未看到任何的 **0** 或 **1**；状态 B 表示至少已经有一个 **0**，但还没有 **1** 出现；状态 C 表示至少已经有了一个 **1**，但还没有 **0** 出现；状态 D 表示 **0** 和 **1** 都有了。



(5) 确定化结果如下：



Part III、语法分析（共 3 题，40 分）

5、（15 分）设有如下定义格言的文法：

S → F V
F → P **makes** | L **and** P **make**
L → P | L , P
P → **truth** | **love** | **courage**
V → **honesty** | **compassion** | **valor** | **justice** | **sacrifice**
| **honor** | **spritiuality** | **humility**

(1) （4 分）求该文法所有非终结符号的 FIRST 和 FOLLOW 集。

(2) （5 分）该文法是 LL(1)的吗？如果试图构造其 LL(1)分析表，会出现什么问题？

(3) （6 分）消除该文法中的左递归，然后再为之构造 LL(1)分析表，此时是一个合法的 LL(1)分析表吗？

〖参考答案〗

(1) 该文法所有非终结符号的 FIRST 和 FOLLOW 集为：

FIRST(S) = FIRST(F) = FIRST(L) = FIRST(P) = { **truth**, **love**, **courage** }

FIRST(V) = { **honesty**, **compassion**, **valor**, **justice**, **sacrifice**, **honor**, **spritiuality**, **humility** }

FOLLOW(S) = FOLLOW(V) = { **$** }

FOLLOW(F) = FIRST(V)

FOLLOW(P) = { **makes**, **make**, **,** }

FOLLOW(L) = { **and**, **,** }

(2) 不是，因为 L 的产生式存在直接左递归。构造其 LL(1)分析表结果如下：

	truth	**honesty**	**makes**	**make**	**and**	**,**	…
S	F	V					
F	P **makes** L **and** P **make**						
V		**honesty**					
P	**truth**						
L	P L **,** P						

由于上述分析表中存在一个单元有多个候选产生式的情况，因而不是一个真正的 LL(1)分析表。

(3) 消除左递归后，文法改写为：

S → F V

F → P **makes** | L **and** P **make**

L → P L′

L′ → **,** P L′ | ε

P → **truth** | **love** | **courage**

V → **honesty** | **compassion** | **valor** | **justice** | **sacrifice**
| **honor** | **spritiuality** | **humility**

相应地，文法非终结符号的 FIRST 和 FOLLOW 集为（其余同旧）：

FIRST(L′) = { **,**, ε }

FOLLOW(L′) = FOLLOW(L) = { **and** }

构造其 LL(1)分析表结果如下：

	truth	**honesty**	**makes**	**make**	**and**	**,**	…
S	F	V					
F	P **makes** L **and** P **make**						

V		**honesty**					
P	**truth**						
L	P L′						
L′	P L′				ε	, P L′	

由于上述分析表中存在一个单元有多个候选产生式的情况，因而仍然不是一个真正的 LL(1)分析表。

6、（10 分）某文法所有符号的 FIRST 集和 FOLLOW 集如下（终结符号的 FOLLOW 集含义与非终结符号的 FOLLOW 集相同）：

符号	FIRST 集	FOLLOW 集
X	**b d f**	**$**
Y	**b d**	**c e**
Z	**c e**	**a**
a	**a**	**$**
b	**b**	**b d**
c	**c**	**c e**
d	**d**	**c e**
e	**e**	**a**
f	**f**	**$**

已知该文法的终结符号集为{ **a**, **b**, **c**, **d**, **e**, **f** }，非终结符号集为{ X, Y, Z }；该文法的每个非终结符号有且仅有两个产生式，并且其中不包含ε产生式。试给出该文法的所有产生式。

〖参考答案〗

可采用多种不同方式解决这一问题。譬如下面首先基于 FIRST 集构造明显符号首个终结符号的产生式：

X → **b** | **d** | **f**
Y → **b** | **d**
Z → **c** | **e**

由于每个非终结符号仅有两个产生式，故需要减少 X 的产生式。考虑到 **b** 和 **d** 都在 Y 的 FIRST 集中，可尝试将 X 的产生式修改为：

X → Y | **f**

此时非终结符号的 FRIST 集都正确了，转而尝试修改产生式以满足 FOLLOW 集。例如观察符号 **c**，注意到 **c** 和 **e** 都在 FOLLOW(Y)和 FRIST(Z)中，可将 Z 加到某一产生式中 **c** 的后面，譬如：

X → Y | **f**
Y → **b** | **d**
Z → **c** Z | **e**

以同样的方式处理 FOLLOW(**b**)，可得：

X → Y | **f**
Y → **b** Y | **d**

Z → **c** Z | **e**

又由于**$**不是 FOLLOW(Y)中，故必须在产生式 X→Y 后面加上些符号。由于 FRIST(Z)都在 FOLLOW(Y)中，尝试：

X → Y Z | **f**
Y → **b** Y | **d**
Z → **c** Z | **e**

此时还未使用符号 **a**。由于 Follow(**a**) = { **$** }和 Follow(Z) = { **a** }，可得：

X → Y Z **a** | **f**
Y → **b** Y | **d**
Z → **c** Z | **e**

此时所有要求均已满足，故上述产生式即最终的文法。

7、（15 分）考虑两个 LL(1)文法，每个都只有一个非终结符号（设第一个文法的非终结符号为 A，第二个文法的非终结符号为 B），且不含ε产生式。考察第三个文法，该文法的开始符号为 S，并且产生式通过合并上述两个文法的所有产生式得到，然后再添加以下产生式：

S → A | B

请回答以下问题并解释理由：

(1) （2 分）在第三个文法中，是否可能从文法的开始符号 S 推导出空串？为什么？

(2) （6 分）为保证第三个文法是 LL(1)的，原先的两个文法必须满足的充分必要条件是什么？请不要给出 A 或 B 的具体例子，你需要描述的是针对上述形式的所有文法均须满足的充要条件。

(3) （7 分）为保证第三个文法是无二义的，原先的两个文法必须满足的充分必要条件是什么？请不要给出 A 或 B 的具体例子，你需要描述的是针对上述形式的所有文法均须满足的充要条件。

〖参考答案〗

(1) 不可能，因为从 A 或 B 均不可能推导出空串。

(2) 充要条件：A 和 B 能够推出的首字符不可相同，即 FIRST(A) ⋂ FIRST(B) = ∅。注意，题目已指出这两个文法是 LL(1)的，且 A 或 B 均不可能推导出空串。

(3) 充要条件：这两个文法产生的语言的交集为空，即 L(A) ⋂ L(B) = ∅，其中 L(X)表示由文法 X 产生的语言。注意，由于题目已指出这两个文法是 LL(1)的，故它们一定是无二义的。

Part III、附加题（共 1 题，10 分）

8、（10 分）考察语言 $L = \{ \alpha \mathbf{c} \alpha \mid \alpha \in (\mathbf{a} \mid \mathbf{b})^* \}$，该语言的每一个合法串的前后是相同的 **a** 和 **b** 组成的子串，中间由一个 **c** 分隔，例如 **aabcaab**、**abaacabaa**。有学者证明了该语言不是一个上下文无关语言。

(1) （5 分）语言 *L* 是程序设计语言中什么问题的抽象？

(2) （5 分）该语言不是上下文无关的，这对于我们使用 BNF 定义程序设计语言的语法规则有什么启示？

〖参考答案〗

(1) 该语言是关于强类型程序设计语言的源程序中标识符“先声明、后使用”规则的抽象，α **c** α 的前一个 α 代表标识符 α 的声明，后一个 α 代表该标识符的使用。

(2) 由于 BNF 等价于上下文无关文法，这意味着我们使用 BNF 定义一门语言的语法规则时，无法表达标识符的“先声明、后使用”规则，故对这一约束的检查必须推迟到语义分析阶段执行。

□