※<习题一>

填空题：

1、编译阶段按前后端组合，可分为编译前端和编译后端，其中与目标机有关的阶段一般属于 分析阶段 ，而与源语言相关的阶段一般属于 综合阶段 。

2、设文法 G =（V_N，V_T，P，S），若 P 中的每一个规则 A→β 满足：A∈V_N， β∈$(V_N \cup V_T)^*$，则称此文法为 0 型文法。

3、已知 M 为一个确定的有穷自动机，M=（Q，Σ，q_0，F，δ），则 Q 表示 一个有穷的状态集合 ；Σ表示 字母表 ，δ表示 状态转换函数 ，q_0是 唯一的初始状态 。

4、规范推导是指 最右推导，每步推导只变换符号串中最右边的非终结符 ，其逆过程即 最左规约 ，称为规范归约。

5、LR(0)项目集规范族中的项目可分为四类，即移进项目、 待约 项目、归约项目和接受项目，其中归约项目和__归约__项目或__移进_项目共存于一个项目集中会引起冲突。

6、表达式 s:=a+b*c/d+(b-d)的逆波兰式表示为 sabc*d/bd-++:= 。

判断题：

1、从功能上看，一个编译程序就是一个语言翻译程序。T

2、ＬＥＸ是一个语法分析程序的生成系统。F

3、一个句型的最左（直接）**简单**短语称为句柄。T

4、已证明文法的二义性是可判定的。F

5、**一个ＮＦＡ一定能转换为ＤＦＡ**。T

6、递归下降分析法是一种不确定的自顶向下分析法。F

简答：

1、文法G是LL(1)文法的充要条件是什么？

答：（1）.不能有左递归；

（2）. LL(1)文法的分析表不出现多重定义

即：对于文法 G 的每个非终结符 A 的任何两条不同规则 A→α｜β ，下面条件成立：

•FIRST(α)∩FIRST(β)=Φ 即头符号集不相交。

•假若 β==*>ε，那么，FIRST(α)∩FOLLOW(A)=Φ，即α所能推出的符号串的头符号集中的元素不能出现在 FOLLOW(A)中。

2、将表达式 A:=B*（C-D）/D： 翻译成波兰后缀表达式。

答：ABCD-D/*:=

※<习题二>

填空题：

1、对给定文法 G[E]，由推导序列 E=>E+T=>T+T=>i+T=>i+i 可知：该推导为（最左）推导，从该推导序列可得到（ 5 ）个句型，其中的（i+i）同时也是句子。

2、用四元组 G =（V_N，V_T，P，S）表示文法，则其元素 V_N表示（非终结符）集；元素 V_T表示（终结符）集；元素 P 表示规则集；元素 S 表示开始符号，它必须是一个（至少在某个产生式的左部出现一次的非终结符）符号。

3、YACC 是一种（ 语法 ）分析程序的自动构造工具；而 LEX 是一种（词法 ）分析程序的自动构造工具。

4、对一个文法 G，在其 LR(0)项目集规范族 DFA 中，当有归约项目和（规约 ）项目或（移

进）项目共存于同一个状态中时，该文法就不是 LR(0) 文法。

5、编译程序是一种语言翻译程序，它将源语言程序翻译成功能等价的（目标语言程序）。

6、所谓规则或产生式是指形如 α→β 或 α::=β 的(α,β)有序对，其中 α 是字母表 V 的（正闭包元素）,而 β 是字母表 V 的（闭包元素）。

7、设文法 G =（V_N，V_T，P，S），若 P 中的每一个规则都是 A→aB 或 A→a，其中 A 和 B 是非终结符，而 a 是终结符，则称此文法 G 为正规文法或（3）型文法。

8、实用文法中不得含有形如 U→U 的（有害规则），也不得含有由不可达或不可终止的非终结符所构成的（多余规则）。

9、对任意给定的一个正则表达式 R，都可以将它转换为与之功能等价的（正则）文法，或与之功能等价的（有穷自动机）。

判断题：

1、在语法分析过程中，随着分析的步步进展，根据每个规则所对应的语义子程序或语义动作进行翻译的办法，称为语法制导翻译，它被现代很多编译程序所采用。T

2、可归前缀本身就是活前缀，它是包含句柄在内的活前缀。T

简答：

一、现有文法 G[E]：

E→EE+

E→EE*

E→F

F→i

1、证明 ii*i+是文法的一个句子。

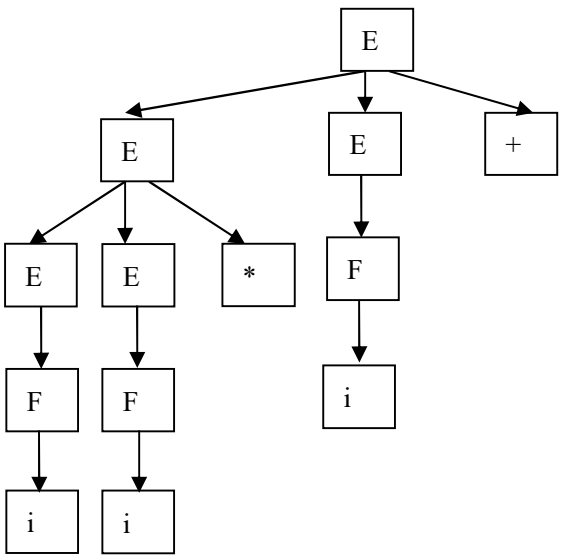
2、构造句型 ii*i+的语法推导树。

3、指出该句型所有短语、简单短语和句柄。

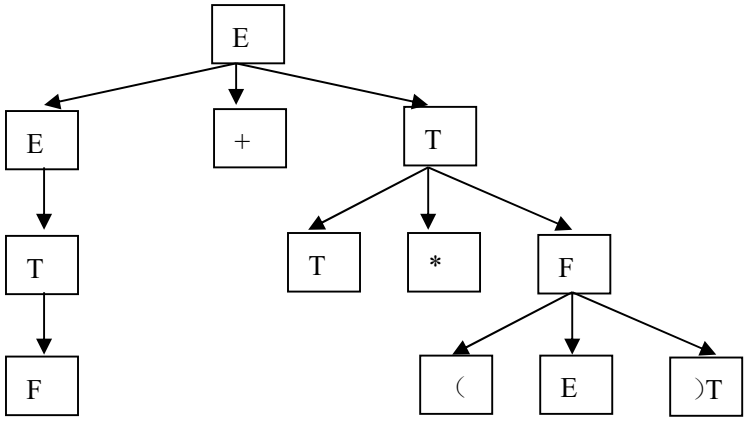
答：

1、因为存在一个最左推导过程：E→EE+→FE+→FE+→iE+→iE*E+→iF*E+→ii*E+→ii*F+→ii*i+ 并且，ii*i+只含有终结符。

2、



3、短语：ii*i+　　ii*　i　+
简单短语：i　*　　＋
句柄：　i
二、现有文法 G[E]：
　　E→E+T|E-T|T
　　T→T*F|T/F|F
　　F→i|(E)
1、证明：F+T*(E)是文法的一个句型。
2、构造句型 F+T*(E)的语法推导树。
3、指出该句型所有短语、直接短语和句柄。
答：1、因为存在这样的一个推导过程：
E→E+T→T+T→F+T→F+T*F→F+T*(E)
2、



3、短语：F+T*(E)　　T*(E)　　(E)
简单短语：(E)
句柄：(E)

※<习题三>
填空题：
1、在语法分析过程中，随着分析的步步进展，根据每个规则所对应的语义子程序或语义动作进行翻译的办法，称为（语法制导）翻译方法，它被现代很多编译程序所采用。

2、（ YACC ）是一种语法分析程序的自动构造工具，用它可以直接构造各种语言的语法分析器；而（ LEX ）是一种（词法分析）程序的自动构造工具，用它可以直接构造各种语言的词法分析器。3、所谓 2 型文法就是指（ 上下文无关 ）文法，若用 G＝(VN，VT，P，S）表示它，则它要求 G 中的所有规则 α→β 都满足： α 是（ Vn)，而 β 属于（VN U VT）*。

4、文法中形如 U→U 的规则称为（ 有害 ）规则；由不可达的非终结符或不可终止的非终结符作为左部的规则称为（ 无用 ）规则。在实用文法中一般不允许含有这两类规则。

6、语法分析方法分为自上而下与自下而上两类，自上而下的分析方法方要有递归子程序分析法和（ 11（1） ）；而自下而上的分析方法主要有（ 算符优先方法 ）和（LR 分析方法）。

7、LR(0)项目集规范族中的项目可分为四类，它们是移进项目、（ 待约 ）、归约项目和接受项目。其中，接受项目是（ 规约 ）的一种特例。

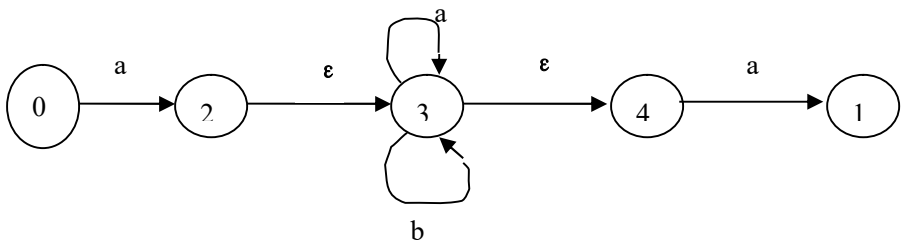
8、将非 LL(1)文法转换为等价的 LL(1)文法所采用的两种方法是（ 左递归转换为有递归 ）和（ 提取公因子解决分析表多重定义 ）。但这两种方法并不能保证所有的非 LL(1)文法都能转换为等价的 LL(1)文法。

9、编译阶段按前后端组合，可分为编译前端和编译后端，其中与目标机有关的阶段一般属于 分析阶段 ，而与源语言相关的阶段一般属于 综合阶段

简答：

求出正规式 a(a|b)*a 对应的 NFA，并将之确定化,如有可能，将其最小化。

答：先构造等价的 NFA 如下图所示：



然后确定化，将其转换为 DFA 如下图所示::

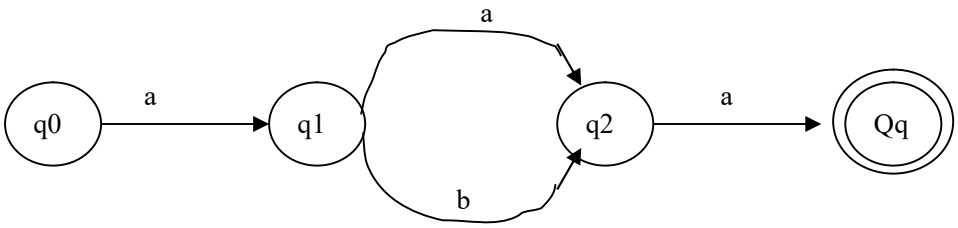
q0 = ε -closure({0})= {0}

δ (q0,a)= ε -closure(δ (0, a))={2,3,4}=q1

δ (q1,a)={3.4}=q2

δ (q1,b)={3.4}=q2

δ (q2,a)={1}=q3



※<习题四>

填空题：

1、（2）型文法又称为（上下文无关）文法，是描述程序设计语言语法部分的主要文法；高级程序设计语言的单词符号，如标识符、无符号整数常用（3）型文法来描述。

2、从 0 型文法到 3 型文法对规则的限制逐渐（增加），产生的语言类却逐步（缩小）。

简答：

一、现有文法 G[S]：

S→aB

S→Bb

B→Sc

B→d

1、消除文法G[S]的左递归；

2、指出消除了左递归之后的文法是否是LL(1)文法,为什么?

二、已知G[S]：

S→b|+|(T)

T→T,S|S

1、给出(+,(b,+))的最左推导。

2、证明G[S]不是LL(1)文法。

3、将G[S]改写为LL(1)文法，再给出它的分析表；

4、给出输入串(b,+)#的分析过程。

三、已知G[S]：

S→(A)|a|b

A→A,S|S

1、给出(a,(b,b))的最左推导。

2、判断该文法是否为LL(1)文法。若是，直接给出它的分析表；若不是，先将其改写为LL(1)文法，再给出它的分析表；

3、给出输入串(b,b)#的分析过程，并说明该串是否为G[S]的句子。

四、对给定文法G[S’]:

0) S’ →S

1) S →A

2）S →B

3) A →aAc

4) A →a

5) B →bBd

6) B →b

1、构造G[S’]的LR(0)项目集规范族DFA，并据此判断G[S’]是否为LR(0)文法。

五、 现有文法G[S]：

（0） Ｓ’→Ｓ

（1） Ｓ→Ａ－Ｂ

（2） Ｓ→Ｂ

（3） Ａ→＋Ｂ

（4） Ａ→ａ

（5） Ｂ→ｂ

试判断G[S]]是否为：LR（０）文法并说明原因。