2021-2022 编译原理卷 A

Garone Lombard

2023 年 12 月 18 日

摘要

编译原理 2021-2022 试卷答案自行整理

目录

1 填空

1. 编译过程本质上是 程序转换/翻译 过程，将用 高级语言 书写的源程序加工为与其等价的目标程序。

2. 在编译过程的 5 个基本阶段都要做 符号表管理 和 错误处理 两件事，因此典型的编译程序常划分为 7 个逻辑组成部分

3. 对源程序 (包括源程序中间形式) 从头到尾扫描一遍，并做有关的加工处理，生成新的源程序中间形式或目标程序，通常称之为 一遍，完成编译工作最少需要对源程序做 1 次扫描

4. 生产中间代码的目的是便于做 代码优化 和 编译程序移植

5. 有文法规则 $S \to if\ E\ S \mid if\ E\ S\ else\ S$，用扩充的 BNF 范式表示为 $if\ E\ S\ [else\ S]$

6. 常见的程序设计语言按乔姆斯基的分类是 1 型文法，也称为上下文无关文法。如果采用属性翻译文法处理声明语句 $int\ a$; 时，通常可以得到变量类型和名字这样的 继承 属性，并填入到 符号表 中，以便在使用变量 a 时，能够查找到变量的有关信息。没有声明就使用变量，这属于 语义错误 ，在语法分析只能进行句子的结构分析时并不能发现这个问题

7. 对文法 $G[T]:\ T \Rightarrow T-T|T/T|(T)|i$，规范句型 $T-T/i$ 的句柄为 i 和 T-T ，由此判断该文法 有 (有/无) 二义性。

8. 规范归约每次归约的是句型的 句柄 ，算符优先分析法每次归约的是当前句型的 最左素短语

9. 活动记录中 Display 区存放的是 各外层模块活动记录的基地址

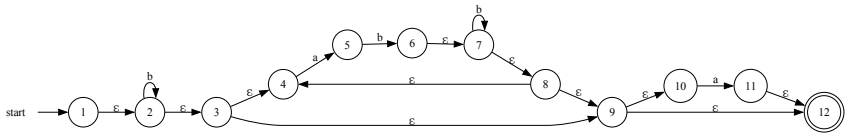
10. 文法 $G = (V_n, V_t, P, Z)$，其中 V_t 代表 文法中的终结符集合

2 正则文法与自动机

题干 有如下正则表达式

$b*(abb*)*(a|\epsilon)$

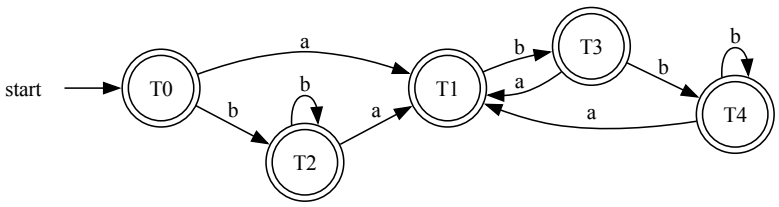
1. 根据正则表达式构造 NFA



2. 将得到的 NFA 确定化

$\epsilon - closure(start)$	{1,2,3,4,9,10,12}	
输入 / 状态	a	b
T0={1,2,3,4,9,10,12}	T1={5,11,12}	T2={2,3,4,9,10,12}
T1={5,11,12}	ϕ	T3={4,6,7,8,9,10,12}
T2={2,3,4,9,10,12}	T1={5,11,12}	T2={2,3,4,9,10,12}
T3={4,6,7,8,9,10,12}	T1={5,11,12}	T4={4,7,8,9,10,12}
T4={4,7,8,9,10,12}	T1={5,11,12}	T4={4,7,8,9,10,12}

表 1: 转换表



3. 将得到的 DFA 最小化

输入 / 状态	a	b
0	1	2
1	ϕ	3
2	1	2
3	1	4
4	1	4

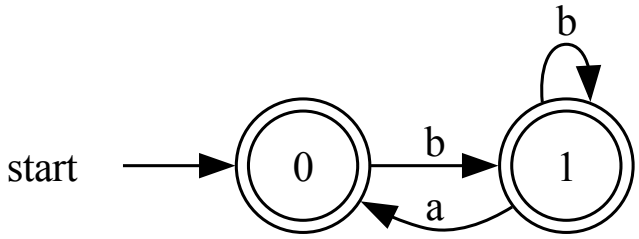
表 2: 转换表

显然没有无用状态
首先将状态分为终态和非终态两个集合 {0,1,2,3,4,5},ϕ
接下来考察 {0,1,2,3,4,5} 是否可分

输入 / 状态	a	b
0	1	2
1	ϕ	3
2	1	2
3	1	4
4	1	4

表 3: 转换表

所以可分为 {1},{0,2,3,4,5} 两个集合



3 LL(1) 和算符优先分析法

1. 证明所有二义性文法都不是 LL(1) 文法

证明 二义性文法的句型有两个不同的最左推导，即存在两个不同的最左句型，因此在构造 LL(1) 分析表时，会出现同一个非终结符对应两个不同的终结符的情况，因此所有二义性文法都不是 LL(1) 文法

2. 已知文法 G[T]:

$$\begin{aligned} &T \to T-F|F \\ &F \to F/P|P \\ &P \to (T)|i \end{aligned} \tag{1}$$

2.1 求各文法的 FIRSTVT 集和 LASTVT 集

FIRSTVT	-	/	(	)	i
T	1	1	1		1
F		1	1		1
P			1		1

表 4: FIRSTVT

LASTVT	-	/	(	)	i
T	1	1		1	1
F		1		1	1
P				1	1

表 5: LASTVT

2.2 构造文法 G 的优先关系矩阵，并判断该文法是否是算符优先文法

分析表	-	/	(	)	i
-	$\gtrdot$	$\lessdot$	$\lessdot$	$\gtrdot$	$\lessdot$
/	$\gtrdot$	$\gtrdot$	$\lessdot$	$\gtrdot$	$\lessdot$
(	$\lessdot$	$\lessdot$	$\lessdot$	$\doteq$	$\lessdot$
)	$\gtrdot$	$\gtrdot$	err	$\gtrdot$	err
i	$\gtrdot$	$\gtrdot$	err	$\gtrdot$	err

表 6: 分析表

没有重复的 $\lessdot$ 或 $\gtrdot$，因此该文法是算符优先文法

4 SLR 分析法

题干 有如下文法 G[S]:

$$\begin{aligned} S &\to CD|DC \\ C &\to aCb|ab \\ D &\to Db|b \end{aligned} \tag{2}$$

1. 拓展文法，使得文法的开始符号仅出现在一个产生式的左侧；求原文法所有非终结符的 FOLLOW 集

“使得文法的开始符号仅出现在一个产生式的左侧”：只需构造文法的增广文法即可，如下所示

$$
\begin{aligned}
&S^{'} \to S \\
&S \to CD|DC \\
&C \to aCb|ab \\
&D \to Db|b
\end{aligned}
\tag{3}
$$

集合	FIRST	FOLLOW
S	{a,b}	{#}
C	{a}	{b,#}
D	{b}	{a,b,#}

表 7: FIRST FOLLOW 集

2. 求拓展后的 SLR 分析表，包括 GOTO 表和 ACTION 表，表头如下

状态	ACTION			GOTO		
	a	b	#	S	C	D
0	s1	s2		3	4	5
1	s1	s9			8	
2	r7	r7	r7			
3			acc			
4		s2				6
5	s1	s10			7	
6		s10	r2			
7			r3			
8		s11				
9		r5	r5			
10	r6	r6	r6			
11		r4	r4			

3. 求能识别规范句型 aabbbb 活前缀的有效项目集

句柄：ab

活前缀：a,aa,aab

a:

$$\begin{aligned} C &\to a \cdot Cb \\ C &\to a \cdot b \\ C &\to \cdot aCb \\ C &\to \cdot ab \end{aligned} \tag{4}$$

aa:

$$\begin{aligned} C &\to a \cdot Cb \\ C &\to a \cdot b \\ C &\to \cdot aCb \\ C &\to \cdot ab \end{aligned} \tag{5}$$

aab:

$$C \to ab\cdot \tag{6}$$

5 符号表构造与运行时存储分析

```
1  program main;
2      var x, y : real;
3      i, k: integer;
4      name: array [1…10] of char;
5      procedure P1 (ind:integer);
6          var x : integer;
7          procedure P2 (j : real);
8              procedure P3;
9                  var f : array [1…5] of integer;
10                 test1: boolean;
11             begin
12                 ...
13             end;{注释:P3}
14         begin
15             P3;
16             ...
17         end;{注释:P2}
18         procedure P4;
19             var r1,r2 : real;
20         begin
21             r1:=y ;
22             r2:=r1+y ;
23             P2(r1+r2);
24             ...
25         end; {注释:P4}
26     begin
27         P4;
28         ...
29     end;{注释:P1}
30 begin
31     P1(100);
```

```
32      ...
33  end {注释:main}
```

1. 按照以下格式，画出递归下降编译到第 21 行时，栈式符号表的内容

序号	名字	种类	类型	层号
1	x	var	real	1
2	y	var	real	1
3	i	var	integer	1
4	k	var	integer	1
5	name	var	array	1
6	P1	proc		1
7	ind	para	integer	2
8	x	var	integer	2
9	P2	proc		2
10	P4	proc		2
11	r1	var	real	3
12	r2	var	real	3

2. 运行到第 12 行时，运行栈的内容如下所示，将空白处填满

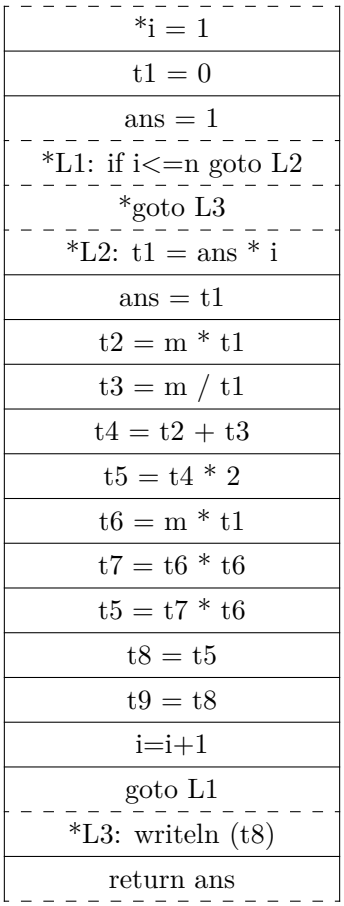
test1	
f	
f 的模板	
prev abp:abp4	
ret addr	
abp4(DISPLAY)	
abp2(DISLPAY)	
adp1(DISPLAY)	abp5: P3
j	
prev abp:abp3	
ret addr	
abp2(DISPLAY)	
abp1(DISPLAY)	abp4: P2
r2	
r1	
prev abp:abp2	
ret addr	
abp2(DISPLAY)	
abp1(DISPLAY)	abp3: P4
x	
ind	
prev abp:abp1	
ret addr	
abp1(DISPLAY)	abp2: P1
name	
name 模板	
k	
i	
y	
x	abp1: main

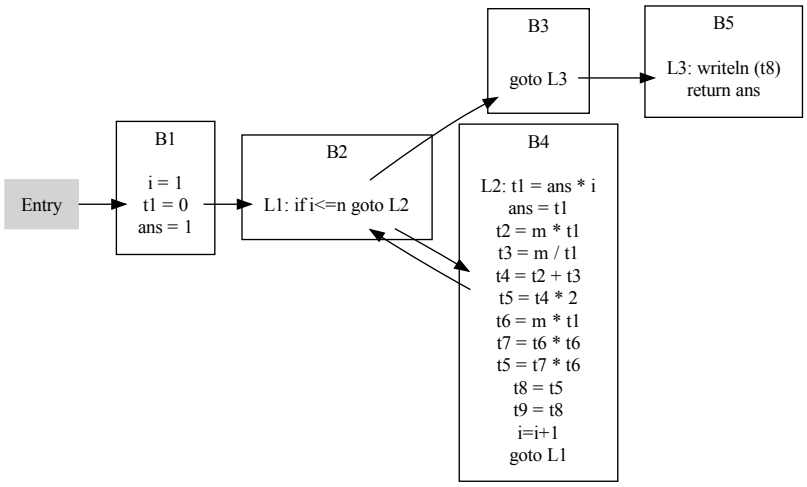
6 代码优化

题干 有如下程序，其中 n,m 是形参，i,ans,t1,t2,t3,t4,t5,t6,t7,t8,t9 都是局部变量

```
1     i = 1
2     t1 = 0
3     ans = 1
4  L1: if i<=n goto L2
5     goto L3
6  L2: t1 = ans * i
7     ans = t1
8     t2 = m * t1
9     t3 = m / t1
10    t4 = t2 + t3
11    t5 = t4 * 2
12    t6 = m * t1
13    t7 = t6 * t6
14    t5 = t7 * t6
15    t8 = t5
16    t9 = t8
17    i=i+1
18    goto L1
19 L3: writeln (t8)
20    return ans
```

1. 将该代码划分基本块，构造相应的控制流图


*i = 1
t1 = 0
ans = 1
*L1: if i<=n goto L2
*goto L3
*L2: t1 = ans * i
ans = t1
t2 = m * t1
t3 = m / t1
t4 = t2 + t3
t5 = t4 * 2
t6 = m * t1
t7 = t6 * t6
t5 = t7 * t6
t8 = t5
t9 = t8
i=i+1
goto L1
*L3: writeln (t8)
return ans



2. 试对 L2 所在的基本块用 DAG 做局部公共子表达式删除优化，并根据启发式算法给出优化后的中间代码序列

OUT[B]	B1	B2	B3	B4	B5
i	1	1		1	
ans	1	1	1	1	
n	1	1		1	
m	1	1		1	
t1					
t2					
t3					
t4					
t5					
t6					
t7					
t8	1	1	1	1	
t9					

3. 给出每个基本块的 def 和 use 集合，做活跃变量分析，并给出变量的冲突图。注意：变量 A,B 冲突的标准为，变量 B 的定义点处变量 A 活跃，反之亦然

三大计算准则如下:

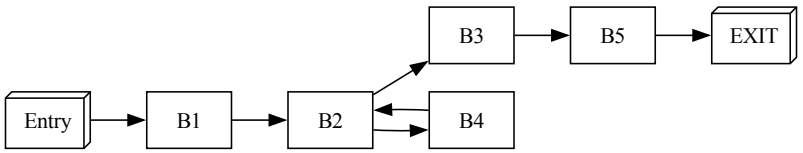
$$\begin{aligned} IN[EXIT] &= \phi \\ IN[B] &= f_B(OUT[B]) \quad (B \neq EXIT) \\ f_B(x) &= use[B] \cup (x - def[B]) \\ OUT[B] &= \bigcup_{S \in son[B]} IN[S] \end{aligned} \tag{7}$$

计算方程如下:

```
IN[EXIT]=empty;
for(除EXIT之外的每个基本块B){
    IN[B]=empty;
}
while(某个IN值发生了改变){
    for(除EXIT之外的每个基本块B){
        OUT[B]=B所有后继基本块IN值的并集;
        IN[B]=use[B]并(OUT[B]-def[B]);
    }
}
```

use def	B1	B2	B3	B4	B5
use(B)		{i,n}		{ans,i,m}	{t8,ans}
def(B)	{i,t1,ans}			{t1,t2,t3,t4,t5,t6,t7,t8,t9}	

表 8: def 和 use 集



IN OUT	B1	B2	B3*	B4	B5*	EXIT*
IN[B]	n,m,t8	ans,i,n,m,t8	t8,ans	ans,i,n,m	t8,ans	ϕ
OUT[B]	ans,i,n,m,t8	ans,i,n,m,t8	t8,ans	ans,i,n,m,t8	ϕ	

表 9: IN OUT