成绩	

编译原理实验报告

MiniC 编译前端实现

MiniC 编译器代码优化-基本块划分与优化

（使用了改造后 minic 文法）

学院：计算机学院

班级：10012003

姓名：徐金海

学号：2020302703

日期：2023.06.30

目录

注意：本实验使用的是 minic 文法

1 实验概述

1.1 要求与目标

1.1.1 实验要求：

MiniC 编译前端实现：

根据指定的 MiniC 文法产生式，通过词法分析、语法分析、语义分析生成线性 IR，最后借助 IR 虚拟机得出运行结果。具体要求如下：

1、识别程序是否符合 MiniC 的语法要求。

2、输入 MiniC 的源文件。

3、输出程序的中间 IR 表示。

4、借助 Graphviz 输出抽象语法树并显示。

5、输出线性 IR。

6、利用给定的 IR 运行器对实现的编译器进行评判。

MiniC 编译器代码优化-基本块划分与优化：

1、划分基本块，形成控制流图。

2、进行删除不可达代码、无用 Label 指令的消除等优化。

3、借助 Graphviz 提供的 API 显示流图。

1.1.2 实验目标：

MiniC 编译前端实现：

1、理解并掌握词法分析、语法分析、语义分析、中间代码生成功能；

2、理解并掌握非线性 IR：抽象语法树；

3、理解并掌握线性 IR：三地址语句或四元式。

MiniC 编译器代码优化-基本块划分与优化：

1、理解并掌握基本块如何划分与生成控制流图的方法；

2、理解基本块划分在代码优化的基础作用。

1.2 总体完成情况

本次实验中，我借助 flex 与 bison 工具实现了相关内容，词法采用 flex，语法与语义分析借助 bison 实现。最终实现的 minic 编译器能够通过 105 个测例，能够实现 ir 输出，符号表打印，抽象语法树和具体语法树实现，基本块划分等必须功能，均在验收时通过检查。

另外在实验中额外实现了短路求值和自增自减运算，其中短路求值已在线下验收时通过检查，自增自减运算由于当时时间不够，便没有实现，完成实验报告时对其及进行了实现，并且自行编写了相关测试程序，计算结果与预期一致。相

关测试内容已与实现报告一同打包提交。

2 主要功能

2.1 词法分析

本实验中，我使用的是 flex 工具进行自动分析，根据在 miniclex.l 中定义的各个 token 来识别对应的词法单元。flex 的原理是基于定义的词法规则生成一个有限状态自动机，并根据这个自动机逐个匹配输入文本中的字符。匹配成功时，执行与匹配规则关联的动作。具体内容在实验报告中的详细设计中进行介绍。

2.2 语法分析和语义分析

本实验中，使用了 bison 工具进行自动的语法分析和语义分析。在之前，已经使用了 flex 把输入流分解成若干个 token，而 bison 则分析这些记号并基于逻辑进行组合。bison 是基于所给定的语法来生成一个可以识别这个语法有效“语句”的语法分析器。其往往是基于上下文无关文法和 LALR(1)分析方法来对所定义的语言文法进行识别。而且 bison 可以支持优先级的显式和隐式定义。具体分析过程在实验报告中的详细设计中进行介绍。

2.3 IR 生成

本次实验中，支持生成满足文法定义范围内的 C 程序的 ir 输出，此功能可在 vscode 终端输入命令：.\minic.exe -i -o xxx.ir sourceFile.c 来输入生成的 ir 文件，通过输入老师提供的 IRCompiler 工具使用.\IRCompiler\MINGW-x86_64\IRCompiler.exe -R xxx.ir 命令（注意，当有输入文件时，命令为：.\IRCompiler\MINGW-x86_64\IRCompiler.exe -R xxx.ir<xxx.in）来运行指令，在 windows 系统下，可通过 echo Returned Value is %errorlevel%命令来查看 ir 文件运行的返回值。

2.4 符号表生成

本次实验中，支持将源程序文件的符号表按照不同的函数（包括全局变量）进行划分，再输出到一个 xxx.txt 文件中，此过程可在 vscode 终端使用命令：.\minic.exe -s -o symbol.txt sourceFile.c 来实现，其中各符号按照符号名： [数据类型] [符号类型] [临时变量编号] [Labal 值] [符号表信息]的形式进行输出。

2.5 输出 AST 并显示

本实验中，支持语法树的输出和显示，此功能是基于 Graphviz 库来实现的，可通过在终端输入命令：.\minic.exe -a -o xxx.png sourceFile.c 来实现。

2.6 基本块划分并输出 CFG，代码优化

本实验中，在 ir 的生成过程中通过跳转产生的 Label 值进行代码块的划分，以此完成基本块的划分可通过在 vscode 终端输入命令：.\minic.exe -c main -o

xxx.png sourceFile.c 来输出 CFG，即控制流图。同时，在本实验中，虽然没有使用系统的代码优化方法，但是对一些语句的代码生成的过程中进行了一些处理，达到了局部减少代码量的效果，这些将在具体实现部分进行详细说明。

2.7 实现函数定义，各种表达式的计算

这一部分功能涉及 MiniC 编译器的具体实现，与文法和计算操作密切相关。包括的功能有：函数定义、赋值语句、返回值、加减乘除运算、取模运算、取负运算、与或非逻辑运算、if-else 语句和 while 语句等。此功能将会在老师提供的 106 个测试程序中得到检验。

2.8 额外实现：短路求值

在上述功能实现之外，还额外实现了短路求值。短路求值是通过逻辑运算过程的跳转来实现的。

3 软件总体结构

3.1 软件开发环境

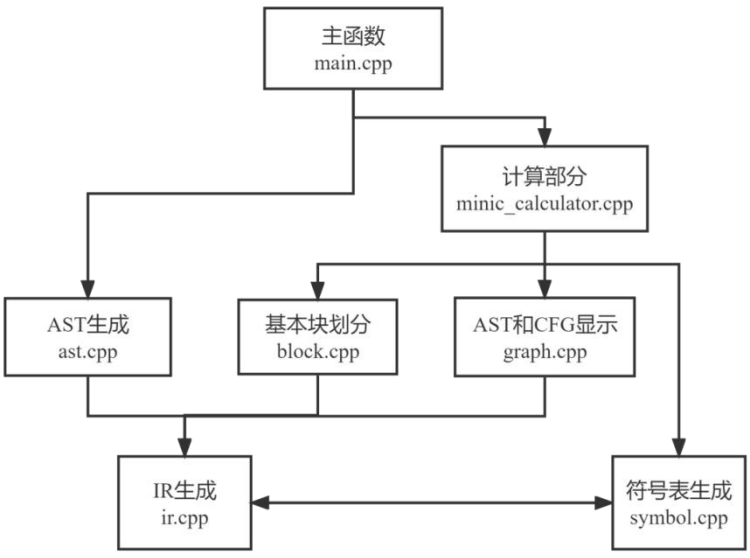
Windows + vscode（Compiler Tools 中的）+ flex + bison

3.2 软件运行环境

Windows + vscode（Compiler Tools 中的）+ flex + bison + Graphviz + IRcompiler（老师提供的测试工具）

3.3 软件组成架构

MiniC 编译前端主要由以下几个部分组成：词法分析、语法分析、ir 生成、基本块划分、符号表生成、AST 生成、计算部分和主函数。其调用关系如下：



3.4 源代码组织与构建

3.4.1 结构体定义

以下各个结构体在整个编译器的各个部分都有直接或间接的使用，将整个代码部分串接起来，以实现 MiniC 编译器的完整功能。

node_s（节点的结构体 Nodes）：

成员	功能
struct node_s *parent	指向父节点的指针
std::vector<struct node_s *> children;	存储子节点的向量
enum ast_operator_type type;	节点的类型，使用字符串表示
string data_str;	存储字符串类型数据的成员变量
int data_int;	存储整数类型数据的成员变量
char data_char;	存储字符类型数据的成员变量
int id;	节点的唯一标识符

lex_data（用于在词法分析阶段存储词法单元的数据）：

成员	功能
int data_int;	存储整数类型数据的成员变量
string data_str;	存储字符串类型数据的成员变量
char data_char;	存储字符类型数据的成员变量
Node *node;	指向语法树节点的指针

symbol_s（符号表中元素的结构体 Symbol）：

成员	功能
string name;	符号的名称
string type;	符号的类型:int void
string kind;	符号的种类:全局变量、局部变量、临时变量等
string inname;	符号所在的作用域的名称:内部存的名字
int level;	符号所在的层级，即标签值
int ref_tableid = -1;	符号关联的符号表的标识符，默认为-1

WhileInfo_s（对应 while 循环语句信息的结构体 WhileInfo）：

成员	功能
int condition_label;	条件语句对应的标签值
int continue_label;	循环中 continue 语句对应的标签值
int break_label;	循环中 break 语句对应的标签值

block_s（用于基本块划分而定义的结构体 Block）：

成员	功能
int label;	块的标签值
vector irs;	存储中间代码的向量（字符串形式
vector to_labels;	跳转目标标签的向量，用于插入 label 值

3.4.2 全局变量定义

以下是一些代码中的全局变量的定义和含义，其通过各模块间头文件的引用而几乎在全部的代码文件中被使用，串接了整个 MiniC 编译器代码。

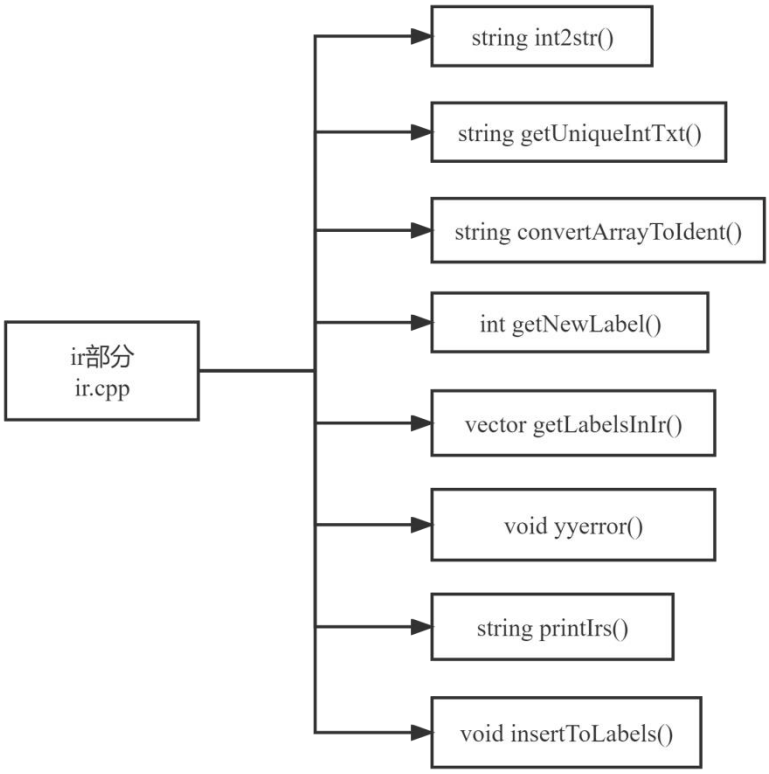
全局变量	含义
int label;	块的标签值
vector irs;	存储中间代码的向量（字符串形式）
vector to_labels;	跳转目标标签的向量，用于插入 label 值
int node_id = 0;	用于给语法树节点分配唯一的标识符
Node *ast_root = NULL;	用于保存语法树的根节点，可以在构建语法树时进行更新
int node_num = 0;	用于节点计数
int edge_num = 0;	用于 CFG 有向边计数
int _unique = 0;	用于给定义的临时变量标号
int _used_max_label = 1;	用于存储最大代码块标签值
int G_NOW_LABEL = 2;	指向当前 block 的 label
vector<Block *> BlockVec;	用于指向代码块的一维向量
vector<vector<Symbol *>> SymbolTable(50);	定义了一个名为 SymbolTable 的二维向量，其元素类型为指向 Symbol 结构体的指针
vector<vector<vector<string>>> irs(50);	定义一个指向指令的三维向量
vector<string> irreturn(50);	这个一维向量用于存储每个作用域（scope）的返回值的中间代码.L1 return
vector<string> main_first_ir;	因为有全局变量 V_D_ASSIGN 存在，所以全局变量的赋值要插在 main 头部

stack<WhileInfo> whileInfoStack;	定义一个名为 whileInfoStack 的堆栈，用于存储 WhileInfo 结构体的元素

3.4.3 每个部分的函数定义

ir 部分：

下图展示了 ir.cpp 中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：



在 ir.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能分别如下：

string int2str(int num)：用于将 int 数据变为 string 数据。

string getUniqueIntTxt()：用于 t 临时变量编号的生成，其中_unique 为上文中定义的全局变量。

int getNewLabel()：用于每个代码块 label 数字的生成。

void yyerror(const char *fmt, ...)：此函数函数用于在语法错误发生时输出错误信息。

vector getLabelsInIr(string ir)：从 ir 语句中读取存在的 Label 数字。

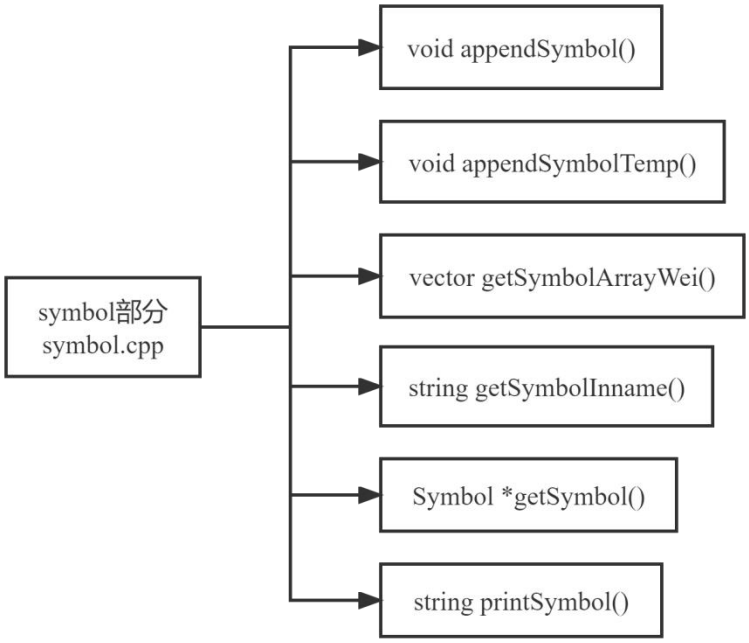
void insertToLabels(Block *it, int label) insertToLabels()：用于将 label 值插入到给定的 block 中。

string printIrs()：将生成的中间代码以字符串的形式返回，用于 ir 的输出。

string convertArrayToIdent(string input)：从 a[x][y]转为 a，用于返回数组名。

symbol 部分：

下图展示了symbol.cpp中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：



在 symbol.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能分别如下：

void appendSymbol(string name, string type, string kind, string inname, int level, int tableId, int reftableid = -1)：写符号表，kind 自定义，会写 ir 里面的 declare。

void appendSymbolTemp(string type, string inname, int level, int tableId)：根据符号表中变量名字和作用域级别，获取对应变量的临时变量名。

vector getSymbolArrayWei(string name, int tableId, int level)：根据符号表中数组类型符号的名称获取其各维度的大小。

string getSymbolInname(string name, int level, int tableId)：传入符号，支持依据数组 ident 查询,返回 inname,测试用例中不存在同函数同 level 相同名。

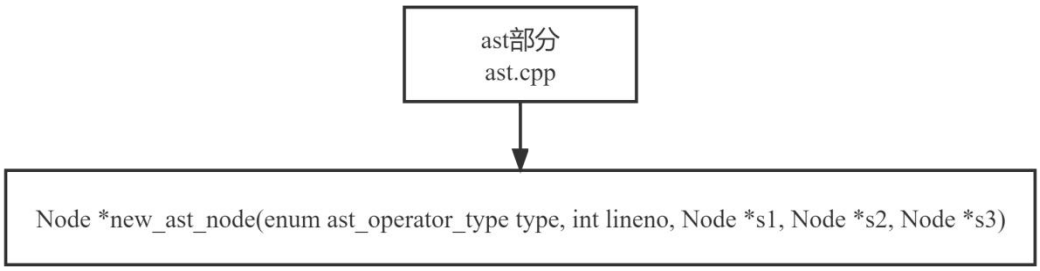
Symbol *getSymbol(string inname, int level, int tableId);：支持数组指针 * 开头。

string printSymbol();：于生成符号表的具体内容。

ast 部分：

下图展示了ast.cpp中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了

相关说明：

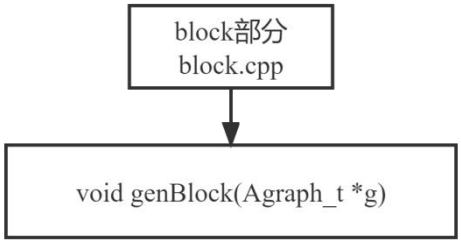


在 symbol.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能如下：

Node *new_ast_node(enum ast_operator_type type, int lineno, Node *s1, Node *s2, Node *s3)：此函数用于创建一个新的语法树节点，它接受类型（type）、行号（lineno）以及最多三个子节点（s1、s2、s3）作为参数。

block 部分：

下图展示了 block.cpp 中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：

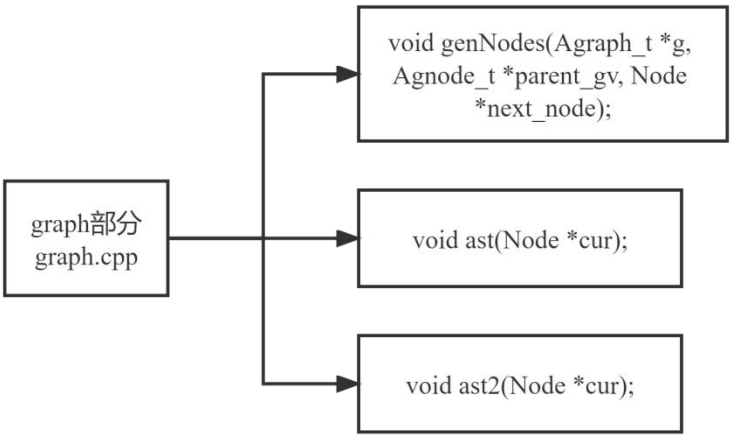


在 block.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能如下：

void genBlock(Agraph_t *g)：用于生成 CFG。

graph 部分：

下图展示了 graph.cpp 中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：



在 graph.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能分别如下：

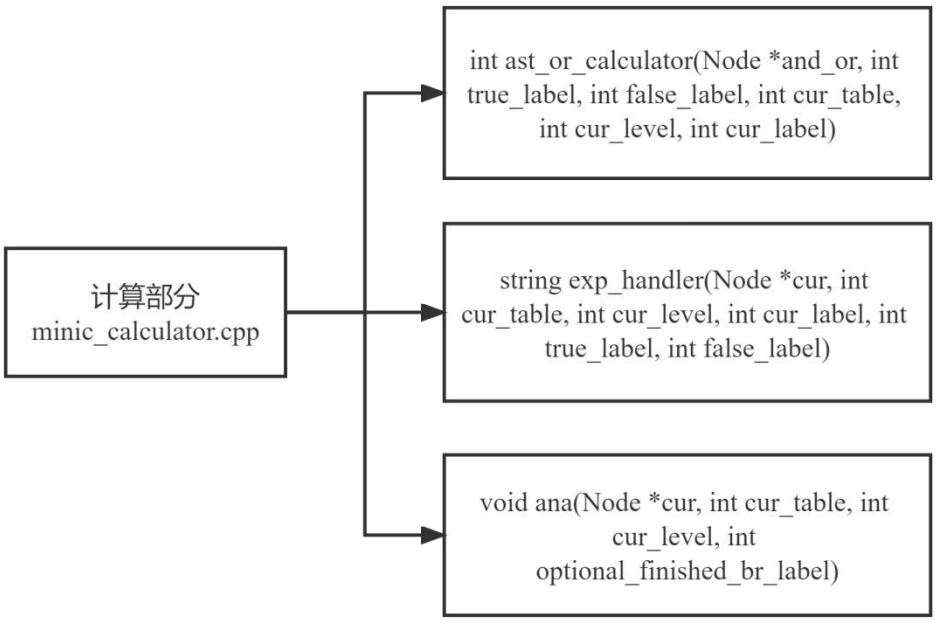
void genNodes(Agraph_t *g, Agnode_t *parent_gv, Node *next_node)：此函数用于递归生成 AST 中所有节点，并设置节点之间的边。

void ast(Node *cur)：此函数对 AST 进行处理，相邻的相同类型的节点合并成一个节点，减少其节点数量。

void ast2(Node *cur)：此函数用于将 if 和 while 语句内部的语句列表包裹在一个 COMP_STM 和 STM_LIST 中，从而使得语法树更加规范化，方便后续的处理。

minic_calculator 部分：

下图展示了 minic_calculator.cpp 中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：



在 minic_calculator.cpp 中，上述函数的具体参数信息和功能分别如下：

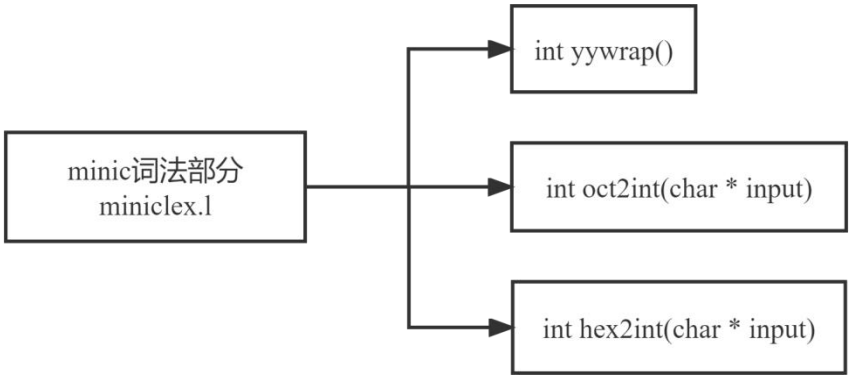
int ast_or_calculator(Node *and_or, int true_label, int false_label, int cur_table, int cur_level, int cur_label) ：这段代码用于处理逻辑与或运算，以下是函数的参数说明。and_or：待处理的 AST 节点；true_label：表达式为真的标签；false_label：表达式为假的标签；cur_table：当前符号表的编号；cur_level：当前符号表的层数；cur_label：当前 IR 指令的标签。

string exp_handler(Node *cur, int cur_table, int cur_level, int cur_label, int true_label, int false_label)：此函数用于处理其他表达式节点，返回生成的中间代码。

void ana(Node *cur, int cur_table, int cur_level, int optional_finished_br_label)：此函数用于处理跳转等其他表达式。

miniclex 词法部分：

下图展示了 miniclex.l 中定义的一些函数，同时对每个函数的功能即参数进行了相关说明：



在 miniclex.l 中，上述函数的具体参数信息和功能分别如下：

int yywrap()用于告知词法分析器是否应该继续进行的函数。

int oct2int(char * input) 以 0 开头的整数位 8 进制整数，将其化为 10 进制。

int hex2int(char * input)以 0x 开头的整数为 16 进制整数，将其化为 10 进制。

4 详细设计

在上述源代码组织与构建部分的内容中，我已将整个代码文件中所需要使用的结构体，全局变量列举出来。同时，对各个模块中定义的函数也进行了粗略地说明。接下来将对实现的具体思路细节进行阐述。

4.1 词法分析

本实验中的词法分析使用的是 flex 工具进行的自动分析，以下是 flex 命令生成 C 代码的原理和详细过程：

（1）词法规则文件的读取：Flex 命令会读取指定的词法规则文件（miniclex.l），该文件包含了用于定义词法分析器的正则表达式规则和对应的动作。

（2）正则表达式匹配和动作定义：Flex 会根据词法规则文件中的定义，逐个匹配输入的源代码字符。每当匹配到一个符合规则的词法单元时，Flex 会执行该词法单元对应的动作。

（3）生成自动机：Flex 会根据词法规则文件中的定义，自动生成一个有限自动机（FA），用于实现词法分析器的匹配过程。状态机包括了不同的状态和相

应的转换规则，以支持不同的词法单元匹配。

（4）生成 C 代码：根据词法规则文件中的定义和生成的状态机，Flex 会生成对应的 C 代码文件（本实验中命名为 lex.yy.c）。该 C 代码文件包含了词法分析器的主体逻辑，包括状态机的实现、正则表达式的匹配、动作的执行以及返回对应的 token 类型等。

以下是 miniclex.l 文件中定义的符号和 token 匹配的对应表：

符号	TOKEN
[0][x]{hex}	INTEGER（16 进制整数）
[0]{int}	INTEGER（8 进制整数）
{int}	INTEGER（10 进制整数）
"""{char}"""	CHAR（字符）
void	TYPE（返回类型）
int	TYPE（返回类型）
char	TYPE（返回类型）
return	RETURN（返回值）
if	IF
else	ELSE
while	WHILE
break	BREAK
continue	CONTINUE
{id}	IDENTIFIER（标识符）
;	SEMICOLON（分号）
,	COMMA（逗号）
> | < | >= | <= | == | !=	RELOP（关系运算符）
=	ASSIGN（赋值运算符）
+	ADD（加法）
-	SUB（减法）
*	MUL（乘法）
/	DIV（除法）
%	MOD（取模运算）
&&	AND（逻辑与）
||	OR（逻辑或）
!	NOT（逻辑非）
+=	ADDASS
++	INC（自增）

-=	SUBASS
--	DEC（自减）
(	LP
)	RP
{	LB
}	RB
[	LBT
]	RBT
"//"[^\n]*\n	单行注释
"/*"([^*]|(*)*[^*/])*(*)*"*/"	多行注释
[\n]	换行符
[\r\t]	...

4.2 语法分析和语义分析

在本次实验中，使用了 bison 工具进行了自动的语法分析和语义分析。在本次实验中，仅需根据提供的文法，将其改造成上下文无关的 BNF 范式，再通过 bison 工具进行了语法分析和语义分析，生成了 yacc.tab.h 文件和 yacc.tab.cpp 文件，这两个文件为后续编写的其他部分的内容的编译产生支持。生成 yacc.tab.h 和 yacc.tab.cpp 的原理和详细过程如下：

（1）语法规范：yacc.y 文件包含以 bison 语法的形式编写的语法规范。它定义了本次实验中需要解析的语言的规则和动作。

（2）与词法分析器的集成：yacc 语法文件通常包含对词法分析器文件的引用，词法分析器负责对输入进行标记化。在本实验中，词法分析器文件为 minicl ex.l。

（3）冲突解决：在程序编译过程中，使用-Wno-conflicts-sr 标志传递给 biso n，以抑制与移进/归约冲突相关的警告。移进/归约冲突发生在解析器遇到一种情况，即它可以将下一个标记移进或归约为一个产生式规则，从而导致歧义。抑制警告允许生成解析器，即使存在冲突，但重要的是要检查和解决这些冲突，以确保正确的解析行为。

（4）语义分析：bison 工具使用一种称为 LALR(1)的解析算法来生成解析器。LALR(1)解析基于 LR(1)解析算法，它是一种高效的自底向上解析技术。它根据语法规则构造状态机，并根据词法分析器规则对输入进行标记化。解析器使用状态机和向前看标记来决定如何应用语法规则并构建解析树。

（5）符号表和动作：在 yacc 语法文件中，您可以为每个规则定义与之关联的动作。这些动作可以包含使用目标编程语言（在本例中为 C/C++）编写的代码。

可以在这些动作中执行各种操作，例如创建和操作抽象语法树（AST）、符号表管理、语义分析和代码生成。

（6）输出文件：在处理 yacc.y 文件后，yacc 或 bison 工具生成以下输出文件：yacc.tab.h：该文件包含解析器使用的标记、数据结构和常量的定义。通常将其包含在其他需要与解析器进行交互的源文件中。yacc.tab.cpp：该文件包含解析器的实现，包括解析算法、与每个语法规则关联的动作以及在动作中指定的任何其他代码。

对于 yacc.y 文件，在此先对 bison 可以识别的一些相关符号进行阐述，此内容主要参考了《flex 与 bison》一书，以下以表格的形式展示：

符号	作用
%define parse.error verbose	用于指定在解析过程中遇到错误时显示详细的错误信息
%locations	表示启用位置跟踪功能，以便在错误报告中指示具体的源代码位置
%union	定义了一个联合体，用于指定终结符和非终结符的属性类型
%type <node>	指定了非终结符的属性类型为 <node>，这意味着它们的属性将是一个指向 Node 结构的指针
%token	定义了一些终结符，如整数、标识符和运算符等，这些内容与 miniclex.l 中的一致
%left 和 %right	指定了运算符的左结合和右结合
%%	这是文法规则定义的起始标记

同时，由于终结符均已再 miniclex.l 部分进行了展示说明，以下将以表格的形式对文法定义的非终结符和开始符号进行说明。

非终结符	含义
Program	表示整个程序，它由一系列的 Segments 组成
Segments	表示零个或多个 Bigdef
Bigdef	表示全局变量、结构体、函数声明或函数定义
Type	表示类型描述符，如 int、float、char 等
VarDec	表示变量的定义，包括标识符、赋值表达式和数组
ParamVarDec	表示形参的定义，包括标识符和数组

FuncDec	表示函数头的定义，包括函数名和参数列表
Blockstat	表示花括号括起来的语句块
StmList	表示一系列语句的列表
Stmt	表示单条语句，包括表达式、语句块、返回语句、条件语句和循环语句等
DecList	表示变量的定义列表
Exp	表示表达式，包括二元运算、一元运算、括号表达式、函数调用、标识符、常量等
Args	表示实参列表

由于转化后的语法产生式较为冗长，不便在报告中进行展示，具体内容可直接查看代码文件中的 yacc.y 中的内容。并且，在该文件中表示文法的产生式中添加了一些生成语法树节点的语义动作。

综上，我们已经借助 flex 和 bison 工具完成了词法分析和语法分析，接下来就本次实验需要实现的 MiniC 编译前端的功能的实现进行详细介绍。

4.3 IR 生成的实现

对于自定义的 IR 格式，需要满足以下规则：

（1）全局变量：以@（或%g）开头 ，后面紧跟原始的全局变量名。同时，全局变量允许多次赋值，其既可做左值，又可做右值。同时要求全局变量全局唯一，不能重复。

（2）局部变量：以%l 开头，后面为数字或字母组成的符号串。同时允许局部变量允许多次赋值，其既可做左值，又可做右值。

（3）临时变量：以%t 开头，后面为数字或字母组成的符号串（建议使用数字），注意：临时变量只能赋值一次，以后只能用作右值，不能左值。

（4）标签：以.L 开头，后面为数字或字母组成的符号串（建议使用数字），用于条件或者无条件跳转指令跳转目标。注意：在同一个函数内部，标签不能重复。

（5）函数名：以@开头，后面紧跟原始的函数名。注意：要求函数名全局唯一，不可重复。

（6）注意：其中定义的常量只能是十进制形式的非负的整型数字。

（7）下表是关于 MiniC 生成的下逆行 IR 的基本类型的说明：

类型	含义
i32	表示 32 位 int 类型，相当于 C 语言的 int 类型

i8	表示 8 位 int 类型，相当于 C 语言的 char 类型
i1	表示 1 位 int 类型，相当于布尔类型
void	表示 C 语言的 void 类型，主要用于表示函数无返回值
i32*	代表指向 i32 的指针变量类
i8*	代表指向 i8 的指针变量

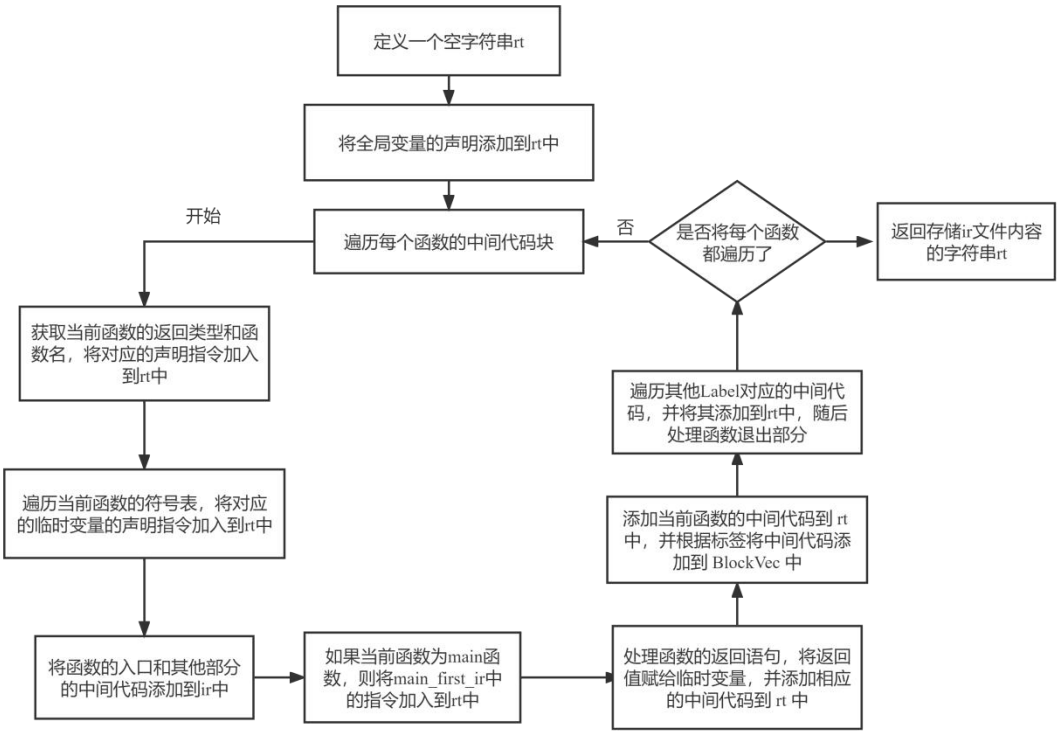
（8）基本变量定义：变量定义要以 declare 开头，后面是类型，最后是标识符。变量要遵从先定义后使用的规则，否则语义错误。

（9）需要注意：全局变量的定义需放在 IR 文件的头部，第一个函数定义的前面。函数内的局部变量和编译器生成的临时变量在函数体的开始部分声明，且在第一条入口指令的前面。也就是说，这部分是函数内的变量符号表显示。

（10）关于指令的具体形式与以往所见的汇编代码的形式大同小异，此处不再赘述，值得一提的是指令中一些运算操作的表示，其如下表所示：

类型	含义
add	加法运算
sub	减法运算
mul	乘法运算
div	求商运算
mod	求余运算
neg	求负运算
le	小于等于
lt	小于
gt	大于
ge	大于等于
ne	不等于
eq	等于
br label 标识符	无条件跳转
bc condvar, label X, label Y	有条件跳转，其中 condvar 条件临时变量，类型为 i1； X 为真跳转标签，Y 为假跳转标签

ir.cpp 中主要实现了将 IR 转化成字符串形式的中间代码，除了全局变量和函数的声明指令语句之外，其余的指令生成大都在 minic_calculator 部分根据语法树的具体表达式和语句来生成对应的 ir，这些都得益于与指令有关的全局变量的定义，使得在代码的各个部分均能根据具体信息生成指令和修改指令。ir.cpp 中一个 IR 文件生成的实现思路（具体内容见代码文件中的 string printIrs()函数，此处不展示代码具体内容）如下：



这段代码中首先定义了一个空字符串 rt，用于存储最终生成的中间代码。接下来，代码通过遍历全局变量的声明，将其添加到 rt 中。

然后进入一个循环，遍历存储每个函数对应的中间代码的二维数组 irs（这是一个全局变量，在软件说明部分已经提到过）。在循环中，首先获取当前函数的返回类型和函数符号，并将其添加到 rt 中。

接下来，通过遍历当前函数的符号表，将临时变量的类型和名称添加到 rt 中，即生成临时变量声明的指令。然后，在代码添加一些固定的中间代码，包括函数的入口和其他阶段的中间代码。

如果当前函数是主函数 main，代码会将预先生成的 main_first_ir（这也是一个全局变量，由于存储主函数的首条指令）中的中间代码添加到 rt 中。

接着，代码会处理函数的返回语句，将返回值赋给临时变量，并将相应的中间代码添加到 rt 中。

然后，代码遍历当前函数的其他阶段的中间代码（注意这些代码并非在此处产生，而是在别的模块中产生，在后续的具体实现中会加以分析），将其添加到 rt 中，并根据标签将中间代码添加到 BlockVec（这也是一个全局变量，用于存储基本块信息）中。

最后，代码处理函数的退出部分，根据是否存在返回语句，添加相应的中间代码到 rt 中，并将退出函数的中间代码添加到 BlockVec 中。

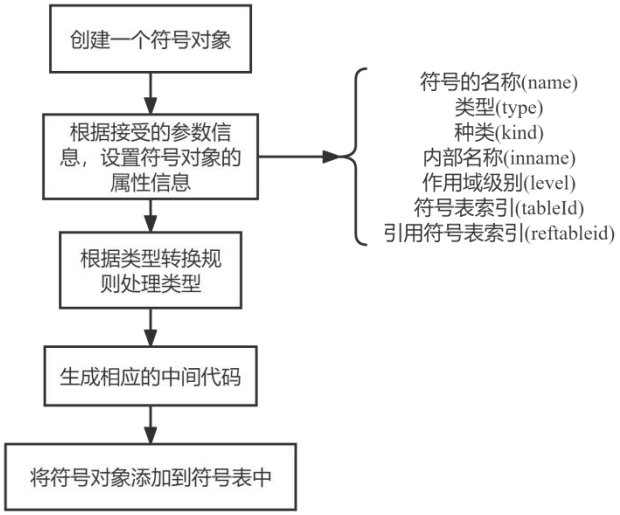
最后返回的字符串 rt 其实就是要生成的 IR 文件的内容，最终可在主函数中调用将其输出到一个 ir.txt 文件中。

其中，生成的代码格式满足《编译原理实验-实验三》文件中的要求，其中包含了详细的格式要求，故具体格式信息便不在此处加以说明。

4.4 符号表生成的实现

symbol.cpp 中定义了一些有关符号表生成和支持其生成的一些函数，具体内容已在本报告中软件构成部分说明。而这些函数通过头文件的引用方式在整个代码文件中（尤其是 ir.cpp 和 minic_calculator.cpp 文件）中被使用，用于生成符号相关信息和保存符号的相关信息。接下来对此部分代码的具体实现思路加以说明：

其中 void appendSymbol()用于生成一个新的符号信息，其具体实现思路如下：

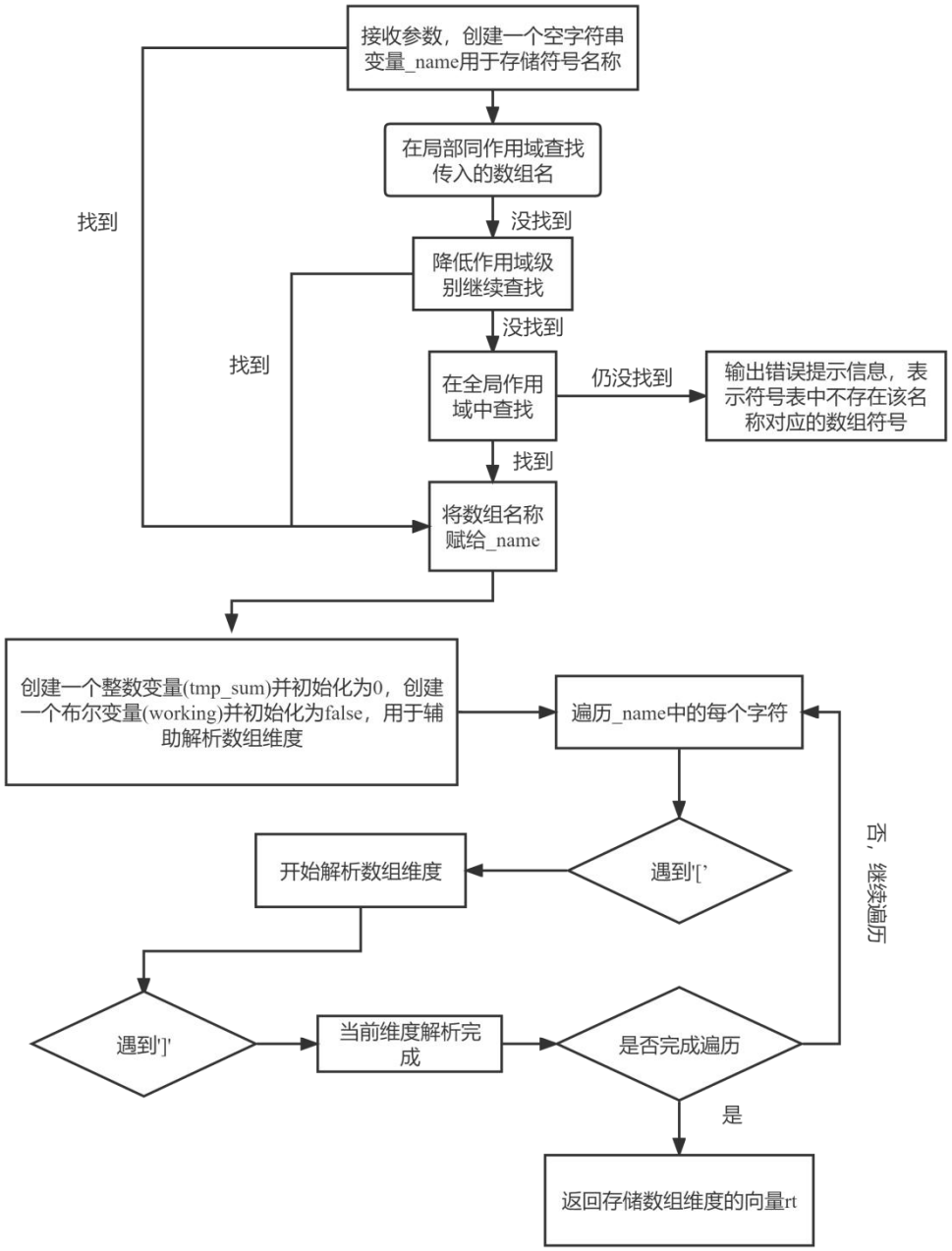


首先，函数接收符号的名称(name)、类型(type)、种类(kind)、内部名称(inname)、作用域级别(level)、符号表索引(tableId)和引用符号表索引(reftableid)作为输入参数。函数内部开始创建一个新的符号对象，并使用传入的参数来设置符号对象的属性，包括名称、类型、种类、内部名称、作用域级别、符号表索引和引用符号表索引等。接下来，根据类型转换规则将传入的类型转换为对应的 IR 类型，并将其设置为符号对象的类型属性。然后，根据符号的种类生成相应的中间代码，并将其添加到符号对象中。最后，将符号对象添加到指定的符号表中。

然后是 void appendSymbolTemp()函数，这个函数用于为临时变量写符号表和对应 IR 声明，以此来满足 llvm 格式的代码要求，以使用老师提供的编译工具通过测试案例。

随后是 vector<int> getSymbolArrayWei()函数，此函数的作用是根据给定的数

组名称，在符号表中查找数组类型的符号，并解析出数组的维度信息。其实现思路如下：

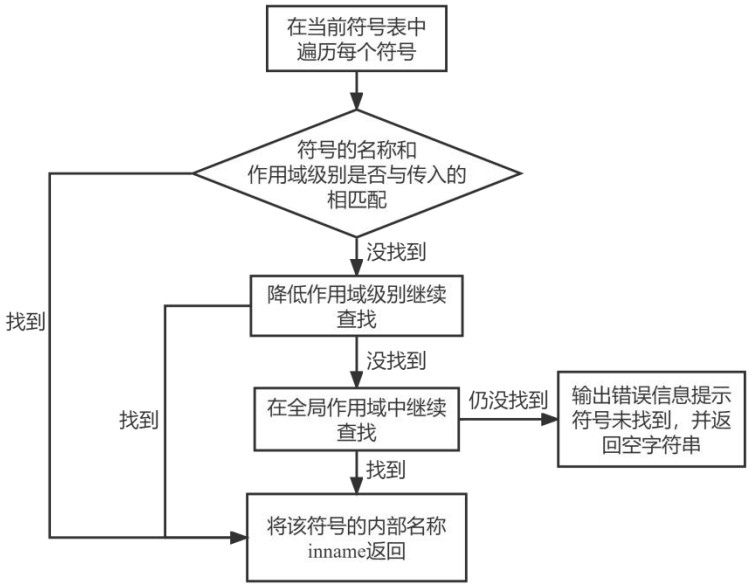


首先，函数创建了一个空字符串变量_name 用于存储符号名称，创建了一个空的向量 rt 用于存储数组的维度信息。接下来，函数从局部符号表(SymbolTable[tableId])中按照作用域级别(level)遍历每个符号。对于每个符号，函数检查它的名称是否与传入的数组名称(name)相同，同时也检查符号的作用域级别是否与传入的级别(level)相同。如果找到了匹配的符号，将该符号的名称赋值给_name 变量。如果在局部作用域中找到了同名符号，则表示找到了对应的数组类型符号，函数无需再进行后续的作用域降低和全局作用域查找。如果在局部作用域中没有

找到同名符号，则函数会降低作用域级别(level)，从上一级作用域开始继续查找。函数会从上一级作用域开始，遍历每个符号，检查名称和作用域级别是否匹配，以查找同名的数组类型符号。如果在较低的作用域级别中找到了同名符号，将该符号的名称赋值给_name 变量。如果在降低作用域级别的查找中找到了同名符号，则表示找到了对应的数组类型符号，函数无需再进行全局作用域查找。如果在降低作用域级别的查找中仍然没有找到同名符号，则函数会在全局作用域中查找同名符号。函数会从全局作用域开始，遍历每个符号，检查名称是否匹配，以查找同名的数组类型符号。如果在全局作用域中找到了同名符号，将该符号的名称赋值给_name 变量。如果在全局作用域中找到了同名符号，则表示找到了对应的数组类型符号。如果仍然没有找到同名符号，则表示出现了错误，输出错误信息提示符号未找到。

如果找到了对应的数组类型符号，函数会继续执行后面的数组维度解析过程。函数通过遍历符号名称(_name)中的每个字符，逐个检查字符的类型。如果遇到了左中括号([)，表示开始解析数组维度，将临时计数变量 tmp_sum 初始化为 0，将布尔变量 working 设置为 true。如果 working 为 true 且当前字符是数字，则表示正在解析数组维度的数字部分，将该数字累加到 tmp_sum 变量中。如果遇到了右中括号(])，表示当前维度的解析结束，将 working 设置为 false，并将 tmp_sum 的值添加到存储维度信息的向量 rt 中。继续遍历_name，直到遍历完符号名称的所有字符。遍历完符号名称后，函数返回存储数组维度信息的向量 rt。

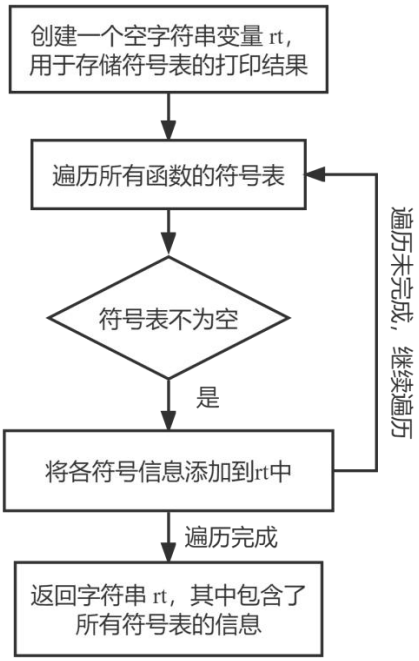
在接下来是 string getSymbolInname()函数，此函数的功能是在符号表中查找给定变量名称、作用域级别和符号表编号的变量，并返回该变量的内部名称。其实现思路如下：



首先，函数根据给定的 tableId 获取相应的符号表。函数在当前符号表中遍历每个符号，检查符号的名称和作用域级别是否与传入的变量名称(name)和级别(level)匹配。如果找到了匹配的符号，将该符号的内部名称 inname 返回。如果在当前符号表中没有找到同名变量，则函数降低作用域级别(level)，从上一级作用域开始继续查找。函数从上一级作用域开始，遍历每个符号，检查名称和作用域级别是否匹配，以查找同名的变量。如果在较低的作用域级别中找到了同名变量，将该变量的内部名称 inname 返回。如果在降低作用域级别的查找中仍然没有找到同名变量，则函数在全局作用域中查找同名变量。函数从全局作用域开始，遍历每个符号，检查名称是否匹配，以查找同名的变量。如果在全局作用域中找到了同名变量，将该变量的内部名称 inname 返回。如果仍然没有找到同名变量，则表示出现了错误，输出错误信息提示符号未找到，并返回空字符串。

接下来是 Symbol *getSymbol()，其主要功能是用于在符号表中查找指针的符号对象，并返回该符号对象，其主要操作就是如果变量的内部名称以'*'开头，则将其删除，以便正确匹配符号表中的符号。其余实现思路与 string getSymbolInname()函数如出一辙，故不再赘述。

最后是 string printSymbol()函数，此函数的功能是打印符号表的内容并以字符串的形式返回，用于在主函数中生成符号表时对其及逆行调用。其实现流程十分简单，如下所示：



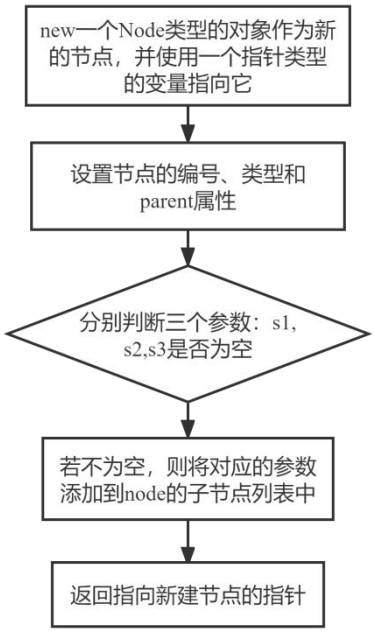
首先，创建一个空字符串变量 rt，用于存储符号表的打印结果。然后使用循环遍历各个函数的符号表，根据符号表的索引值 i 进行迭代。如果当前符号表不

为空（即存在符号），则将每个符号的名称（name）、类型（type）、种类（kind）、内部名称（inname）、作用域级别（level）和引用符号表 ID（ref_tableid）等信息按照一定的格式添加到字符串 rt 中。

循环结束后，返回字符串 rt，其中包含了整个符号表的打印结果。至此，symbol.cpp 文件中关于符号表的相关实现均已详细说明。

4.5 AST 的生成与输出的实现

在 ast.cpp 文件中，定义了 Node *new_ast_node()函数，此函数主要用于简化创建抽象语法树节点的过程，根据传入的类型和子节点信息，创建一个完整的节点对象，并建立节点间的父子关系。其实现原理如下：



首先，创建一个名为 node 的指针，指向通过 new 运算符创建的新的 Node 对象。随后将 node 的 id 属性设置为 node_id 的当前值，并将 node_id 自增。这样可以为每个节点分配唯一的标识符。同时将 node 的 type 属性设置为传递给函数的 type 参数的值，表示节点的类型。再将 node 的 parent 属性设置为 NULL，表示该节点开始时没有父节点。然后依次判断三个节点参数：

如果参数 s1 不为 NULL，则执行以下操作：将 s1 添加到 node 的子节点列表 children 中，同时将 node 设置为 s1 的父节点，建立父子关系。

如果参数 s2 不为 NULL，则执行以下操作：将 s2 添加到 node 的子节点列表 children 中，同时将 node 设置为 s2 的父节点，建立父子关系。

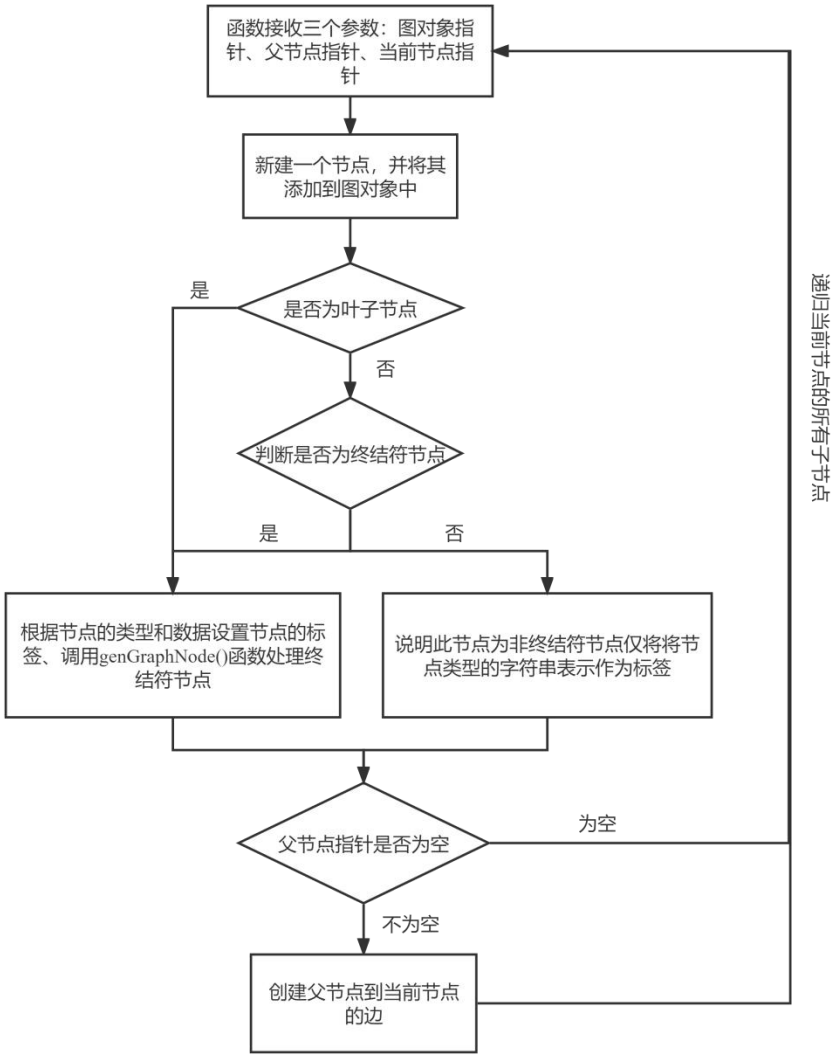
如果参数 s3 不为 NULL，则执行以下操作：将 s3 添加到 node 的子节点列表 children 中，同时将 node 设置为 s3 的父节点，建立父子关系。

最后返回 node 的指针，即新创建的抽象语法树节点。

随后，在 graph.cpp 文件中定义了借助 graphviz 库生成 AST 的函数，通过在 main 函数中调用这些函数是来实现 AST 的构造和输出。

为了实现具体语法树的需求，显示终结符节点的具体样式，定义了 Agnode_t *genGraphNode()函数，其中制定了语法树中终结符图节点的属性，例如样式、颜色、字体和标签等，以便在图形可视化时呈现出相应的效果。

随后定义的 void genNodes()函数则实现了整个语法树生成的遍历，其通过递归调用来实现，其实现思路如下：



首先，此函数接受一个图对象指针 g、父节点图节点指针 parent_gv 和当前节点指针 next_node 作为参数。创建一个新的图节点 gv_node，并将其添加到图然后对象 g 中。

如果当前节点是叶子节点，根据节点的类型和数据设置节点的标签。并使用

Agnode_t*genGraphNode()函数设置节点样式。

如果当前节点有子节点，则根据节点类型判断其是否为终结符节点，如果是，则根据节点的类型和数据设置节点的标签。并使用 Agnode_t*genGraphNode()函数设置节点样式。否则将节点类型的字符串表示作为标签，并将节点形状设置为"ellipse"。

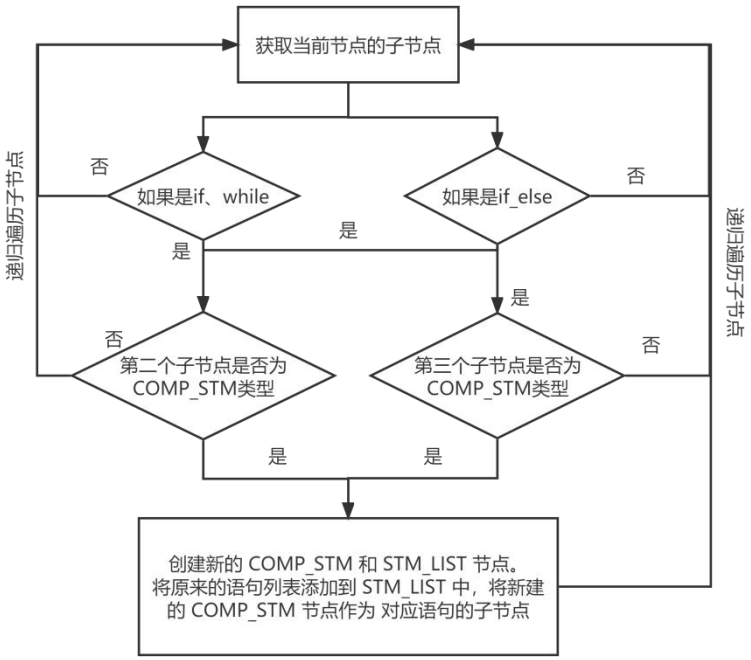
此时如果父节点图节点指针 parent_gv 不为空，则创建从父节点到当前节点的边。

最后遍历当前节点的所有子节点，并对每个子节点递归调用 genNodes 函数生成其对应的图形化视图。

在 graph.cpp 文件中还定义了一些 AST 优化的函数：voidast()函数和 voidast2()函数。

其中，ast()函数的目的是合并具有相同类型和数据的连续子节点，并对整个抽象语法树进行优化。通过合并相同的子节点，可以减少树的层次结构，简化树的表示，并且在后续的处理中可以减少重复的操作。函数实现逻辑较为简单，此处不再详细说明。

而 ast2()函数的目的是将 if 和 while 语句的内部语句块强制嵌套在 COMP_STM 和 STM_LIST 节点中，以统一语法树的结构，方便后续处理。其实现具体思路如下：



该函数遍历当前节点的所有子节点，并根据子节点的信息进行判断：

如果当前子节点是 if 语句，并且第二个子节点不是 COMP_STM 类型，则创

建新的 COMP_STM 和 STM_LIST 节点。然后将原来的语句列表添加到 STM_LIST 中，再删除原来的语句列表，并将新建的 COMP_STM 节点作为 if 语句的第二个子节点。

如果当前子节点是 if_else 语句，并且第二个子节点不是 COMP_STM 类型，则创建新的 COMP_STM 和 STM_LIST 节点。然后将原来的语句列表添加到 STM_LIST 中，再删除原来的语句列表，并将新建的 COMP_STM 节点作为 if_else 语句的第二个子节点。

如果当前子节点是 if_else 语句，并且第三个子节点不是 COMP_STM 类型，则创建新的 COMP_STM 和 STM_LIST 节点。然后将原来的语句列表添加到 STM_LIST 中，再删除原来的语句列表，并将新建的 COMP_STM 节点作为 if_else 语句的第三个子节点。

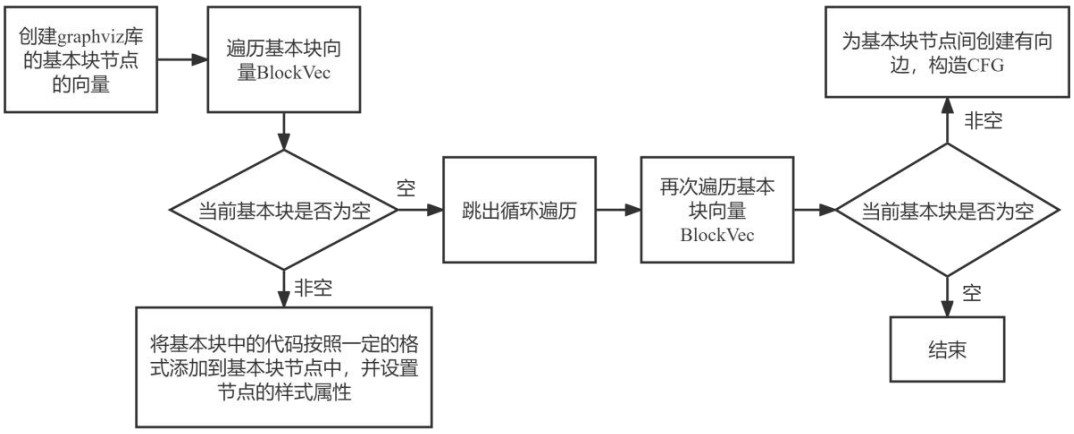
如果当前子节点是 while 语句，并且第二个子节点不是 COMP_STM 类型，则创建新的 COMP_STM 和 STM_LIST 节点。然后将原来的语句列表添加到 STM_LIST 中，再删除原来的语句列表，并将新建的 COMP_STM 节点作为 while 语句的第二个子节点。

对当前节点的每个子节点递归调用 ast2()函数，以实现对子树的优化操作。

至此，AST 的相关实现的具体设计已经叙述完毕。

4.6 基本块划分和 CFG 生成的实现

关于基本块划分和控制流程图的生成的实现，这部分功能的代码实现主要位于 ir.cpp 文件和 block.cpp 文件中。其中，在 ir.cpp 中的 string printIrs()中基于代码段的 label 值划分了基本块，这个实现已在上文中介绍过，此处不再重复说明。接下来详细介绍 block.cpp 中的 void genBlock()函数，这个函数依赖 graphviz 生成 CFG，并且在主函数中被调用用于 CFG 的输出，接下来详述这个函数的实现思路：



首先函数创建了用于存放节点指针的数组 aNode，并设置其大小为 1001（假设基本块数量不超过 1000，所提供的 106 个测试案例中均不超过）。

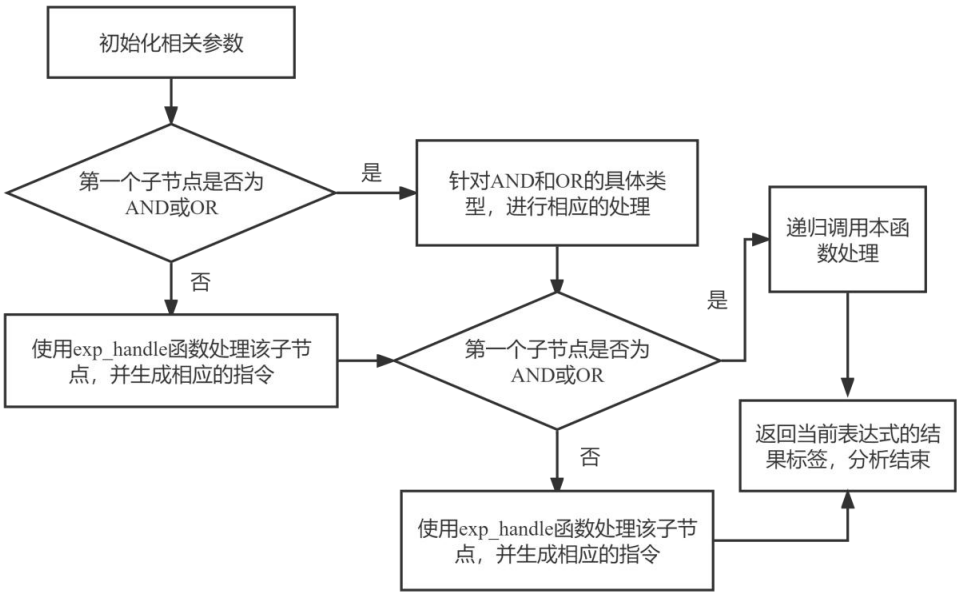
然后对基本块向量 BlockVec 进行遍历，如果当前基本块为空或不包含任何指令，则跳过此次循环。反之，则获取当前基本块 block，将该块的代码放到一个 CFG 节点中，同时使用 Graphviz 的一些参数来设置其样式，最后将基本块的 label 值作为节点的索引。

完成上述遍历后，再次遍历基本块数组 BlockVec，如果当前基本块为空或不包含任何指令，则跳过此次循环。反之则获取当前基本块 block，再遍历当前基本块的子节点 child，据此创建 Graphviz 边，表示从当前节点 aNode[block->label]到子节点 aNode[child]的控制流。至此函数已经完成控制流图的生成。

4.7MiniC 支持语言的实现

在 minic_calculator.cpp 文件中，对要实现的语言的具体内容进行了具体实现，与 yacc.y 文件使用的 bison 自动分析的 LALR(1)分析不同，此处的实现主要时基于语法树进行递归下降分析，用于处理不同语句和计算的指令生成。

首先是定义了一个 int ast_or_calculator()函数，此函数一个用于处理逻辑运算符（AND/OR）的函数。它接受一个语法树节点 and_or，以及一些标签和参数用于控制流程和生成中间代码。整个处理逻辑是基于产生跳转指令生成。该函数的设计思路如下：



函数首先初始化了一些需要使用到的变量，rt_label：保存当前表达式的结果标签，初始值为 cur_label。single_next_label：保存当前表达式短路失败时，判断

第二个子节点的标签，即跳转的代码块的标签。

随后开始判断第一个子节点是否为逻辑运算符。如果是逻辑运算符（AND/OR），则进行相应的处理。对于 AND 运算符，则创建一个新的标签 left_child_label。随后递归调用 ast_or_calculator 处理第一个子节点，并传递 single_next_label 和 false_label 作为参数，将结果赋值给 rt_label。对于 OR 运算符，则创建一个新的标签 left_child_label。随后递归调用 ast_or_calculator 处理第一个子节点，并传递 true_label 和 single_next_label 作为参数，将结果赋值给 rt_label。

如果第一个子节点不是逻辑运算符，则调用 exp_handler 处理第一个子节点，获取表达式的字符串表示。然后检查第一个子节点的类型，如果第一个子节点是指针，则创建一个临时变量，并将指针的值存储到临时变量中。随后根据逻辑运算符的类型，生成相应的中间代码指令，将其添加到 irs 数组的相应位置。

最后检查 rt_label 是否等于 cur_label。如果不相等，说明已经进行了跳转，需要生成相应的跳转指令并添加到中间代码中。

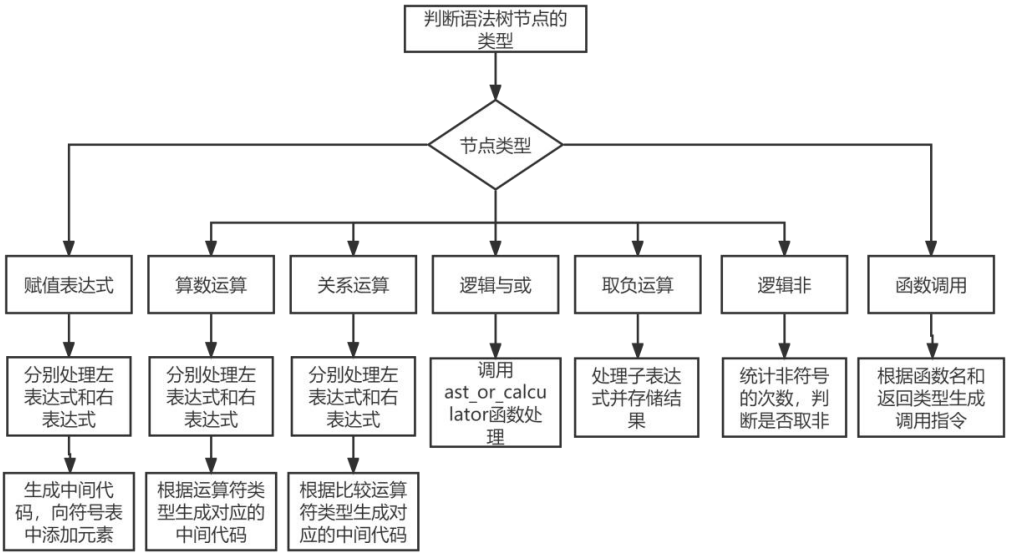
然后开始处理第二个子节点，首先判断第二个子节点是否为逻辑运算符。如果不是逻辑运算符，则调用 exp_handler 处理第二个子节点，获取表达式的字符串表示。如果第二个子节点是指针，则创建一个临时变量，并将指针的值存储到临时变量中。然后根据逻辑运算符的类型，生成相应的中间代码指令，将其添加到 irs 数组的相应位置。

如果第二个子节点是逻辑运算符，则递归调用 ast_or_calculator 处理第二个子节点，并传递 true_label 和 false_label 作为参数。

最终函数返回 rt_label，即当前表达式的结果标签。总而言之，此函数通过递归下降分析的方法，实现了对逻辑运算符的解析和处理，生成相应的中间代码指令。函数根据逻辑运算符的类型和子节点的情况，递归地处理子节点并生成相应的中间代码，实现了逻辑运算的计算和控制流的控制。

随后定义了 string exp_handler()函数，这个函数中定义了这种表达式计算包括函数定义以及引用的中间代码生成的逻辑实现。此函数接收抽象语法树（AST）表示的源代码表达式，并根据语法树节点的逻辑判断将其转换为中间代码表示形式。

此函数根据不同的表达式类型和操作符生成相应的中间代码，并将中间代码存储在当前符号表和标签对应的 IR 向量中。这段代码是一个表达式处理的核心部分，用于将源代码转换为中间表示形式，以便后续进行编译或解释执行。其实现大致原理如下：



此函数首先检查当前节点的类型，如果是赋值表达式（AST_OP_ASSIGN），则处理左表达式和右表达式，并将右表达式转换为临时变量。然后将赋值语句添加到当前符号表和标签对应的 IR 向量中。

如果当前节点是算术运算表达式（AST_OP_ADD，AST_OP_SUB，AST_OP_MUL，AST_OP_DIV，AST_OP_MOD），则处理左表达式和右表达式，并将它们转换为临时变量。然后根据运算符的不同，生成相应的中间代码，并将结果存储在一个新的临时变量中。

如果当前节点是关系运算表达式（AST_OP_RELOP），则处理左表达式和右表达式，并将它们转换为临时变量。如果左表达式或右表达式以*开头，则说明它们是指针类型的变量，需要生成新的临时变量来存储它们的值。然后根据不同的操作符，生成相应的比较指令，并将结果存储在一个新的临时变量中。

如果当前节点是逻辑操作表达式（AST_OP_AND，AST_OP_OR），则调用 ast_or_calculator()函数来处理逻辑操作表达式。

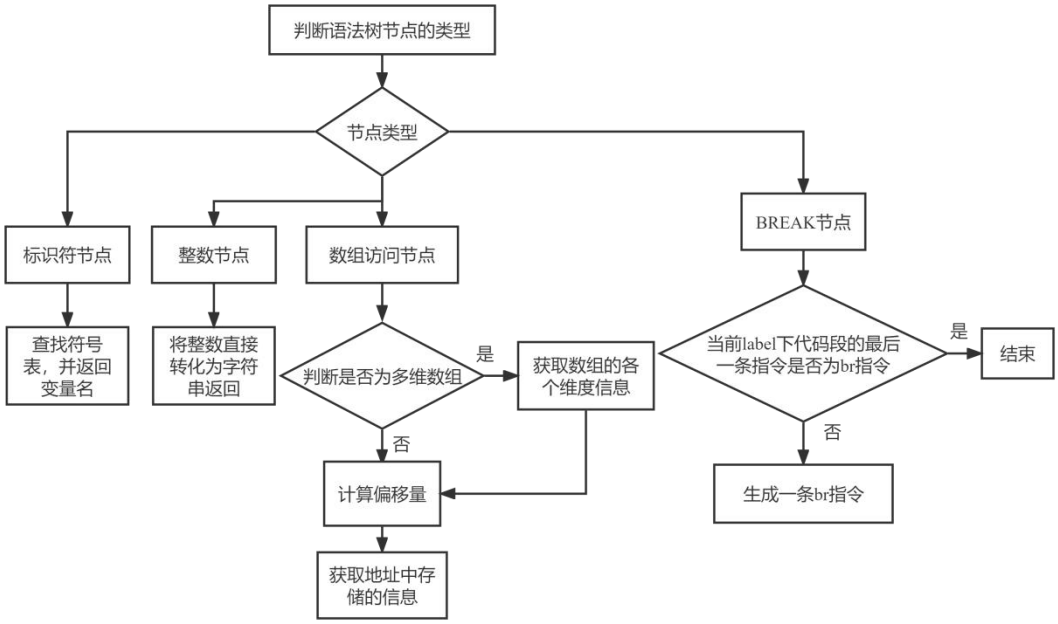
如果当前节点是负数表达式（AST_OP_NEG），则处理子表达式，并生成一个新的临时变量来存储负数的结果。

如果当前节点是非操作表达式（AST_OP_NOT），则检查是否存在连续的非操作，并计算‘!’出现的次数。然后处理子节点的表达式，并生成一个新的临时变量来存储结果。如果‘!’出现偶数次，则添加一条表达式与 0（布尔类型的 0）的 ne 比较指令，若‘!’出现奇数次，则添加一条表达式与 0（布尔类型的 0）的 eq 比较指令。最后，返回新的临时变量。

如果当前节点是函数调用（AST_OP_FUNC_CALL），则根据函数名和返回

类型生成函数调用指令字符串，并处理参数列表。如果函数调用没有参数，则直接生成函数调用指令；如果函数调用有参数，则逐个处理参数表达式，并根据参数的类型将其添加到函数调用指令字符串中。

此外还定义了其他类型节点的处理：



如果当前节点是 AST_OP_IDENTIFIER，则首先调用 getSymbolInname 函数在符号表中查找对应的变量，并返回变量名作为结果。

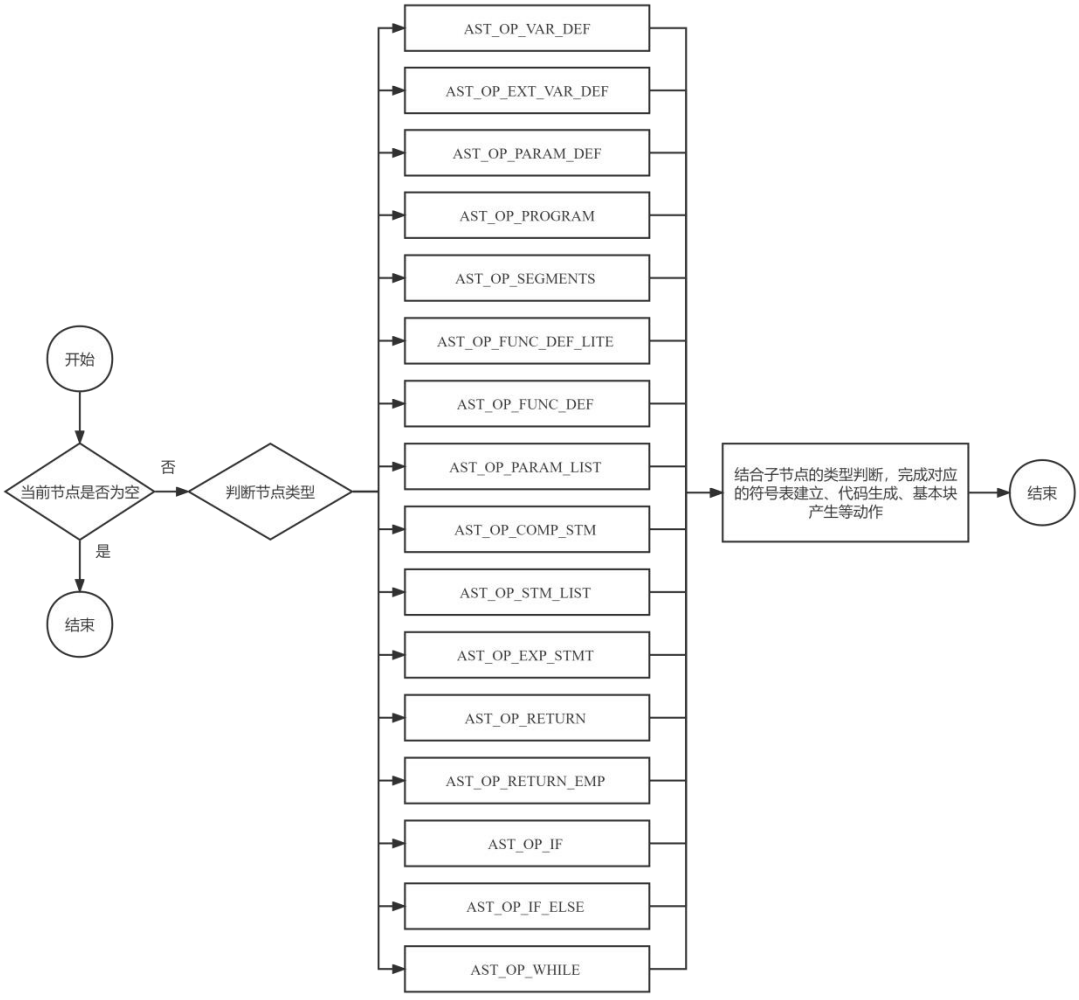
如果当前节点是 AST_OP_INTEGER，则直接将整数转换为字符串，并返回该字符串结果。

如果当前节点是 AST_OP_ARRAY，则先通过遍历父节点来确定数组的维度以及数组的名称。若数组只有一维，便处理下标部分，调用 exp_handler 函数处理索引表达式，并将结果保存在 pianyi_symbol 变量中。随后调用 convertToTemp 函数将 pianyi_symbol 转换为临时变量名，并将结果保存在 final_pianyi_symbol 变量中。同时创建临时变量 t，存储计算得到的偏移量。生成一条乘法指令：t = mul final_pianyi_symbol, 4。再创建临时指针变量 t2，存储计算得到的元素地址，同时生成加法指令：t2 = add getSymbolInname(name, cur_level, cur_table), t。返回地址所存储的值，即使用"*"操作符将指针变量转换为对应的值（return "*" + t2）。若数组有多维，则需要先获取数组的各个维度的大小，同时将结果保存在 weiDetail 中。随后遍历数组的各个维度，生成中间代码来计算偏移量，并将结果保存在 finalrt 变量中。再创建临时变量 t，存储计算得到的偏移量。生成乘法指令：t = mul finalrt, 4。同时，创建临时指针变量 t2，存储计算得到的

元素地址，同时生成加法指令：t2 = add getSymbolInname(name, cur_level, cur_table), t。返回地址所存储的值，即使用"*"操作符将指针变量转换为对应的值（return "*" + t2）。

如果当前节点是 AST_OP_BREAK，则需要先检查当前符号表和标签对应的中间代码，如果最后一条指令是 br 指令，则无需生成新的 br 指令。否则，在当前符号表和标签对应的中间代码中添加一条跳转指令，跳转到 while 循环的结束标签：br label .L<break_label>。

至此，string exp_handler()函数的实现逻辑便叙述完毕，不难看出，在程序内部同样存在子节点的递归分析，采取的也是递归下降分析技术，解决了很多类型的表达式节点的处理。接下来定义的 void ana()函数则是对 MiniC 还需要实现的变量定义、函数定义、程序定义、if 语句、if-else 语句和 while 语句等的实现提供支持。其实现思路如下：



首先，先检查当前节点是否为 NULL，以确保节点存在。如果节点为 NULL，则函数返回。如果当前节点不为 NULL，则根据节点的类型进行相应的处理。以

下查看节点类型：

如果当前节点是变量定义，即包括全局变量、局部变量和形参定义，此时会根据节点的类型和属性进行符号表的更新和中间代码的生成。这写部分涉及到变量声明、初始化和分配内存等操作。

如果当前节点是程序的根节点（AST_OP_PROGRAM），此时会继续处理其子节点，以便对整个程序进行语义分析和中间代码生成。

如果当前节点是代码段（AST_OP_SEGMENTS），此时会遍历其子节点，并对每个子节点递归调用 ana()函数，以处理代码段中的不同语句。

如果当前节点是函数声明（AST_OP_FUNC_DEF_LITE），此时只需将函数的符号表信息存储，而不生成中间代码。这是因为函数定义和函数声明是分开的，函数声明只提供函数的接口信息，而函数定义提供函数的具体实现。

如果当前节点是函数定义（AST_OP_FUNC_DEF），此时会执行函数的符号表更新和中间代码生成。这部分同时涉及到函数的参数列表、局部变量的声明和初始化，以及函数体内的语句处理。

如果当前节点是函数声明（AST_OP_FUNC_DEC）或参数列表（AST_OP_PARAM_LIST），则会遍历其子节点，并对每个子节点递归调用 ana()函数。这是为了处理函数的参数列表中的各个参数。

如果当前节点是复合语句（AST_OP_COMP_STM），这表示一个代码块，此时会递归调用 ana()函数，以处理代码块内的语句。这部分内容包括变量定义、函数声明、赋值语句、控制流语句等。

如果当前节点是语句列表（AST_OP_STM_LIST），此时会遍历其子节点，并对每个子节点递归调用 ana()函数。这是为了处理多个语句的序列。

如果当前节点是表达式语句（AST_OP_EXP_STMT），表示单独的表达式语句，代码会调用 ana()函数处理表达式，可能涉及到计算表达式的值或赋值操作等。

如果当前节点是返回语句（AST_OP_RETURN），这表示函数的返回语句，此时会将返回值赋给返回值变量，并生成相应的中间代码，以实现函数的返回操作。

如果当前节点是空返回语句（AST_OP_RETURN_EMP），则表示空的返回语句，即函数没有返回值。此时会生成相应的中间代码，以实现函数的返回操作。

如果当前节点是条件语句（AST_OP_IF），代码会生成条件语句的标签，并根据条件表达式生成相应的中间代码，以实现条件语句的执行和分支跳转。

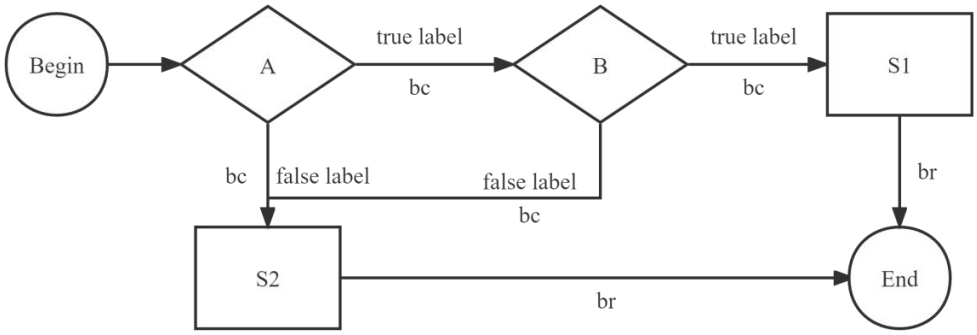
如果当前节点是条件语句（AST_OP_IF_ELSE），代码会生成条件语句的标签，并根据条件表达式生成相应的中间代码，以实现条件语句的执行和分支跳转。

如果当前节点是条件语句（AST_OP_WHILE），代码会生成条件语句的标签，并根据条件表达式生成相应的中间代码，以实现循环语句的执行和跳转。

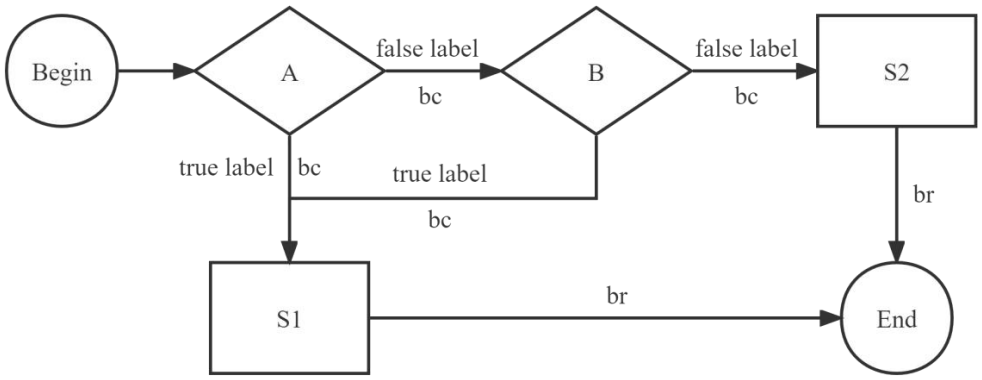
至此，MiniC 要求的所有语句的分析已经完成。

4.8 额外实现：短路求值

关于短路求值的实现，主要出现在逻辑与和逻辑或的运算中，由于在本次实验中，逻辑表达式的真假值并不会保存，在条件表达式中的逻辑表达式判断出真假后就执行跳转动作，在代码实现中，实现短路求值的思路就和人为判断的流程一致，比如对于以下语句：if(A && B) S1; else S2。其中 A 和 B 是判断表达式，可独立判断其真假，则短路求值的实现思路如下：



即只要能根据已经表达式的真假就可以确定程序的跳转方向后就立马跳转到对应的语句，这也是短路求值的基本思想。同理 if(A || B) S1; else S2 语句的实现思路如下图所示：



关于具体代码实现可见 minic_calculator.cpp 文件中的 ast_or_calculator()函数，此处不再展示代码细节。

4.9 代码优化

在本实验中，并没有进行系统的代码优化，但是针对一些语句进行了局部的优化。在此给出本次实验中通过代码优化减少生成的指令 ir 的条数，以下给出两处代码优化：

4.9.1 关于“非”的逻辑判断的优化

测试案例 49，50 等测试程序中，均有多个非运算符“!”的逻辑表达式的判断，比如表达式 if(!!!! E) S1; else S2;这条语句，注意，此条语句仅为了展示优化过程而抽象出来的表达式，并非具体的表达式，E 表示一个逻辑表达式，S1，S2 指表达式语句。以下是具体思路：

对于非的逻辑表达式的判断，需要得到一个 E 的真假值，此真假值是一个 bool 类型的变量，在指令中是作为一个 i1 类型的临时变量保存，实验要求中规定 i1 类型的值为 1（代表真）或 0（代表假）。

在对于上述表达式中“非”运算符的表达式判断中，通过测试案例考虑到是否进行 if 的判断条件的真假值与“非”运算符的个数直接相关，在没有进行优化前，需要连续生成多条指令：

第一条指令：先计算！E 的真值保存到一个临时变量（设为 t1）

第二条指令：根据第一条指令的结果计算！t1 的真值存放到另一个临时变量（设为 t2）

第三条指令：根据第一条指令的结果计算！t2 的真值存放到另一个临时变量（设为 t3）

第四条指令：根据第一条指令的结果计算！t3 的真值存放到另一个临时变量（设为 t4）

第五条指令：此时!!!! E 的真值已经保存在了临时变量 t4 中，需要根据其的真假值生成一条条件跳转指令（bc 指令）进行跳转。

优化的方法为：在语义分析的过程中，自定向下分析过程中，先统计非运算符出现的次数，若非终结符的次数为偶数次，则判断 E 的真值是否为假，即生成一条与真值 0 比较的 bc 条件跳转指令；若非终结符的次数为奇数次，则判断 E 的真值是否为假，即生成一条与真值 1 比较的 bc 条件跳转指令。如此，上述指令通过优化减少了 4 条，达到了局部优化的效果。

4.9.2 关于条件判断表达式中逻辑表达式的判断与跳转的优化

在上面的内容中已经提到，连续的与或等逻辑表达式的真值均不会保存在临时变量中，而是确定了跳转方向后直接生成一条 bc 条件跳转指令，这个操作虽然会带来一定的局限性（在下文遇到的问题中会详细解释并说明），但是在一定程度上有效地减少了临时变量的使用，减少了总的指令数。

4.9.3 其他优化

除了以上两处对于特定语句处理的局部优化以外，在基本块划分过程中，对不可达的代码块也进行了删除操作，起到了优化的作用。

5 测试与结果

注：实现的词法分析、语法分析及语义分析功能在后续测试中会得到正确性验证，若有问题，在程序编译时使用 flex 和 bison 工具也会出现出现报错，此处不再单独验证结果正确性。

5.1 IR 生成

编译完成后，可在终端使用命令：.\minic.exe -i -o 015.ir .\function\015_add2.c，运行完成后即可生成测例 015_add2.c 的 ir 指令文件 015.ir，具体内容如下：

015.ir

```
define i32 @main() {
declare i32 %l0
declare i32 %l1
declare i32 %l2
declare i32 %t3
declare i32 %t4
declare i32 %t5
declare i32 %t6
declare i32 %t7
entry
%l1 = 10
%t3=neg 1
%l2 = %t3
%t4 = %l1
%t5 = %l2
%t6=add %t4, %t5
%l0 = %t6
br label .L1
.L1:
%t7 = %l0
exit %t7
}
```

5.2 符号表生成

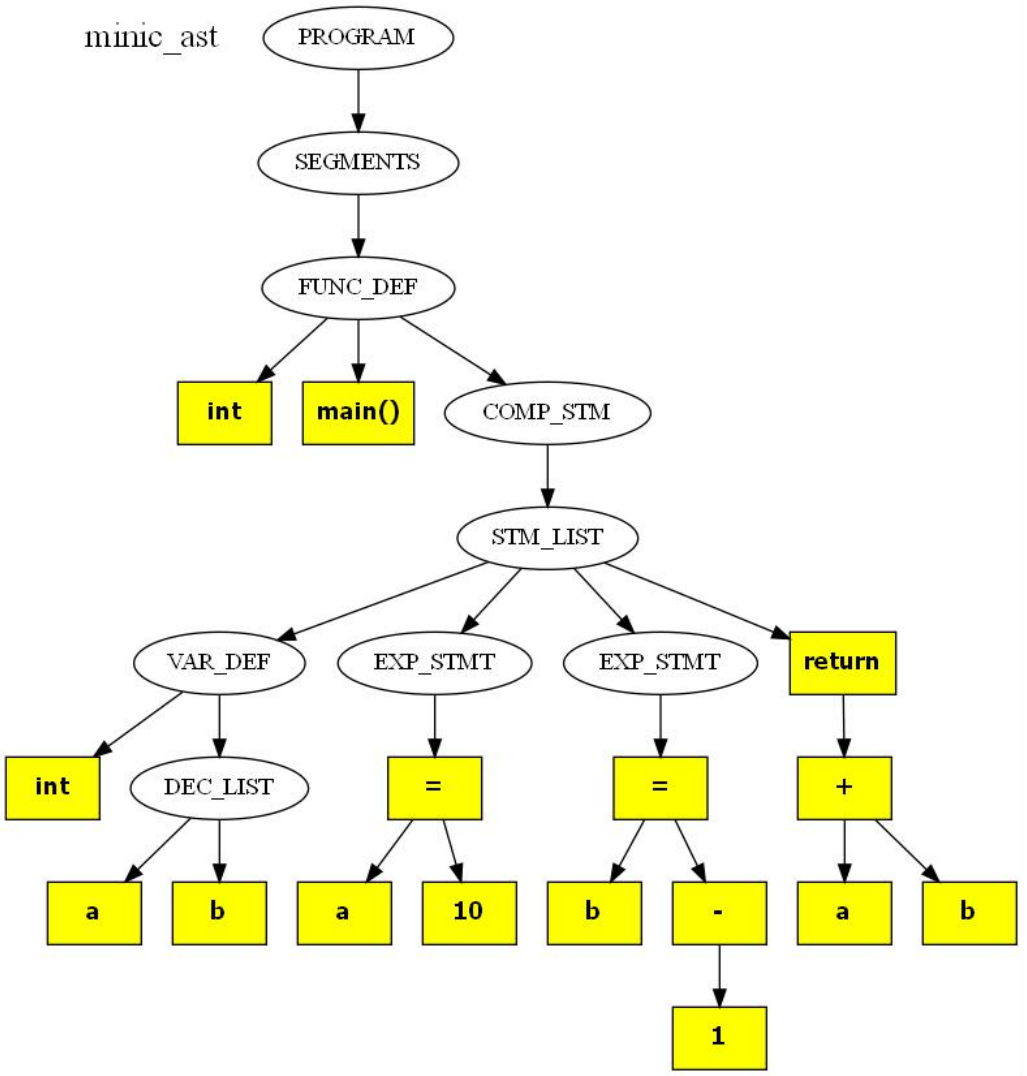
这个功能可以在终端使用命令：.\minic.exe -s -o 013_symbol.txt .\function\013_var_defn_func.c，运行完成后即可生成测例 013_var_defn_func.c 的所有符号表信息文件 013_symbol.txt，具体内容如下：

013_symbol.txt

```
******************************符号表[0]******************************
defn: | [i32] | [function] | [@defn] | [0 (1)]
main: | [i32] | [function] | [@main] | [0 (2)]
******************************符号表[1]******************************
RETURNED VALUE: | [i32] | [RETURNED VALUE] | [%l0] | [1 (-1)]
temp_rt_%t1: | [i32] | [temporary] | [%t1] | [1 (-1)]
******************************符号表[2]******************************
RETURNED VALUE: | [i32] | [RETURNED VALUE] | [%l0] | [1 (-1)]
a: | [i32] | [LOCAL VARIABLE] | [%l1] | [1 (-1)]
temp_%t2: | [i32] | [temporary variable] | [%t2] | [1 (0)]
temp_%t3: | [i32] | [temporary variable] | [%t3] | [1 (0)]
temp_rt_%t4: | [i32] | [temporary] | [%t4] | [1 (-1)]
```

5.3 输出 AST 并显示

关于 AST 的输出和打印，可以使用命令：./minic -a -o ast_015.png function /015_add2.c，运行完成后即可生成测例 015_add2.c 的 AST 图片文件 ast_015.png，具体内容如下：



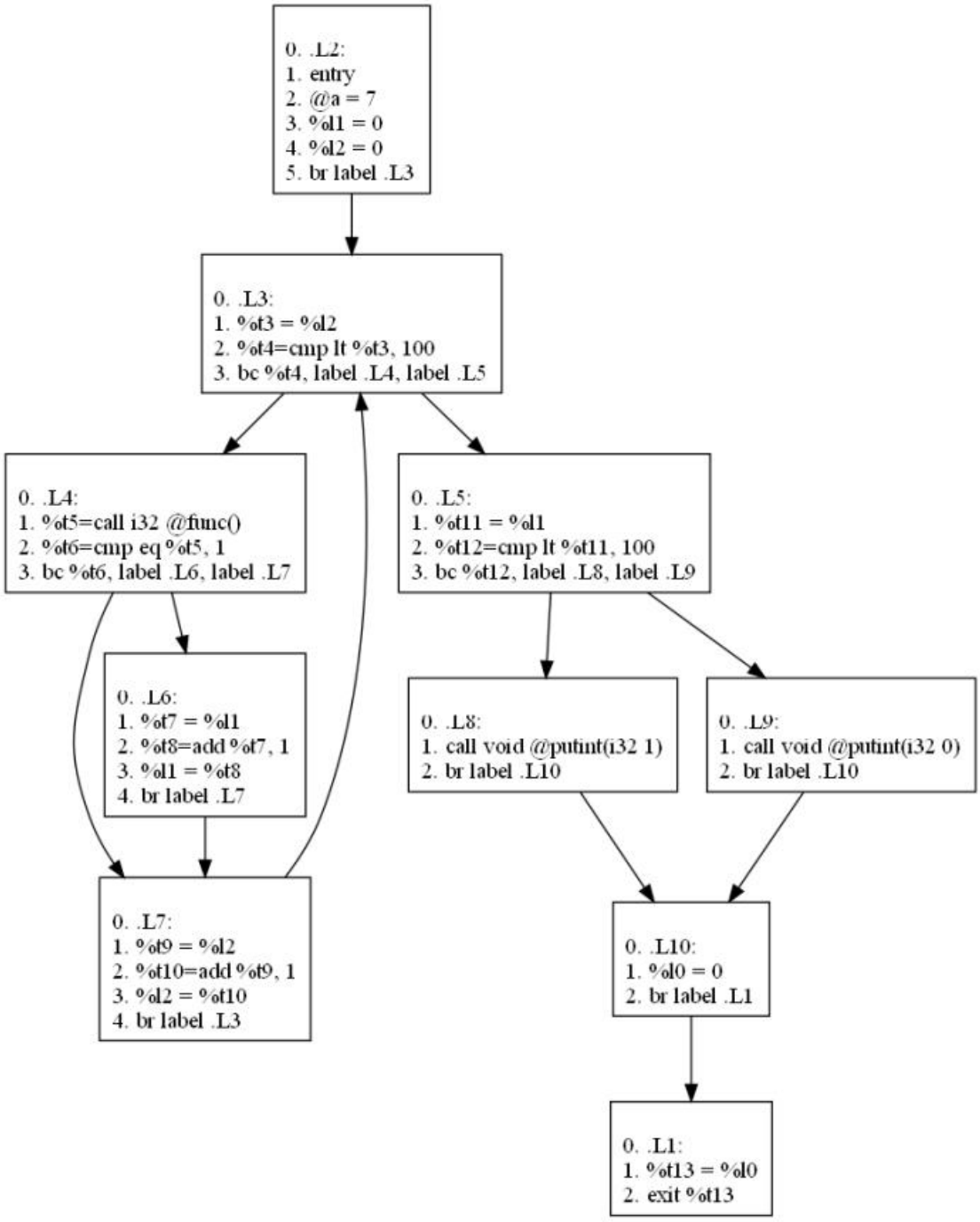
5.4 实现函数定义，各种表达式的计算

此内容测试主要依赖老师提供的 106 个测试案例，可使用命令：sh minicrun.sh 来进行测试比对，稍微改动脚本文件，统计“OK”的个数，最终发现 106 个测试案例通过了 105 个。

```
function/098_palindrome_number.c OK
function/099_bin_search.c OK
function/100_array_concat.c OK
function/101_insert_order.c OK
function/102_line_search.c OK
function/103_array_assign.c OK
function/104_cond_expr.c OK
function/105_cond_expr.c OK
Number of tests successfully passed: 105
Number of failed tests: 1
```

5.5 基本块划分并输出 CFG

对于基本块的划分和CFG的输出，可以使用命令：.\minic.exe -c main -o 060_block.png .\function\060_scope.c ，运行完成后即可生成测例 060_scope.c的main函数的CFG，具体内容如下：



6 实验总结

6.1 调试和问题修改总结

6.1.1 关于测例 103

测试案例 103 存在一个二义性问题，这个问题由于标准 C 没有给出具体规定，而导致结果可能存在两种。以下是 103_array_assign.c 的详细代码：

```
int n;
void putint(int k);
int getint();
int test(int a){
    n = n + 1;
    return a + 1;
}
int main(){
    int a;
    int b[4];
    b[0] = 1;
    b[1] = 2;
    b[2] = 3;
    b[3] = 4;
    n = 2;
    a = getint();
    // notice right-> left
    b[n] = test(a);
    putint(b[2]);
    putint(b[3]);
    return 0;
}
```

对于上述代码，在 b[n] = test(a);这个赋值语句中，左边对全局变量 n 进行了引用，而右边则在 test(a)函数内部对其进行了修改，可有以下两条思路（注意，其中 a = getint();语句从.in 文件中读入了一个整数 5）：

（1）从左向右分析：此时 b[n]为 b[2]，test(a)为 test(5)，在函数内部将 n 加 1，同时返回整数 6（a+1=5+1=6），故此语句实现了这样的功能：b[2]=6。故随后的语句中，putint(b[2]);和 putint(b[3]);的输出结果分别为 6 和 4。

（2）从右向左分析，test(a)为 test(5)，在函数内部将 n 加 1，同时返回整数 6（a+1=5+1=6），此时进行赋值时，全局变量 n 已经被修改为 3，故该语句实现了这样的功能：b[3]=6，故此时 putint(b[2]);和 putint(b[3]);的输出结果应该分别为 3 和 6。

现阶段的常见 C 编译器中，GCC 和 Clang 的结果均与分析（1）相同，而 M

SVC 编译器的结果与分析（2）相同，这个结果也是老师给出的标准答案。经过与同学和老师的沟通，引起这种二义性的原因应该是在语义分析进行语法制导翻译时的顺序引起的：分析（1）可能采用的是递归下降分析，从左向右翻译时，遇到数组 a[n]的访问时，就执行一个语义动作，将当前的全局变量 n 的值已经赋给 a[n]，从而引起后续的计算结果。而分析（2）可能是使用的 LR 分析技术，在语句分析时，语句规约时才只能够相应的与语义动作，在翻译数组 a[n]的访问之前，全局变量 n 的值早已被 test(a)函数修改，故引起了后续的结果。

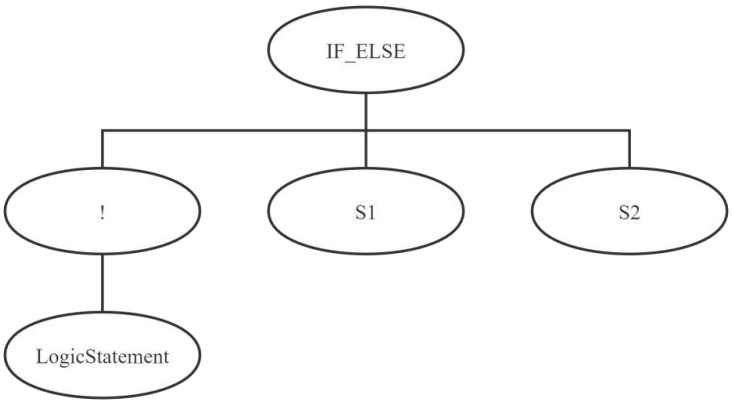
经过沟通，这与实现方法有关，不必深究，了解引起不一致的原因即可。

6.1.2 关于测例 104、105

这个测试开始时没有通过，这是由于逻辑表达式的本身实现机制的缺陷引起的，上文提过，逻辑表达式的判断均通过跳转来实现，判断完成后即跳转，并不会保留其表达式的逻辑值，而在这两个测例存在一条 if-then-else 语句：

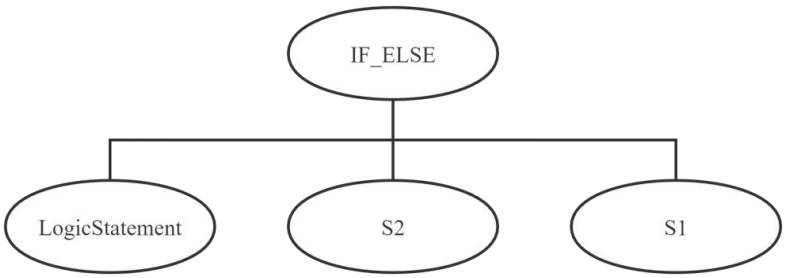
```
if (!((a < b) && (a > c))){
    putint(2);
}
else {
    putint(1);
}
```

这里会存在一个这样的问题：逻辑表达式((a < b) && (a > c))不会返回一个 i1 类型的布尔值，而非运算需要这个布尔值的支持才可以正确判断其真假，这就带来了，如果不进行修改，在使用 minic 对此程序编译时，程序出现空跳或乱跳的指令。为了解决这个问题，可以从语法树着手分析。为了简化描述，可将上述的具体语句抽象为以下语句：if(! LogicStatement) S1; else S2。其生成的语法树如下图所示：



根据上述语句的逻辑特征，LogicStatement 为真时，！LogicStatement 为假，跳转到 S2；LogicStatement 为假时，！LogicStatement 为真，跳转到 S1，故我们

课基于语法法树进行操作。当遇到！后面跟上一个逻辑表达式（子节点含逻辑运算符）时，我们可将 S1，S2 在语法树中的位置进行互换，同时删除！节点，得到以下语法树：



不难看出，此语法树与原始语法树是等价的，这就很好地解决了逻辑表达式不会保留真假值的问题，解决了上述问题，具体代码实现可见 minic_calculator.cpp 文件中的 ast_or_calculator()函数，思路与上面所述一致，此处便不再展示代码细节。

6.1.3 关于原始 minic 文法的处理

在使用老师提供的 minic 文法时，如果直接原样作为 bison 语法分析器的文法进行语义分析并生成相应的语法树节点时，在编译时会报“规约/规约错误”或者“移进/规约”错误，需要将文法转化为上下文无关，一致性的 BNF 范式来处理，具体内容见“其它”目录下的 minic 文法.md 文件。

6.1.4 符号优先级和结合性的处理

在实验过程中，构造文法定义文件 yacc.y 文件时，开始没有考虑到运算符的优先级和结合性的问题，造成了很多的错误，比如编译时出现“移进/规约错误”或者计算结果与理论值不一致的问题，后来参考了《flex 与 bison》一书，发现 bison 工具支持显式地定义优先级，其具体定义参考以下书中的内容：

```
%left '+' '-'
%left '*' '/'
%nonassoc '|' UMINUS

%type <a> exp

%%
...
exp: exp '+' exp { $$ = newast('+', $1,$3); }
   | exp '-' exp { $$ = newast('-', $1,$3);}
   | exp '*' exp { $$ = newast('*', $1,$3); }
   | exp '/' exp { $$ = newast('/', $1,$3); }
   | '|' exp { $$ = newast('|', $2, NULL); }
   | '(' exp ')' { $$ = $2; }
   | '-' exp %prec UMINUS{ $$ = newast('M', NULL, $2); }
   | NUMBER { $$ = newnum($1); }
```

每个声明都定义了一种优先级，%left、%right 和%noassoc 的出现顺序决定了由低到高的优先级顺序。这些定义告诉 bison + 和 是左结合的，而且具有最低的优先级，*和/也是左结合的，但具有更高的优先级，而和 UMINUS(代表单目负号操作的伪号)没有结合性，并且具有最高的优先级 (在这里我们没有任何的右结合操作符，但如果我们有的话，应该使用%right)。bison 把规则右部最右边记号的优先级赋给规则本身，如果这个记号没有被赋予任何优先级，规则也将没有优先级。当 bison 遇到移进/归约冲突时它将杳询优先级表，如果冲突中的所有规则都具有优先级的话，它将使用优先级来解决冲突。

参照上述内容，在 yacc.y 中对相关运算符的优先级和 if_else 的优先级进行了显式的定义，消除了错误。

6.1.5 测例 079 问题未解决

测例 079 是本次实验中唯一没有通过的测例，在进行错误分析时，根据生成的 ir 文件查看编译后生成的指令，发现在代码实现中对于多个判断的逻辑表达式的条件跳转语句的实现存在错误，在逻辑表达式较多的情况下，会出现条件跳转指令“空跳”或者“错跳”的情况，据推断，这很大可能与 if 语句判断的实现机制有关，目前仍未解决。

6.2 实验小结

6.2.1 优点

实验提供的绝大多数测时案例都能通过，在功能上几乎满足了实验课的的所有要求。同时，代码按照功能划分，结构清晰，同时代码中增加了必要的详尽的注释，可读性较强。

6.2.2 缺点

语义分析的具体实现细节上存在缺陷，导致测例 79 无法通过。同时，这个编译器的文法比较简单，与标准 C 语言相差甚远，而且在本实验中可以额外实现的内容中，仅实现了短路求值，并没有实现自增自减运算和 for 循环。

6.2.3 实验感受

本次实验难度很大，开始时除了之前在计算器的实验中对表达式的计算的处理有了一定的了解，现对数组的处理、函数的定义、跳转语句、判断语句、循环语句等的实现无从下手，没有思路，后来参考了一份开源代码，但是该代码逻辑混乱，难以理解，于是便主要读了该代码重点功能的实现，借此思路完成了本次实验 MiniC 编译前端的实现。从开始时甚至连编译都无法通过，到后来可以通过部分测试案例，再慢慢寻找实现逻辑上的问题，通过更多的测试案例，不断发现问题解决问题，再到最后通过检查，收获了满满的成就感。同时，在实验过程中与同学老师交流也活得了很大的启发。

7 实验建议

本次实验对于大部分同学的难度都比较大，尤其是刚开始时手足无措，建议刚开始的几节课除了介绍实验要求之外，还可以做一些“引路”启发，提供一些具体的实现思路，让我们尽快上手这次实验。

同时建议以后增加团体实验模式（可以相应增加工作量），通过这次实验过程中和同学的交流思考过程，更加体会到了灵感有时候来源于交流。