中间代码表示
Intermediate Representation

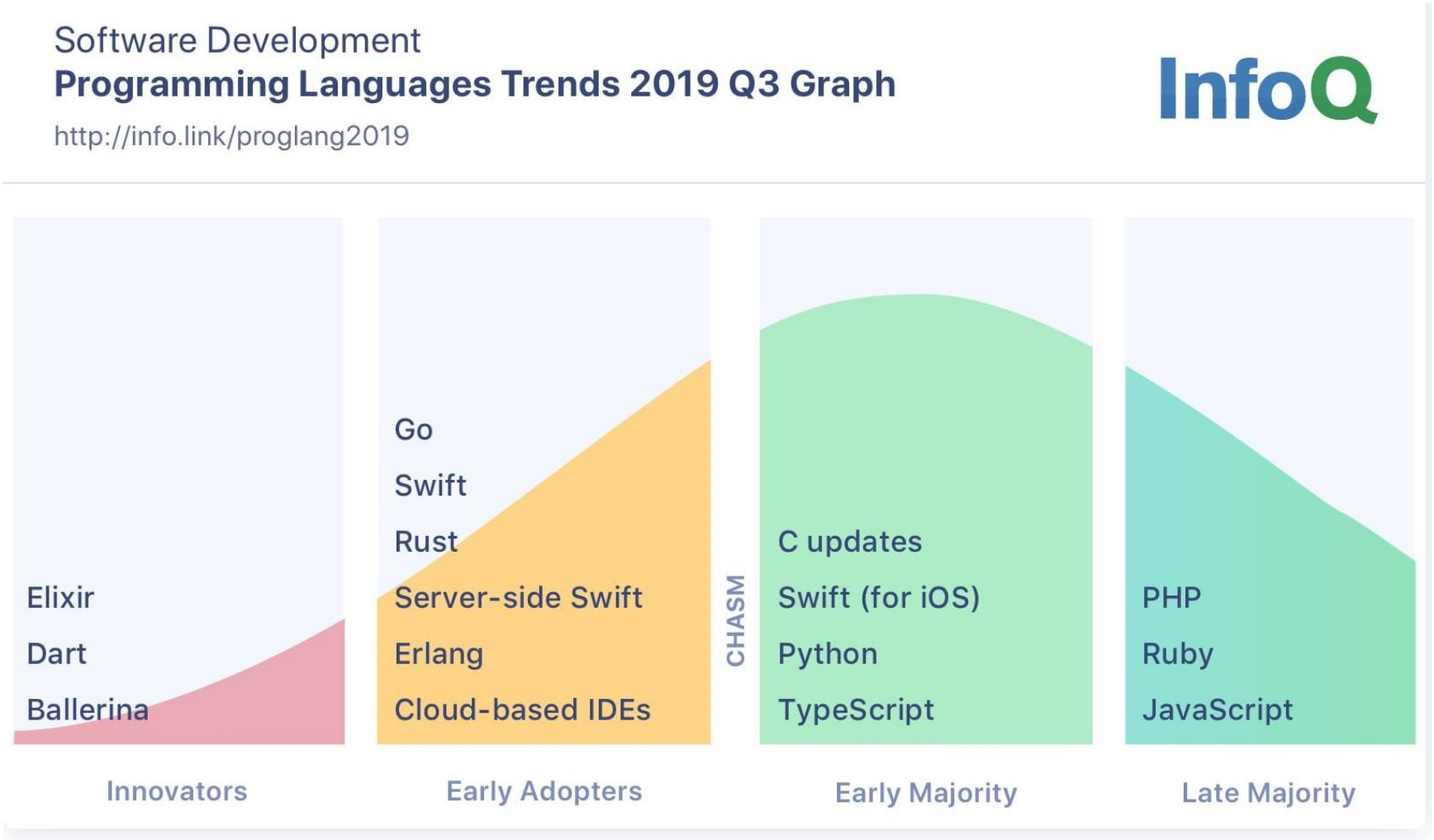
李 诚

国家高性能计算中心(合肥)、信息与计算机国家级实验教学示范中心

计算机科学与技术学院

2025年03月27日

为什么需要中间代码表示？

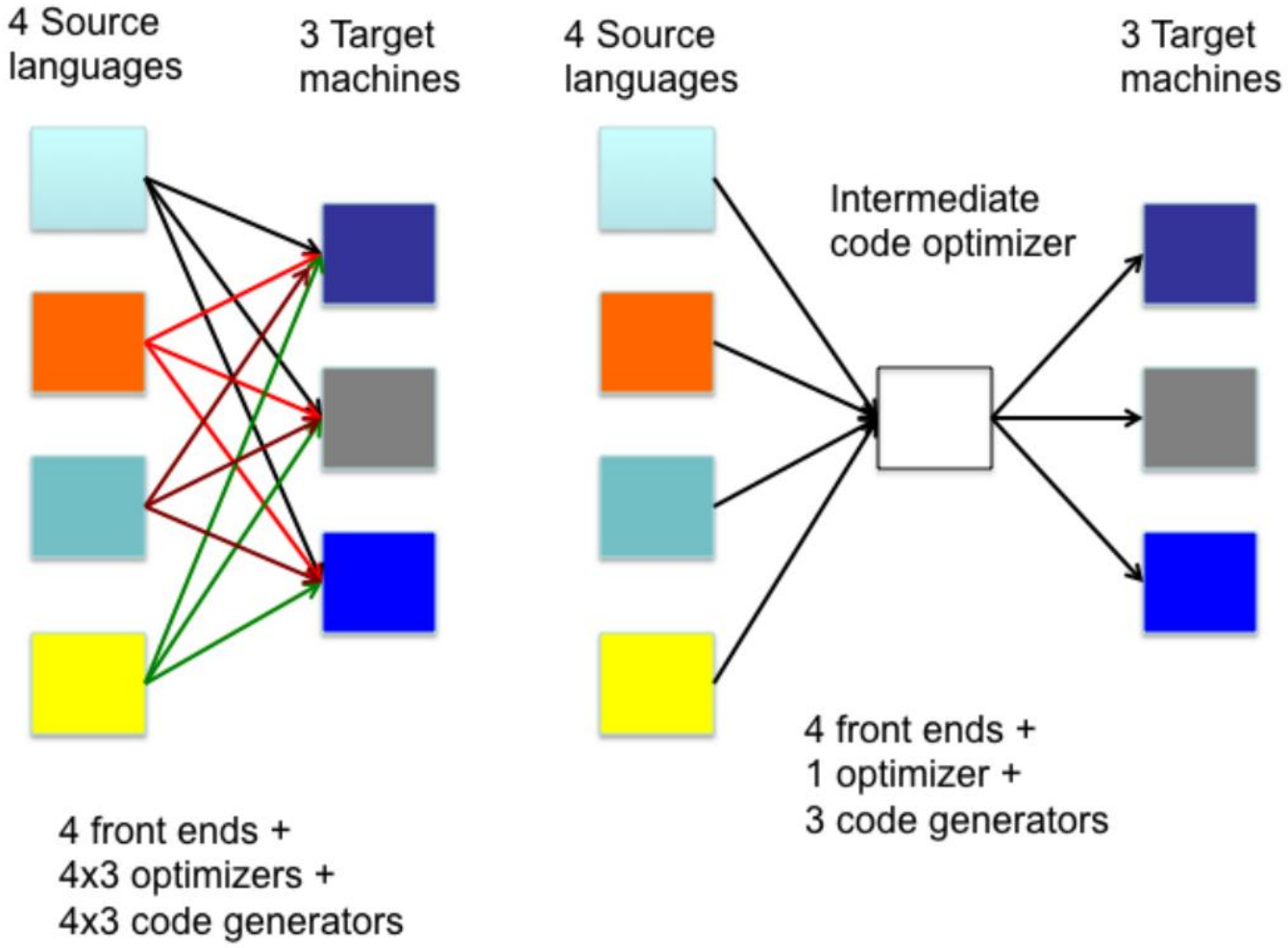


为什么需要中间代码表示？

分类	名称	版本	扩展	初始年份
CISC	x86	16，32，64 (16→32→64)	x87，IA-32，MMX，3DNow!，SSE，SSE2，PAE，x86-64，SSE3，SSSE3，SSE4， BMI，AVX，AES，FMA，XOP，F16C	1978
RISC	MIPS	32	MDMX，MIPS-3D	1981
VLIW	Elbrus	64	Just-in-time dynamic trans-lation：x87，IA-32，MMX，SSE，SSE2，x86-64，SSE3，AVX	2014

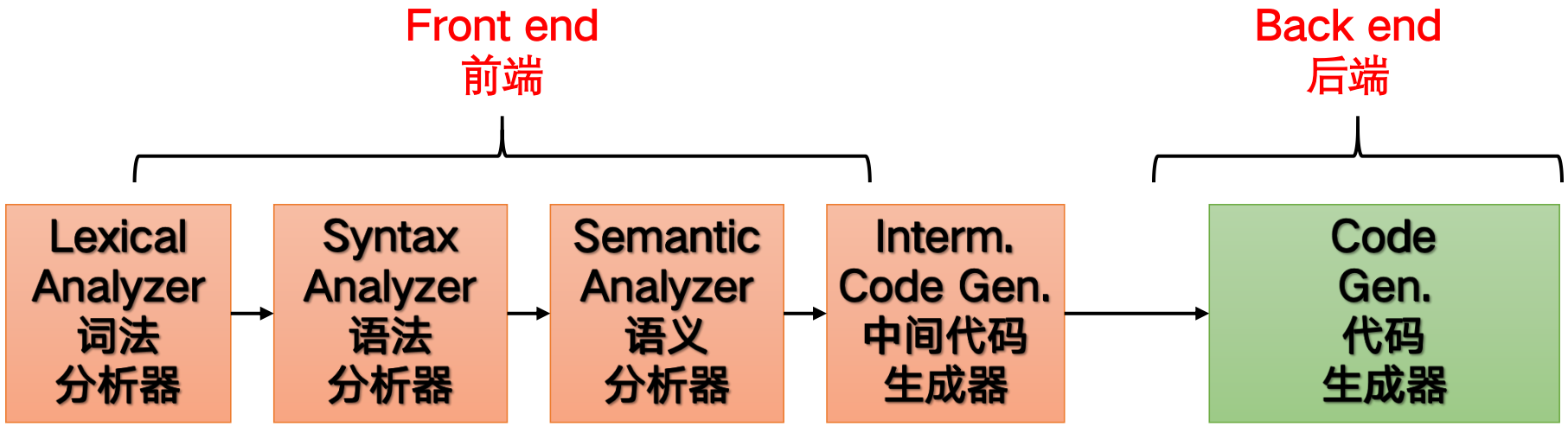
指令集体系结构(ISA)的发展

为什么需要中间代码表示？



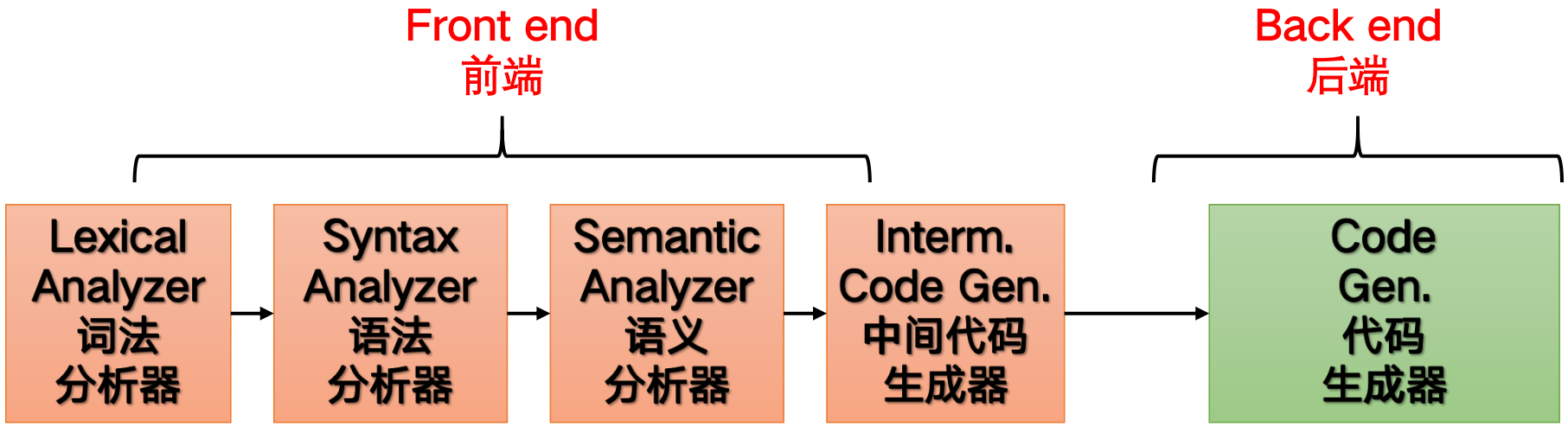
实践过程中，推陈出新的语言、不断涌现的指令集、开发成本之间的权衡

为什么需要中间代码表示



- **前端与后端分离**
  - 为新机器构建编译器，只需要设计从中间代码到新的目标机器代码的编译器 (前端独立)

为什么需要中间代码表示



- **前端与后端分离**
  - 为新机器构建编译器，只需要设计从中间代码到新的目标机器代码的编译器 (前端独立)
- **中间代码优化与源语言和目标机器均无关**

中间表示有哪些类型？

- 简而言之，编译器任何完整的中间输出都是中间代码表示形式
- 常见类型有：
  - 后缀表示
  - 语法树或DAG图
  - 三地址码(TAC)
  - 静态单赋值形式(SSA)

重点关注
LLVM IR是TAC类型

后缀表示

uop是一元运算符

$$E \rightarrow E\ opE \mid uopE \mid (E) \mid \mathbf{id} \mid \mathbf{num}$$

表达式E	后缀式E'
id	**id**
num	**num**
$E_1\ op\ E_2$	$E_1'\ E_2'\ op$
$uopE$	$E'uop$
(E)	E'

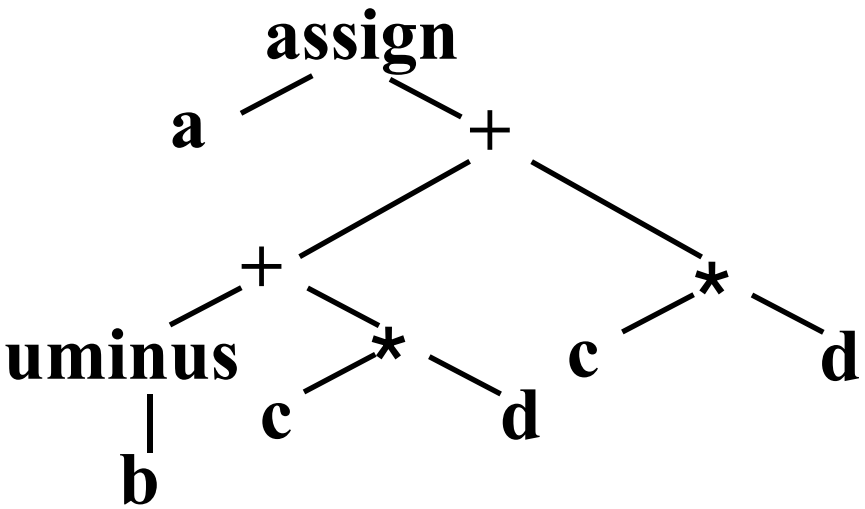
后缀表示

- 后缀表示不需要括号
  - (8 – 5) + 2 的后缀表示是8 5 –2 +
- 后缀表示的最大优点是便于计算机处理表达式

计算栈	输入串
	8 5 –2 +
8	5 –2 +
8 5	–2 +
3	2 +
3 2	+
5	

图形表示

- 语法树是一种图形化的中间表示

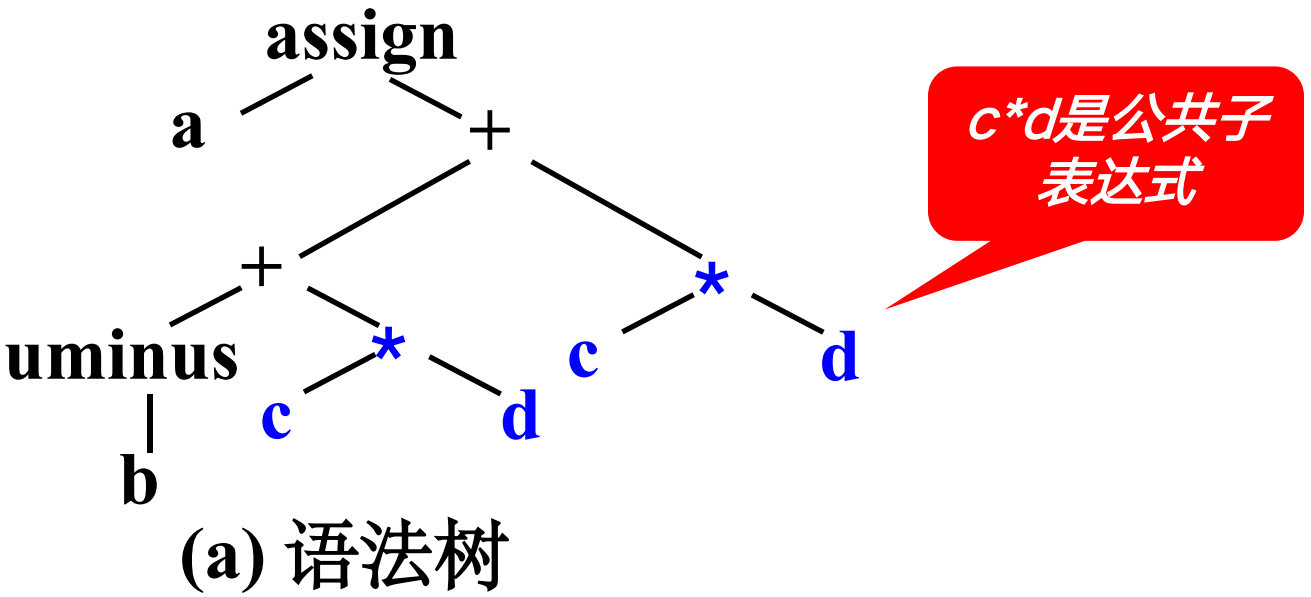


(a) 语法树

a = (–b + c*d) + c*d的图形表示

图形表示

- 语法树是一种图形化的中间表示

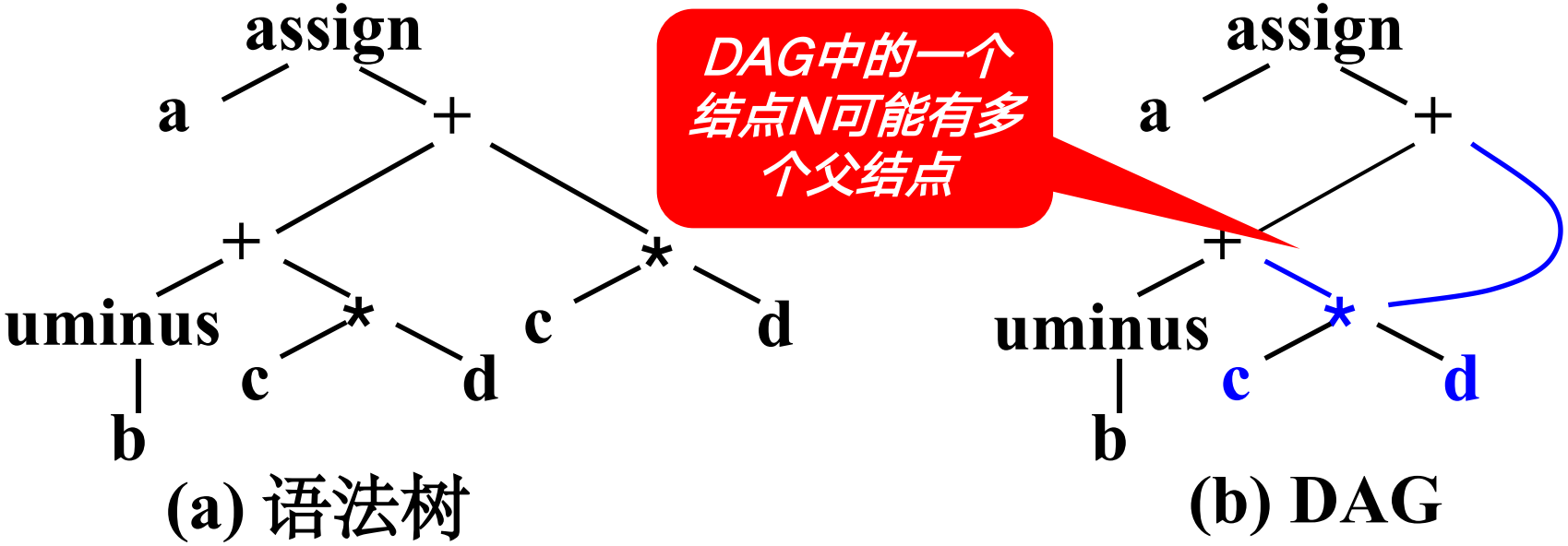


(a) 语法树

a = (–b + c*d) + c*d的图形表示

图形表示

- 语法树是一种图形化的中间表示
- 有向无环图(Directed Acyclic Graph, DAG)也是一种中间表示



a = (–b + c*d) + c*d的图形表示

三地址代码

- 三地址代码 (Three-Address Code，TAC)

一般形式：$x = y\ op\ z$

- 最多一个算符
- 最多三个计算分量
- 每一个分量代表一个地址，因此三地址

- 例 表达式$x + y * z$翻译成的三地址语句序列

$t_1 = y * z$

$t_2 = x + t_1$

三地址代码

- 三地址代码是语法树或DAG的一种线性表示
  - 例　　a = (–b + c*d) + c*d

语法树的代码

$t_1 = -b$

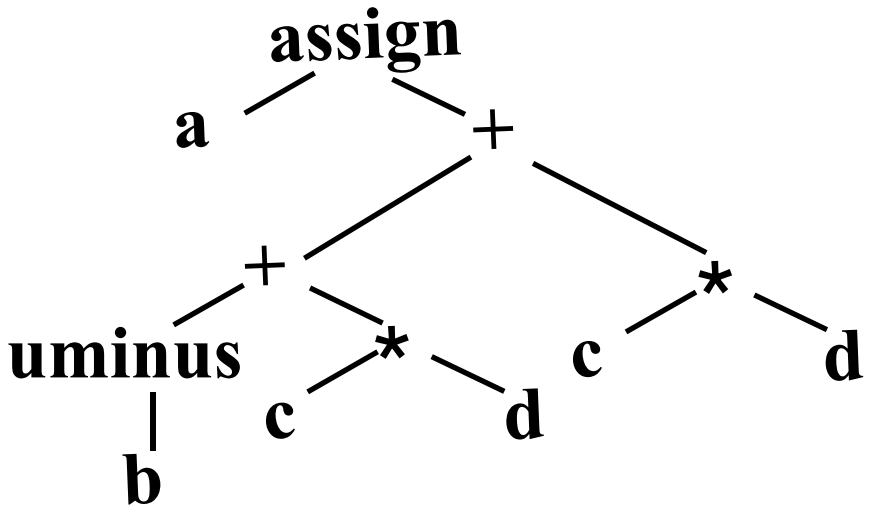
$t_2 = c * d$

$t_3 = t_1 + t_2$

$t_4 = c * d$

$t_5 = t_3 + t_4$

$a = t_5$



三地址代码

- 三地址代码是语法树或DAG的一种线性表示
  - 例　　a = (–b + c*d) + c*d

语法树的代码

$t_1 = -b$

$t_2 = c * d$

$t_3 = t_1 + t_2$

$t_4 = c * d$

$t_5 = t_3 + t_4$

$a = t_5$

DAG的代码

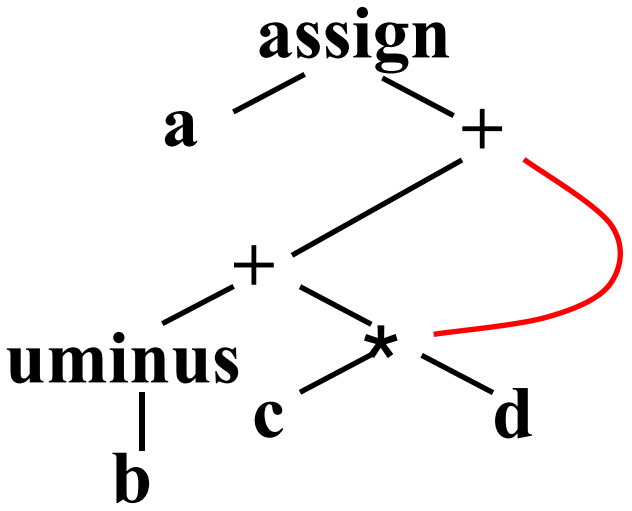
$t_1 = -b$

$t_2 = c * d$

$t_3 = t_1 + t_2$

$t_4 = t_3 + t_2$

$a = t_4$



三地址代码

- 常用的三地址语句
  - 运算/赋值语句 $x = y\ op\ z$，　$x = op\ y$，　$x = y$
  - 无条件转移　　**goto L**
  - 条件转移1　　if *x* goto L, if False *x* goto L
  - 条件转移2　　**if *x relop y* goto L**

三地址代码

- 常用的三地址语句
  - 过程调用
    - **param x_1** //设置参数
    - param x_2
    - ...
    - param x_n
    - **call p , *n*** //调用子过程p，n为参数个数
  - 过程返回　　**return *y***
  - 索引赋值　　***x* = *y*[*i*] 和 *x*[*i*] = *y***
    - 注意：i表示距离y处i个内存单元
  - 地址和指针赋值 ***x* = &*y*，*x* = **y* 和 **x* = *y***

三地址代码翻译：举例

- **考虑语句，令数组a的每个元素占8存储单元**
  - do i = i + 1; while (a[i] < v);

```
L:  t1 = i + 1
    i  = t1
    t2 = i * 8
    t3 = a[ t2 ]
    if t3 < v goto L
```

符号标号

```
100:  t1 = i + 1
101:  i  = t1
102:  t2 = i * 8
103:  t3 = a[ t2 ]
104:  if t3 < v goto 100
```

位置标号

静态单赋值形式

- 一种便于某些代码优化的中间表示
- 和三地址代码的主要区别
  - 所有赋值指令都是对不同名字的变量的赋值

三地址代码	静态单赋值形式
$p = a + b$	$p_1 = a + b$
$q = p - c$	$q_1 = p_1 - c$
$p = q * d$	$p_2 = q_1 * d$
$p = e - p$	$p_3 = e - p_2$
$q = p + q$	$q_2 = p_3 + q_1$

SSA由Barry K. Rosen、Mark N. Wegman和F. Kenneth Zadeck于1988年提出

静态单赋值形式

- 一种便于某些代码优化的中间表示
- 和三地址代码的主要区别
  - 所有赋值指令都是对不同名字的变量的赋值
  - 同一个变量在不同控制流路径上都被定值

```
if (flag) x = –1; else x = 1;
y = x * a;
```

改成

```
if (flag) x1 = –1; else x2 = 1;
x3 = φ(x1, x2);        //由flag的值决定用x1还是x2
y = x3 * a;
```

举例

快速排序程序片段如下

```
i = m – 1; j = n; v = a[n];
while (1) {
 do i = i +1; while(a[i]<v);
 do j =j –1;while (a[j]>v);
 if (i >= j) break;
 x=a[i]; a[i]=a[j]; a[j]=x;
}
x=a[i]; a[i]=a[n]; a[n]=x;
```

```
(1)  i := m –1
(2)  j := n
(3)  t1 := 4 * n
(4)  v := a[t1]
(5)  i := i + 1
(6)  t2 := 4 * i
(7)  t3 := a[t2]
(8)  if t3 < v goto (5)
(9)  j := j –1
(10) t4 := 4 * j
(11) t5 := a[t4]
(12) if t5 > v goto (9)
(13) if i >= j goto (23)
(14) t6 := 4 * i
(15) x := a[t6]
(16) t7 := 4 * i
(17) t8 := 4 * j
(18) t9 := a[t8]
(19) a[t7] := t9
(20) t10 := 4 * j
(21) a[t10] := x
(22) goto (5)
(23) t11 := 4 * i
(24) x := a[t11]
(25) t12 := 4 * i
(26) t13 := 4 * n
(27) t14 := a[t13]
(28) a[t12] := t14
(29) t15 := 4 * n
(30) a[t15] := x
```

基本块(Basic block)

- 连续的三地址指令序列，控制流从它的开始进入，并从它的末尾离开，中间没有停止或分支的可能性（末尾除外）

基本块划分算法

- **输入：三地址指令序列**
- **输出：基本块列表**
- **算法：**
  - 首先确定基本块的第一个指令，即首指令(leader)
    - 指令序列的第一条三地址指令是一个首指令
    - 任意转移指令的目标指令是一个首指令
    - 紧跟一个转移指令的指令是一个首指令
  - 然后，每个首指令对应的基本块包括了从它自己开始，直到下一个首指令(不含)或指令序列结尾之间的所有指令

举例

```
(1)  i := m -1
(2)  j := n
(3)  t1 := 4 * n
(4)  v := a[t1]
(5)  i := i + 1
(6)  t2 := 4 * i
(7)  t3 := a[t2]
(8)  if t3 < v goto (5)
(9)     j := j -1
(10) t4 := 4 * j
(11) t5 := a[t4]
(12) if t5 > v goto (9)
(13) if i >= j goto (23)
(14)    t6 := 4 * i
(15)    x := a[t6]
(16)    t7 := 4 * i
(17)    t8 := 4 * j
(18)    t9 := a[t8]
(19)    a[t7] := t9
(20)    t10 := 4 * j
(21)    a[t10] := x
(22) goto (5)
(23)    t11 := 4 * i
(24)    x := a[t11]
(25)    t12 := 4 * i
(26)    t13 := 4 * n
(27)    t14 := a[t13]
(28)    a[t12] := t14
(29)    t15 := 4 * n
(30)    a[t15] := x
```

举例——首指令

```
(1)  i := m -1
(2)  j := n
(3)  t1 := 4 * n
(4)  v := a[t1]
(5)  i := i + 1
(6)  t2 := 4 * i
(7)  t3 := a[t2]
(8)  if t3 < v goto (5)
(9)  j := j -1
(10) t4 := 4 * j
(11) t5 := a[t4]
(12) if t5 > v goto (9)
(13) if i >= j goto (23)
(14) t6 := 4 * i
(15) x := a[t6]
(16) t7 := 4 * i
(17) t8 := 4 * j
(18) t9 := a[t8]
(19) a[t7] := t9
(20) t10 := 4 * j
(21) a[t10] := x
(22) goto (5)
(23) t11 := 4 * i
(24) x := a[t11]
(25) t12 := 4 * i
(26) t13 := 4 * n
(27) t14 := a[t13]
(28) a[t12] := t14
(29) t15 := 4 * n
(30) a[t15] := x
```

举例——基本块

B_1

(1) i := m −1
(2) j := n
(3) t1 := 4 * n
(4) v := a[t1]

B_2

(5) i := i + 1
(6) t2 := 4 * i
(7) t3 := a[t2]
(8) if t3 < v goto (5)

B_3

(9) j := j −1
(10) t4 := 4 * j
(11) t5 := a[t4]
(12) if t5 > v goto (9)

B_4

(13) if i >= j goto (23)

B_5

(14) t6 := 4 * i
(15) x := a[t6]
(16) t7 := 4 * i
(17) t8 := 4 * j
(18) t9 := a[t8]
(19) a[t7] := t9
(20) t10 := 4 * j
(21) a[t10] := x
(22) goto (5)

B_6

(23) t11 := 4 * i
(24) x := a[t11]
(25) t12 := 4 * i
(26) t13 := 4 * n
(27) t14 := a[t13]
(28) a[t12] := t14
(29) t15 := 4 * n
(30) a[t15] := x

流图 (Flow graph)

- 流图的结点是一些基本块
- 从基本块*B*到基本块*C*之间有一条边，当且仅当*C*的第一个指令可能紧跟在*B*的最后一条指令之后执行
  - *B*是*C*的前驱(predecessor)
  - *C*是*B*的后继(successor)

流图 (Flow graph)

- 流图的结点是一些基本块
- 从基本块B到基本块C之间有一条边，当且仅当C的第一个指令可能紧跟在B的最后一条指令之后执行，判定方法如下：
  - 有一个从B的结尾跳转到C的开头的跳转指令
  - 参考原来三地址指令序列中的顺序，C紧跟在B之后，且B的结尾没有无条件跳转指令

举例——流图

B_1
(1) i := m −1
(2) j := n
(3) t1 := 4 * n
(4) v := a[t1]

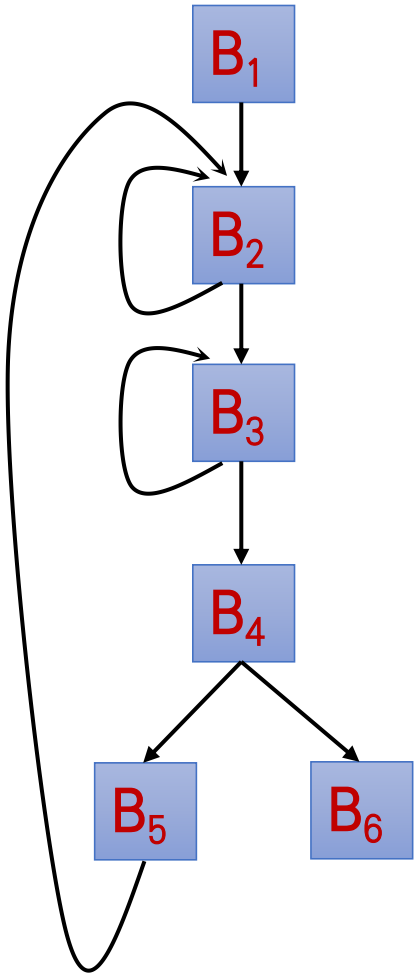
B_2
(5) i := i + 1
(6) t2 := 4 * i
(7) t3 := a[t2]
(8) if t3 < v goto (5)

B_3
(9) j := j −1
(10) t4 := 4 * j
(11) t5 := a[t4]
(12) if t5 > v goto (9)

B_4
(13) if i >= j goto (23)

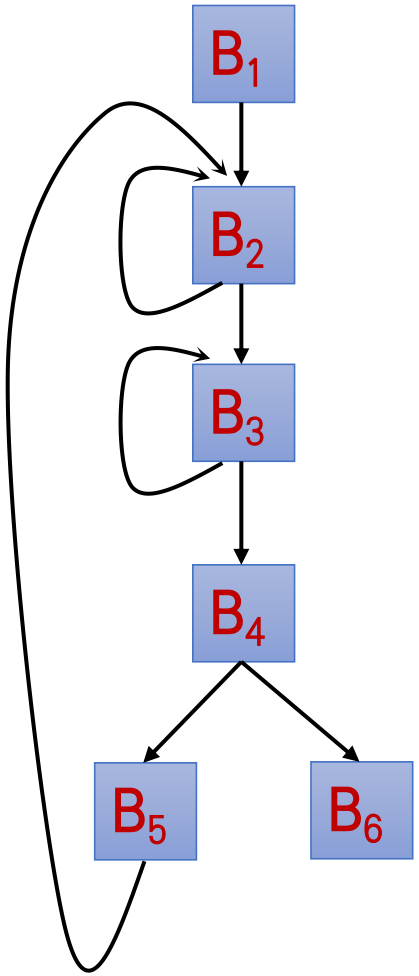
B_5
(14) t6 := 4 * i
(15) x := a[t6]
(16) t7 := 4 * i
(17) t8 := 4 * j
(18) t9 := a[t8]
(19) a[t7] := t9
(20) t10 := 4 * j
(21) a[t10] := x
(22) goto (5)

B_6
(23) t11 := 4 * i
(24) x := a[t11]
(25) t12 := 4 * i
(26) t13 := 4 * n
(27) t14 := a[t13]
(28) a[t12] := t14
(29) t15 := 4 * n
(30) a[t15] := x



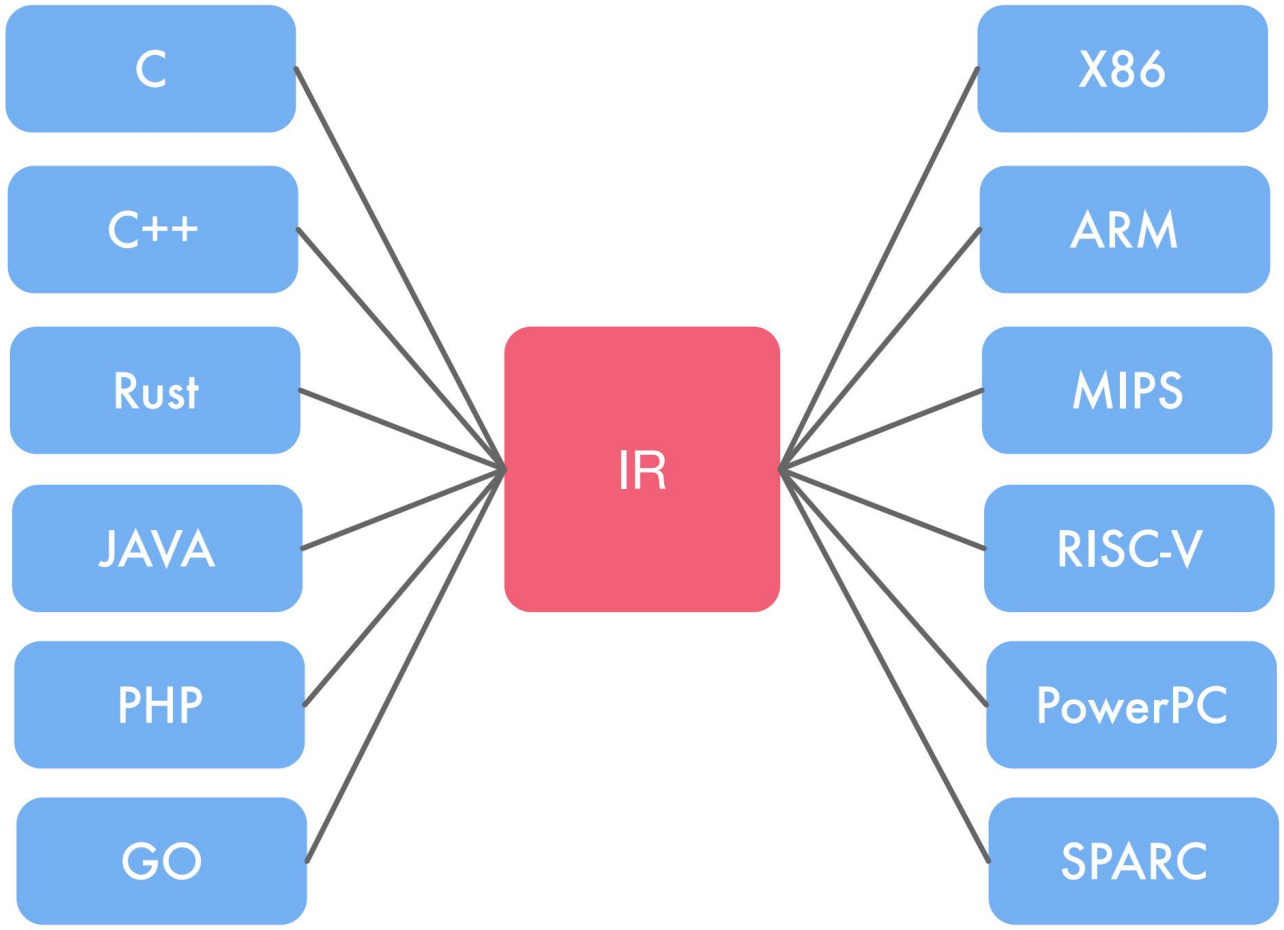
循环

- **流图中的一个结点集合L是一个循环，如果它满足：**
  - 该集合有唯一的入口结点
  - 任意结点都有一个到达入口结点的非空路径，且该路径全部在L中
- **不包含其他循环的循环叫做内循环**
- **右图中的循环**
  - B_2自身
  - B_3自身
  - $\{B_2, B_3, B_4, B_5\}$



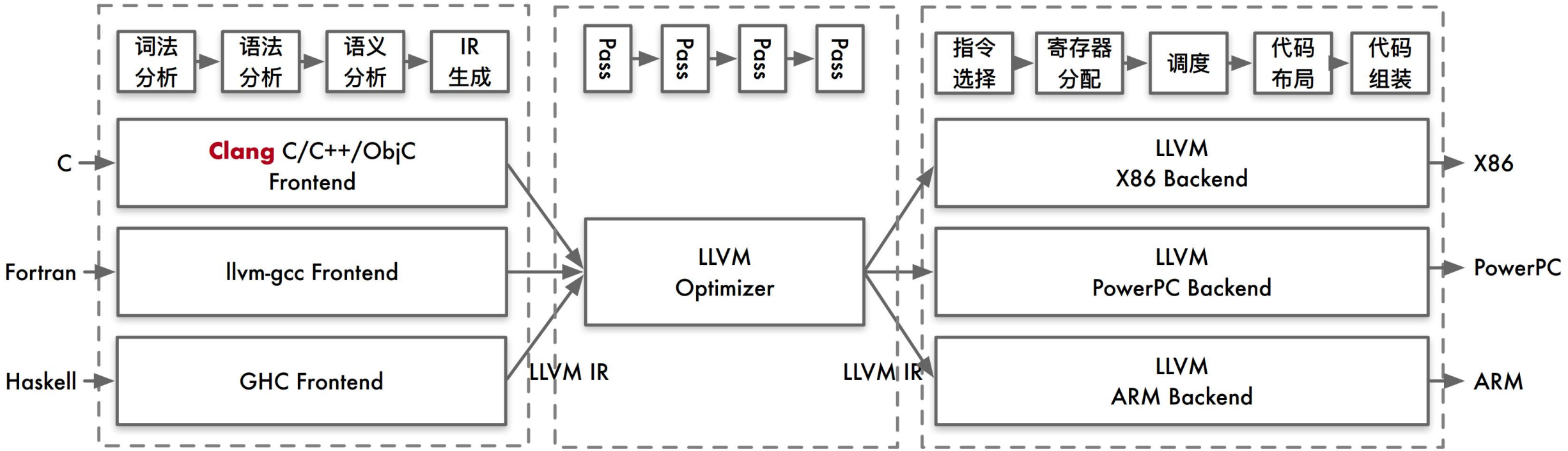
LLVM 出现

- LLVM定义了LLVM IR，将编译器需要的功能包装成库，解决了编译器代码重用的问题



LLVM 架构

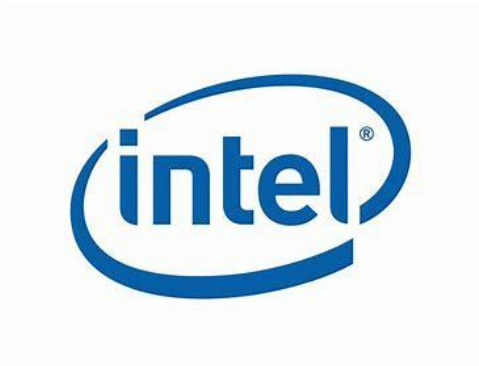
- LLVM 将很多编译器需要的功能**包装成库**，供其他编译器实现者根据需要使用或者扩展



LLVM 在工业界的广泛使用

- 工业界使用者（包括 Apple, Huawei, Intel, NVIDIA, Adobe, Sony… 30+ 公司使用 LLVM 开发相应产品）

Company	Description
Apple	iOS, macOS, tvOS and watchOS
Huawei	BiSheng Compiler for Huawei's Kunpeng servers
Intel	OpenCL* compiler, debugger
NVIDIA	OpenCL runtime compiler (Clang + LLVM)



LLVM 在学术界的广泛使用

- 学术界使用者（包括 CMU, ETH, UIUC, UCLA, Stanford …在内20+ 顶尖大学研究组使用 LLVM 完成相关研究项目）

Organization	People	Description
CMU	David Koes	Principled Compilation
Stanford	Dawson Engler's Research Group	KLEE Symbolic Virtual Machine
ETH Zurich	Thomas Lenherr	Language-independent library for alias analysis
UCLA	Jason Cong	xPilot behavioral synthesis system

- 教育界使用者（包括 CMU, ETH, UIUC, UCLA …在内10+已公开的顶尖大学编译课程中使用 LLVM 工具链设计实验）

LLVM IR 与 LightIR

- LLVM IR 特点
  - LLVM IR 采用 RISC 风格的三地址指令方式，形如 %2 = add i32 %0, %1
  - LLVM IR 是 SSA 形式，且具有无限虚拟寄存器的假设
    - 注：SSA形式指的是静态单赋值形式，每个虚拟寄存器变量只会被赋值一次
  - LLVM IR 是强类型系统，每个指令及操作数都具有自身的类型

- LLVM IR 的目标是成为一种通用 IR （支持包括动态与静态语言），因此 IR 指令种类较为复杂繁多
  - 本课程以 cminusf 语言为源语言，从 LLVM IR 中裁剪出了适用于教学的精简的IR子集，并将其命名为 LightIR

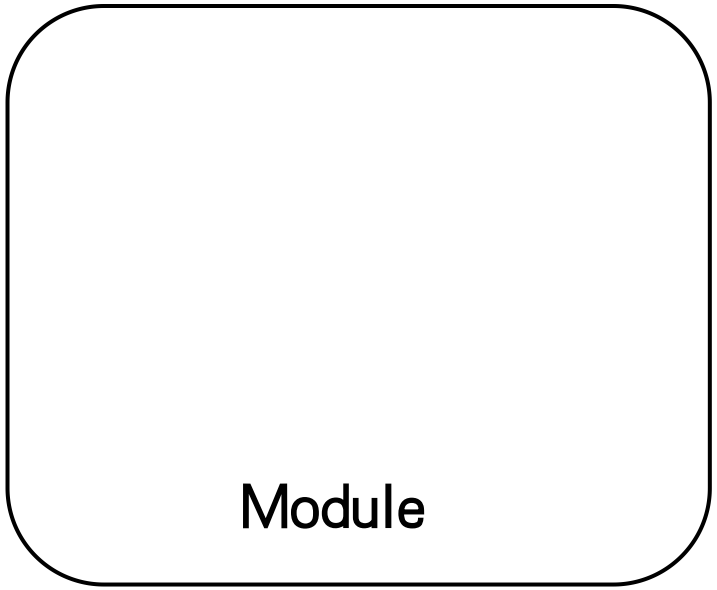
LLVM IR 库与 LightIR 库

- LLVM 提供了辅助生成 IR 的C++库
  - LLVM IR 库用于课程实验的问题
    - 类继承关系过于复杂，不利于学生理解 IR 抽象
    - 存在很多为了编译性能的额外设计，不利于学生理解 IR 抽象
- 本课程依据 LLVM 的设计，为 LightIR 提供了配套简化的 C++ 库
  - LightIR C++库与 LLVM IR C++库的联系
    - 仅保留必要的核心类，简化了核心类的继承关系与成员设计
    - 给学生提供与 LLVM 相同的生成 IR 的接口
- 下面将对LightIR的结构层次与具体指令进行详细介绍

LightIR 结构层次

❑结构层次

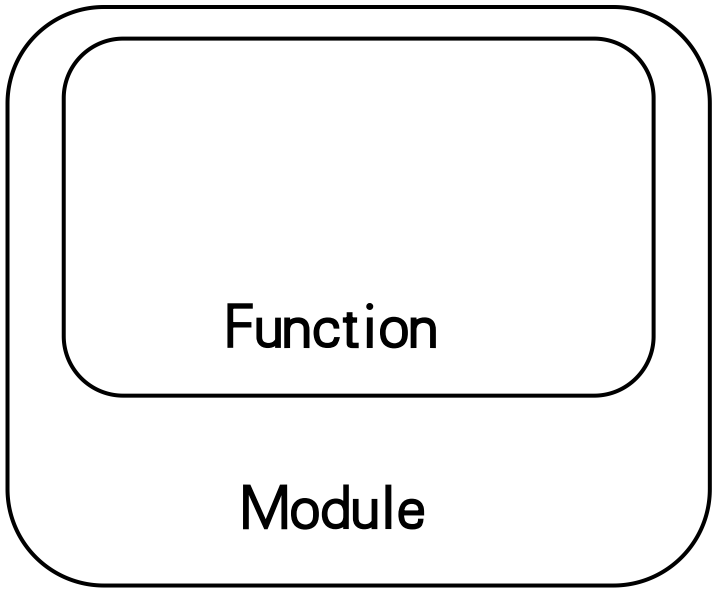
- Module:是Light IR中最顶层的结构，每个Cminus-f程序对应了一个Module，在Module中存在GlobalVariable域与Function域



LightIR 结构层次

结构层次

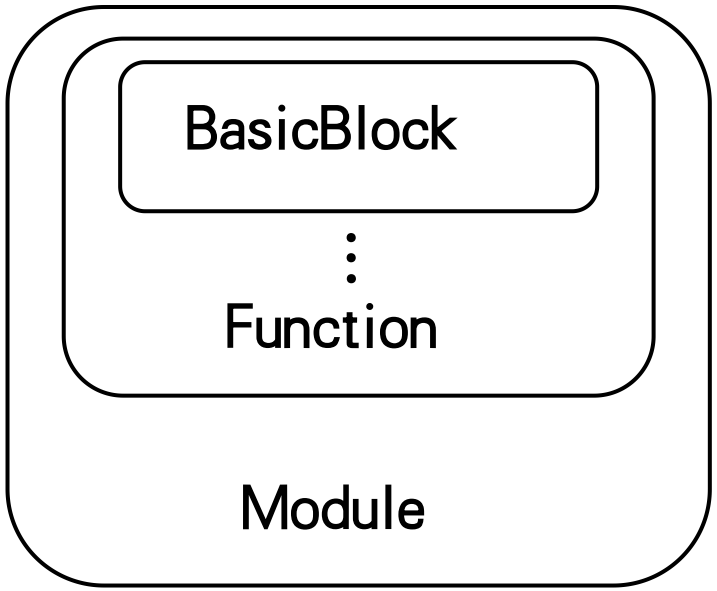
- Module
- Function：是函数，由头部与函数体组成。函数头部包括返回值类型，函数名，与参数表。函数体由多个BasicBlock构成，一个module中至少需要包含一个main函数



LightIR 结构层次

结构层次

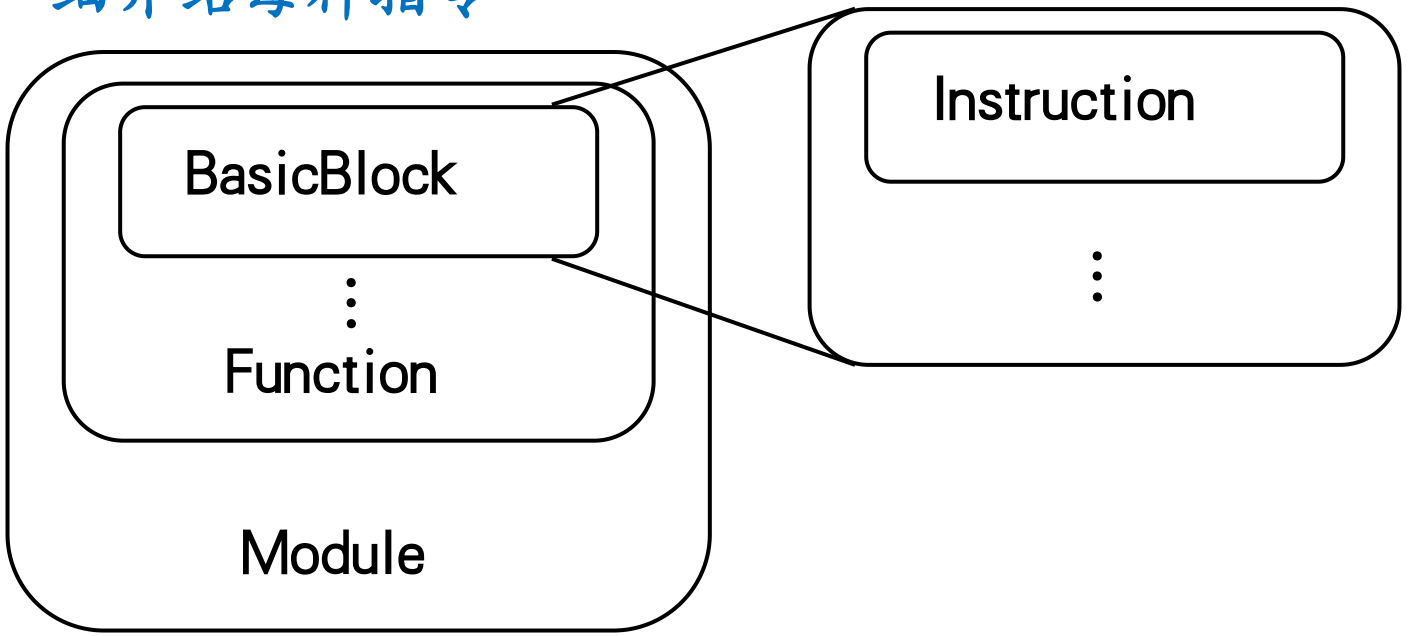
- Module
- Function
- BasicBlock：是指程序顺序执行的语句序列，只有一个入口和一个出口。基本块由若干Instruction构成



LightIR 结构层次

结构层次

- Module
- Function
- BasicBlock
- Instruction：包含了Light IR从LLVM IR中裁剪出来的所有指令种类，接下来将详细介绍每种指令



LightIR 片段

```
@y = global i32 36

define i32 @main() #0 {
  %1 = alloca i32
  %2 = alloca i32
  store i32 0, i32* %1
  store i32 16, i32* %2
  %3 = load i32, i32* %2
  %4 = load i32, i32* @y
  %5 = icmp sgt i32 %3, %4
  br i1 %5, label %6, label %10

6:
= %0
  %7 = load i32, i32* %2
  %8 = load i32, i32* @y
  %9 = sub nsw i32 %7, %8
  store i32 %9, i32* %2
  br label %10

10:
= %6, %0
  %11 = load i32, i32* %1
  ret i32 %11
}
```

Module

; preds

; preds

LightIR 片段

```
@y = global i32 36
```

GlobalVariable

```
define i32 @main() #0 {
  %1 = alloca i32
  %2 = alloca i32
  store i32 0, i32* %1
  store i32 16, i32* %2
  %3 = load i32, i32* %2
  %4 = load i32, i32* @y
  %5 = icmp sgt i32 %3, %4
  br i1 %5, label %6, label %10

6:
= %0
  %7 = load i32, i32* %2
  %8 = load i32, i32* @y
  %9 = sub nsw i32 %7, %8
  store i32 %9, i32* %2
  br label %10

10:                                          ; preds
= %6, %0
  %11 = load i32, i32* %1
  ret i32 %11
}
```

Function ; preds

LightIR 片段

```
@y = global i32 36

define i32 @main() #0 {
  %1 = alloca i32
  %2 = alloca i32
  store i32 0, i32* %1
  store i32 16, i32* %2
  %3 = load i32, i32* %2
  %4 = load i32, i32* @y
  %5 = icmp sgt i32 %3, %4
  br i1 %5, label %6, label %10

6:                                                ; preds
= %0
  %7 = load i32, i32* %2
  %8 = load i32, i32* @y
  %9 = sub nsw i32 %7, %8
  store i32 %9, i32* %2
  br label %10

10:                                               ; preds
= %6, %0
  %11 = load i32, i32* %1
  ret i32 %11
}
```

BasicBlock

Instruction

LightIR 类型系统

❑简介

- LightIR 每条指令或操作数**都具有自己的类型**，其中分为基本类型与组合类型

❑基本类型（LightIR类型系统中原生的类型）

- i1：1位宽的整数类型
- i32：32位宽的整数类型
- float：单精度浮点数类型
- label：标识符类型（基本块的类型）

❑组合类型（LightIR类型系统中，通过类型与运算符组合形成的类型）

- 组合类型包括，指针类型，数组类型，函数类型

LightIR 组合类型

❑指针类型

- 格式：<type>*
- 例如：i32*, [10 x i32]*

❑数组类型

- 格式：[n x <type>]
- 例如：[10 x i32]，[10 x [10 x i32]]

❑函数类型

- 格式：<ret-type>@（<arg-type>…）
- 详解：函数类型格式中有两个组成部分，返回值类型与参数类型列表，函数类型不会在 IR 中显示的表示出来。

LightIR 的指令

- LightIR 保留了LLVM IR SSA 形式、三地址指令、强类型系统的特点，但指令数量远小于 LLVM，按照种类可分为以下指令：
  - 终止指令
  - 二元运算指令
  - 内存操作指令
  - 类型转换指令
  - 其他指令…
- 在介绍具体指令时，遵循以下符号约定
  - 以<>符号括起来的代表指令格式中必选项，以[ ]括起来的代表指令格式中可重复项且至少存在一项。以%标记的代表IR中的虚拟寄存器

LightIR 终止指令

❑概念

- 程序基本块只有一个入口与出口，顺序执行每一条语句，每个程序基本块的最后一条指令称为**终止指令**

❑ret 指令

- 概念：返回指令，将控制流从函数返回给调用者
- 形式：
  - ret <type> <value> 例：ret i32 %0
  - ret void 例：ret void

❑br 指令

- 概念：跳转指令，使控制流转移到当前功能中的另一个基本块
- 形式：
  - br i1 <cond>, label <iftrue>, label <iffalse> 例：br i1 %cond, label %truebb label %falsebb
  - br label <dest> 例：br label %bb

二元运算指令

❑概念

- 包括add/sub/mul/sdiv/fadd/fsub/fmul/fdiv八种二元运算操作，返回计算后的结果

❑形式

- <result> = <binary-op> <type> <op1>, <op2>
- 注：<binary-op> 为八种二元运算操作之一，其中 add/sub/mul/sdiv 操作数是 i32 类型， fadd/fsub/fmul/fdiv 操作数是float类型

❑例子

- %2 = sub i32 %1, %0
- %2 = fdiv float %1, %0

内存操作指令

概念

- LightIR是SSA格式的，同一个虚拟寄存器只会被赋值一次，对于需要多次赋值的变量，在翻译时在栈上分配相应的空间，并通过内存操作指令对其读写

alloca 指令

- 概念：用于在栈上动态分配内存。 该指令会在当前执行函数所在的栈中分配一块内存，内存的大小为sizeof(<type>)*NumElements，当函数执行结束时，分配的内存会自动释放。
- 形式：<result> = alloca <type>
- 例子：
  - %ptr = alloca i32
  - %ptr = alloca [10 x i32]

内存操作指令

load 指令

- 概念：从栈上分配的地址空间中取数据到虚拟寄存器中
- 形式：<result> = load <type>, <type>* <pointer>
- 例子：%val = load i32, i32* %ptr

store 指令

- 概念：将虚拟寄存器中数据存到从栈上分配的地址空间中
- 形式：store <type> <value>, <type>* <pointer>
- 例子：store i32 3, i32* %ptr

类型转换指令

❑概念

- 将数据从某个类型转换到另一个类型的指令

❑zext 指令

- 概念：将操作数从 i1 类型零扩展到 i32 类型
- 形式：<result> = zext i1 <value> to i32
- 例子：%1 = zext i1 %0 to i32

❑fptosi指令

- 概念：将操作数从 float 类型转换为 i32 类型
- 形式：<result> = fptosi float <value> to i32
- 例子：%Y = fptosi float 1.0E-247 to i32

类型转换指令

- sitofp 指令
  - 概念：将操作数从 i32 类型转换为 float 类型
  - 形式：<result> = sitofp <type> <value> to <type2>
  - 例子：%1 = sitofp i32 257 to float

其他指令

icmp和fcmp指令

- 形式：<result> = icmp/fcmp <cond> <type> <op1>, <op2>
- 概念：根据两个整数的比较返回布尔值，
  - icmp: <cond> = eq(等于)| ne(不等于)| sgt(大于)| sge(大于等于)| slt(小于)| sle(小于等于)
  - fcmp: <cond> = eq(等于)| ne(不等于)| ugt(大于)| uge(大于等于)| ult(小于)| ule(小于等于)
- 例子：
  - %2 = icmp sge i32 %0, %1
  - %0 = fcmp ult float 4.0, 5.0

call 指令

- 概念：call 指令是调用指令，用于使控制流转移到指定的函数
- 形式：<result> = call <return ty> <func name>(<function args>)
- 例子：
  - %2 = call i32 @gcd(i32 %1, i32* %0)
  - call @output(i32 %1)

其他指令

getelementptr 指令

- 概念：getelementptr指令用于获取数组结构的元素的地址。getelementptr仅执行地址计算，并且不访问内存
- 形式：<result> = getelementptr <type1>, <type2>* <ptrval> [, <type> <idx>]
  - 注：<type1>是初始计算偏移的元素类型（若为数组类型，则在通过偏移值计算索引地址时进行降维，得到新的计算偏移的元素类型），<type2>表示索引开始的指针类型，<ptrval>是计算偏移的起始地址的指针，[ ]表示可重复参数，里面表示的数组索引的偏移值的类型与偏移值。
- 例子：
  - %array = [10 x i32]* @myarray
  - %ptr = getelementptr [10 x i32], [10 x i32]* %array, i32 0, i32 1
  - 这里 %array 是一个指向含有 10 个 i32 类型元素的数组的指针，getelementptr 指令用于获取第二个元素（索引为 1，因为 LLVM 中索引从 0 开始）的地址。

一起努力
打造国产基础软硬件体系！

李 诚

国家高性能计算中心(合肥)、信息与计算机国家级实验教学示范中心

计算机科学与技术学院

2025年03月27日