软件分析

数据流分析

熊英飞
北京大学
2015

复习

- 大多数程序分析问题都是不可判定问题
  - 莱斯定理
- 解决途径是对程序做抽象
  - must分析/下近似
  - may分析/上近似

复习 – 停机问题的证明方法

- 假设存在停机问题判断算法：bool Halt(p)
  - p为特定程序
- 给定某邪恶程序

```
void Evil() {
    if (!Halt(Evil)) return;
    else while(1);
}
```

- Halt(Evil)的返回值是什么？
  - 如果为真，则Evil不停机，矛盾
  - 如果为假，则Evil停机，矛盾

停机问题-抽象方法

- 邪恶程序存在的关键在于程序中有if存在
- 不如忽略掉所有程序的if条件部分

```
void Evil() {
        if (!Halt(Evil)) return;
        else while(1);
}
```

```
void Evil() {
        向左走 return;
        向右走 while(1);
}
```

- 语义："向左走/向右走"为非确定性选择，程序随机从"向左走"和"向右走"后面的语句中选择一条执行。

停机问题-抽象方法

- 邪恶程序仍然可以用循环写出

```
void Evil() {
    while (Halt(Evil));
}
```

- 忽略所有条件判断中的条件，一律抽象为不确定选择

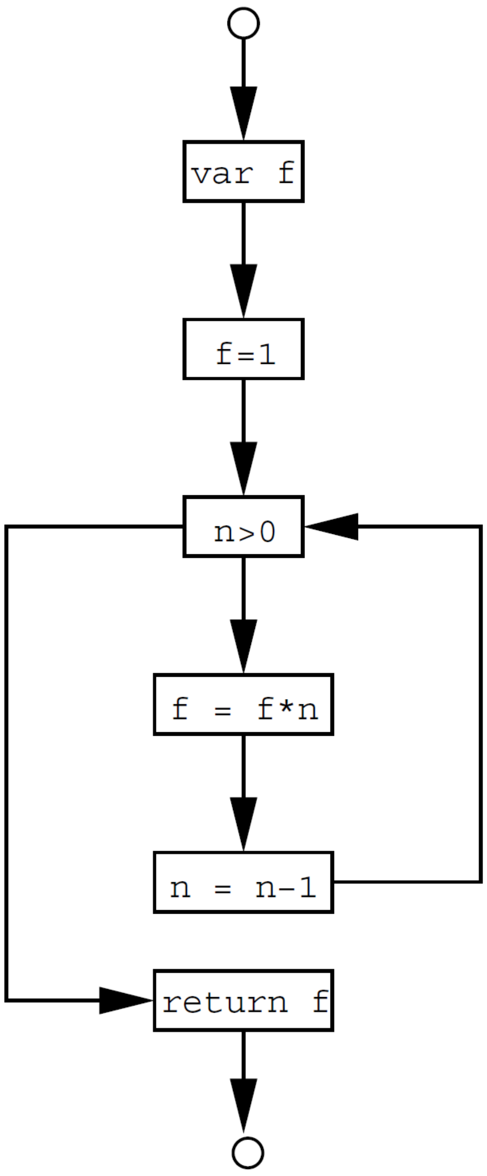
```
void Evil() {
    再来一次:
    向左走 goto 再来一次;
    向右走 return;
}
```

停机问题-抽象过程分析

- 针对给定输入
  - 原始程序只有一条执行路径，抽象程序上有多条执行路径
  - 原始程序的执行路径一定包含在抽象程序的执行路径中
- 停机问题
  - 原始程序停机：存在自然数n，程序的执行路径长度小于n
  - 抽象程序停机：存在自然数n，程序中所有执行路径的长度都小于n

停机问题-判定方法

- 判断方法：绘制控制流图
  - 控制流图：结点为程序语句，边为语句间的转移
- 如果控制流图上有环，则可能不终止，否则一定终止



数据流分析-小结1

- 近似方案1：忽略掉程序的条件判断，认为所有分支都有可能到达

- 数据流分析：程序可以看成是状态（数据）和状态之间的转移（控制）两部分，因为状态转移的条件都被忽略了，核心分析的部分是状态数据在转移过程中的变化，所以叫做数据流分析。

符号分析

- 给定一个只包含浮点数变量和常量的程序，已知输入的符号，求输出的符号
- 采用上节课讲到的抽象域，输出正、零、负、槑四种结果

复习：符号分析的抽象

- 抽象符号
  - 正 ={所有的正数}
  - 零={0}
  - 负= {所有的负数}
  - 槑={所有的整数和NaN}
- 运算（列标号●行标号）

+	正	负	零	槑
正	正			
负	槑	负		
零	正	负	零	
槑	槑	槑	槑	槑

-	正	负	零	槑
正	槑	负	负	槑
负	正	槑	正	槑
零	正	负	零	槑
槑	槑	槑	槑	槑

*	正	负	零	槑
正	正			
负	负	正		
零	零	零	零	
槑	槑	槑	槑	槑

/	正	负	零	槑
正	正	负	零	槑
负	负	正	零	槑
零	槑	槑	槑	槑
槑	槑	槑	槑	槑

符号分析-示例

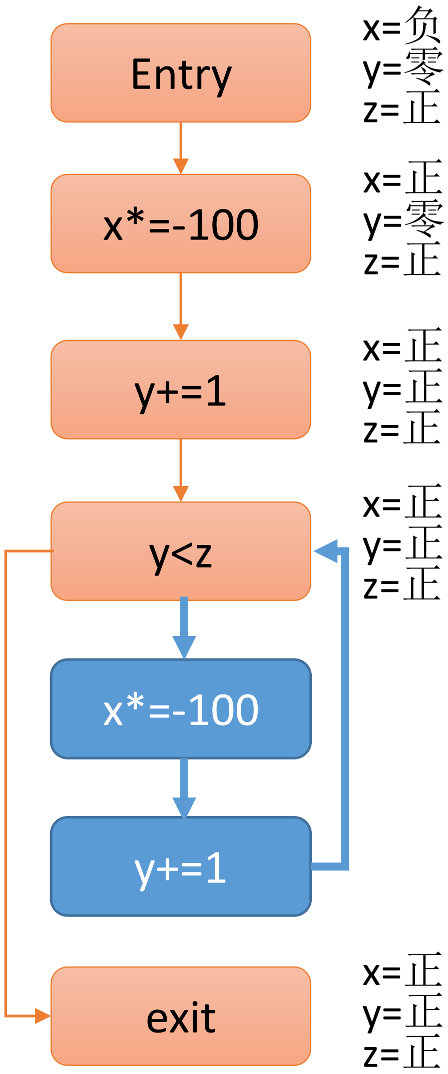
```
x*=-100;
y+=1;
while(y < z) {
    x *= -100;
    y += 1;
}
```

输入：x为负，y为零，z为正

输出：x为槑，y为正，z为正

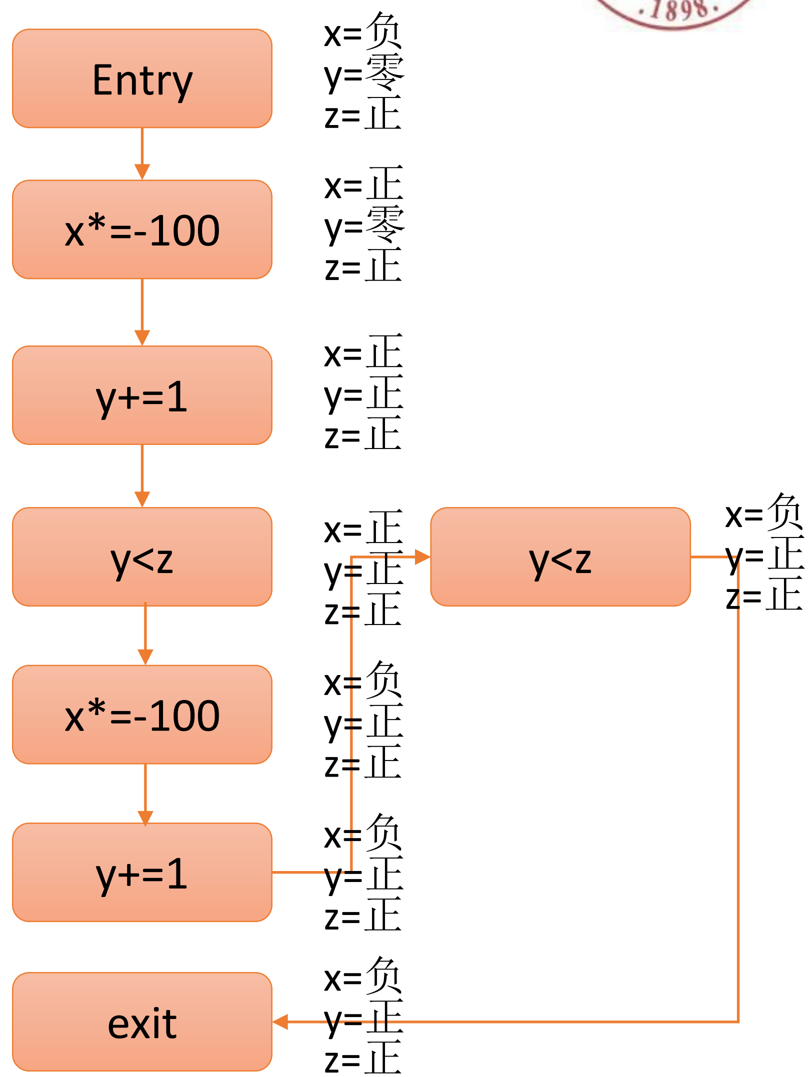
符号分析-基本思路

- 给定程序的一条执行路径，我们能推出结果符号的抽象取值



符号分析-基本思路

- 给定程序的两条执行路径，我们得到两个结果符号的抽象取值v_1, v_2，我们可以用如下的操作来合并这两个值：
  - $\sqcap(v_1, v_2) = \begin{cases} v_1 & 如果 v_1 = v_2 \\ 槑 & 其他情况 \end{cases}$
- ⊓((正正正),(负正正))=(槑正正)

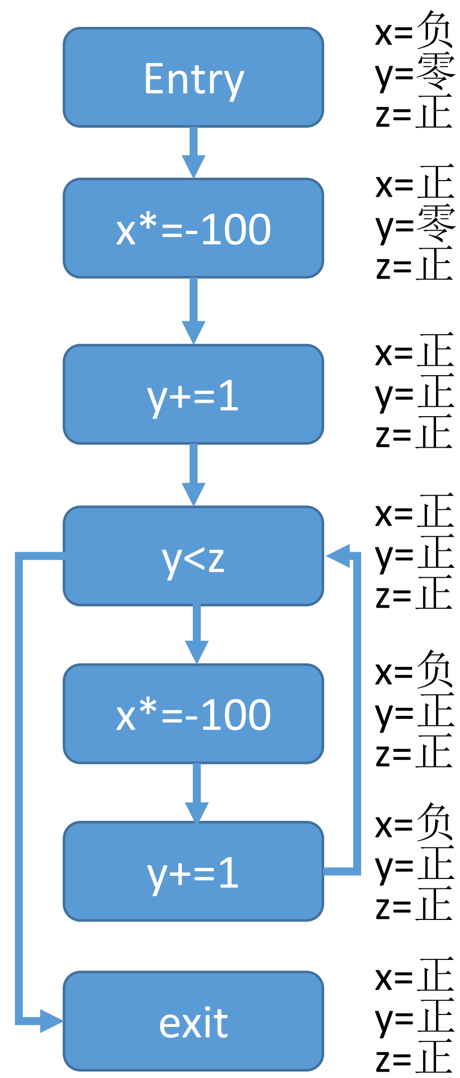


符号分析-基本思路

- 如果我们能知道程序所有可能的路径产生的结果符号$v_1, v_2, \ldots$，我们就知道了程序的最终结果$\sqcap(v_1, v_2, \ldots)$。
- 如何知道程序有哪些可能的路径？
  - 近似方案1：忽略掉程序的条件判断，认为所有分支都有可能到达
- 如何能遍历所有可能的路径？
  - 近似方案2：不在路径末尾做合并，在控制流汇合的所有位置提前做合并

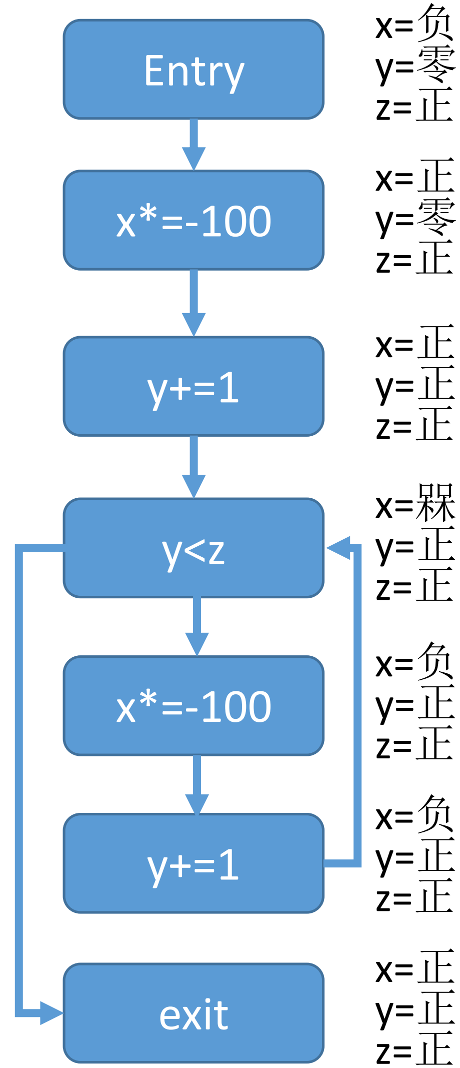
符号分析-示例

```
x*=-100;
y+=1;
while(y < z) {
    x *= -100;
    y += 1;
}
```



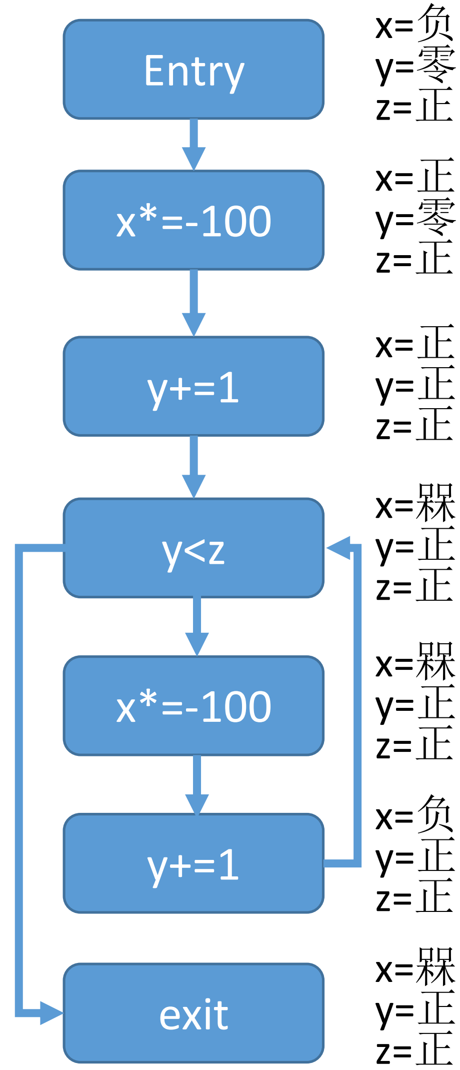
符号分析-示例

```
x*=-100;
y+=1;
while(y < z) {
    x *= -100;
    y += 1;
}
```



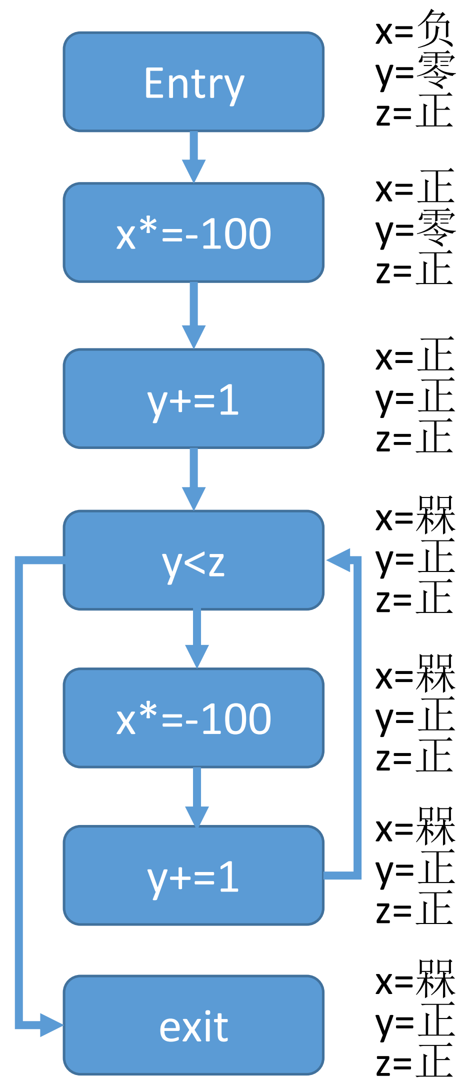
符号分析-示例

```
x*=-100;
y+=1;
while(y < z) {
    x *= -100;
    y += 1;
}
```



符号分析-示例

```
x*=-100;
y+=1;
while(y < z) {
    x *= -100;
    y += 1;
}
```

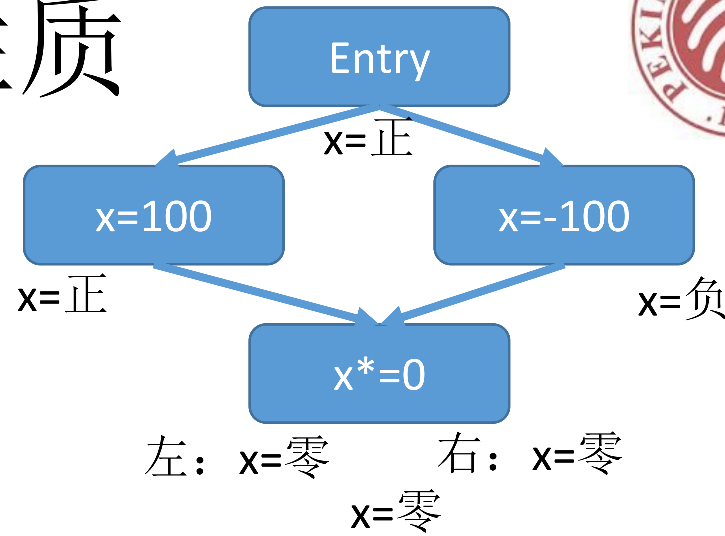


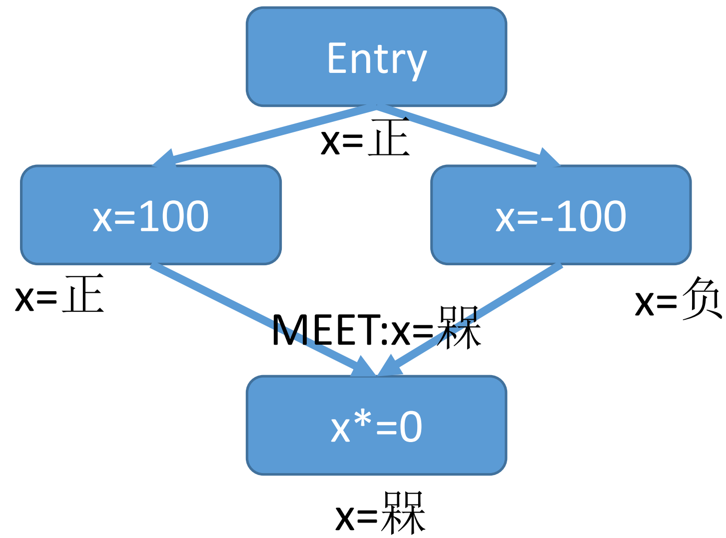
符号分析-算法

- 令$\mathbf{S} = \{(s_x, s_y, s_z) | s_x, s_y, s_z \in \{\text{正}, \text{负}, \text{零}, \text{槑}, \top\}\}$
- 每个结点的值为**S**的一个元素，代表对应语句执行之后的变量符号，用DATA表示
- 初始值
  - DATA_{entry}=(负,零,正)
  - $\text{DATA}_{\text{其他结点}}$=(⊤, ⊤, ⊤)
- 结点转换函数f_v: $\boldsymbol{S} \rightarrow \boldsymbol{S}$
  - $f_{exit} = id$
  - $f_{\text{其他结点}}$=根据相应语句进行计算
- 交汇运算$MEET_v = \sqcap_{w \in pred(v)} \text{DATA}_w$，⊓操作扩展到⊤：$x \sqcap \top = x$
- 结点更新运算$S_v = f_v(MEET_v)$
- 如果某个结点的前驱结点发生了变化，则使用结点更新运算更新该结点的附加值
- 如果没有任何结点的值发生变化，则程序终止。

符号分析-算法性质

- 该算法是安全的吗？
  - 近似方案2并非等价变换，那么该近似方案是安全的吗？
- 该算法保证终止(Terminating)吗？
  - 路径上有环的时候，是否会一直循环？
- 该算法一定合流(Confluent)吗？
  - 有多个结点可更新的时候，是否无论先更新哪个结点最后都会到达同样的结果？
- 终止+合流=收敛(Convergence)
- 以上问题的答案将在数据流分析框架部分统一回答





数据流分析-小结2

- 给出一条程序路径上的分析方案，和不同路径上的结果合并方案

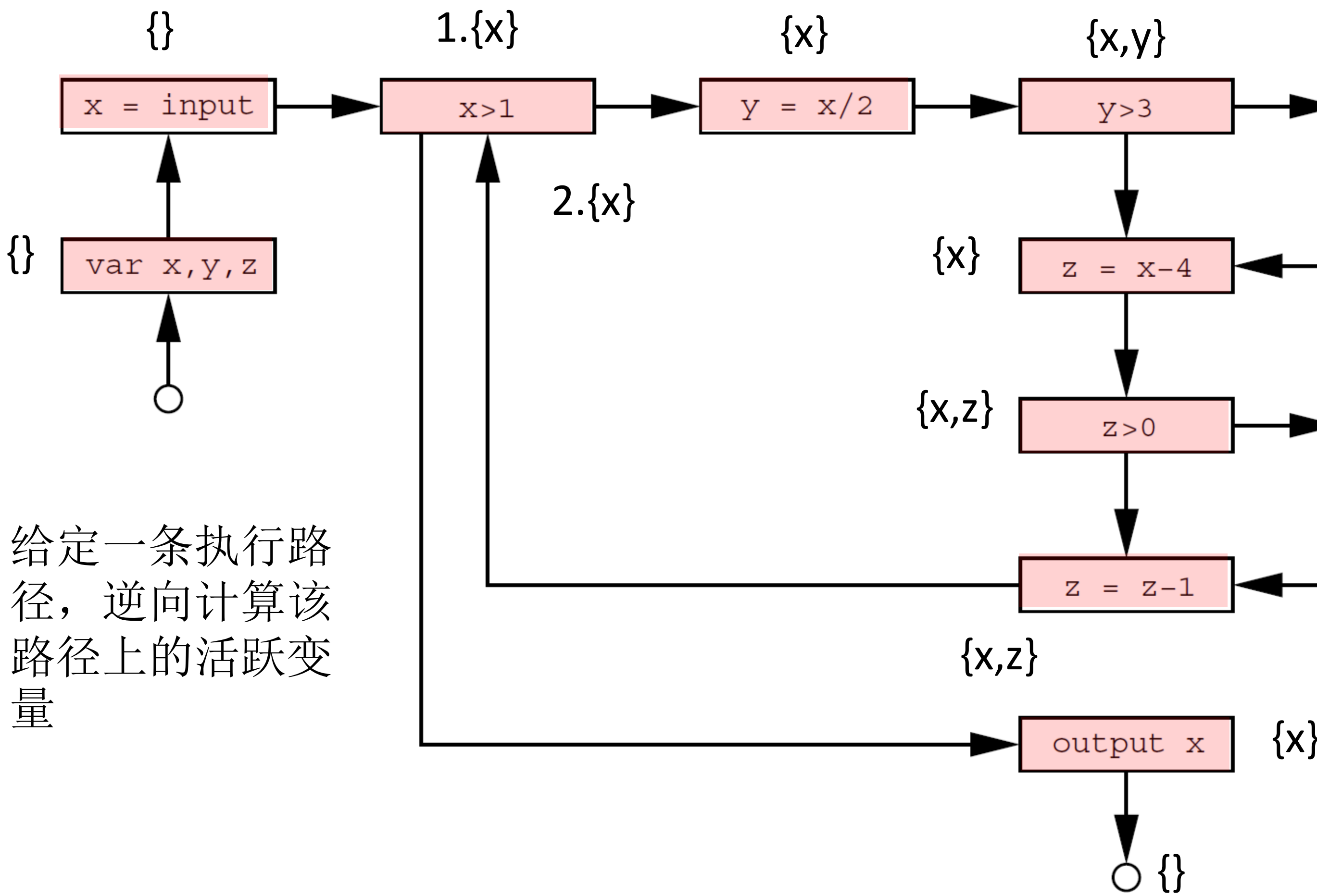
- 近似方案1：忽略掉程序的条件判断，认为所有分支都有可能到达
- 近似方案2：不在路径末尾做合并，在控制流汇合的所有位置提前做合并

数据流分析-活跃变量分析（Liveness Analysis）

- 活跃变量：给定程序中的某条语句s和变量v，如果在s执行前保存在v中的值在后续执行中还会被读取就被称作活跃变量
- 第四行的y和x是否为活跃变量？
- 第八行的y和z呢？
- 活跃变量分析：返回所有可能的活跃变量
  - may分析

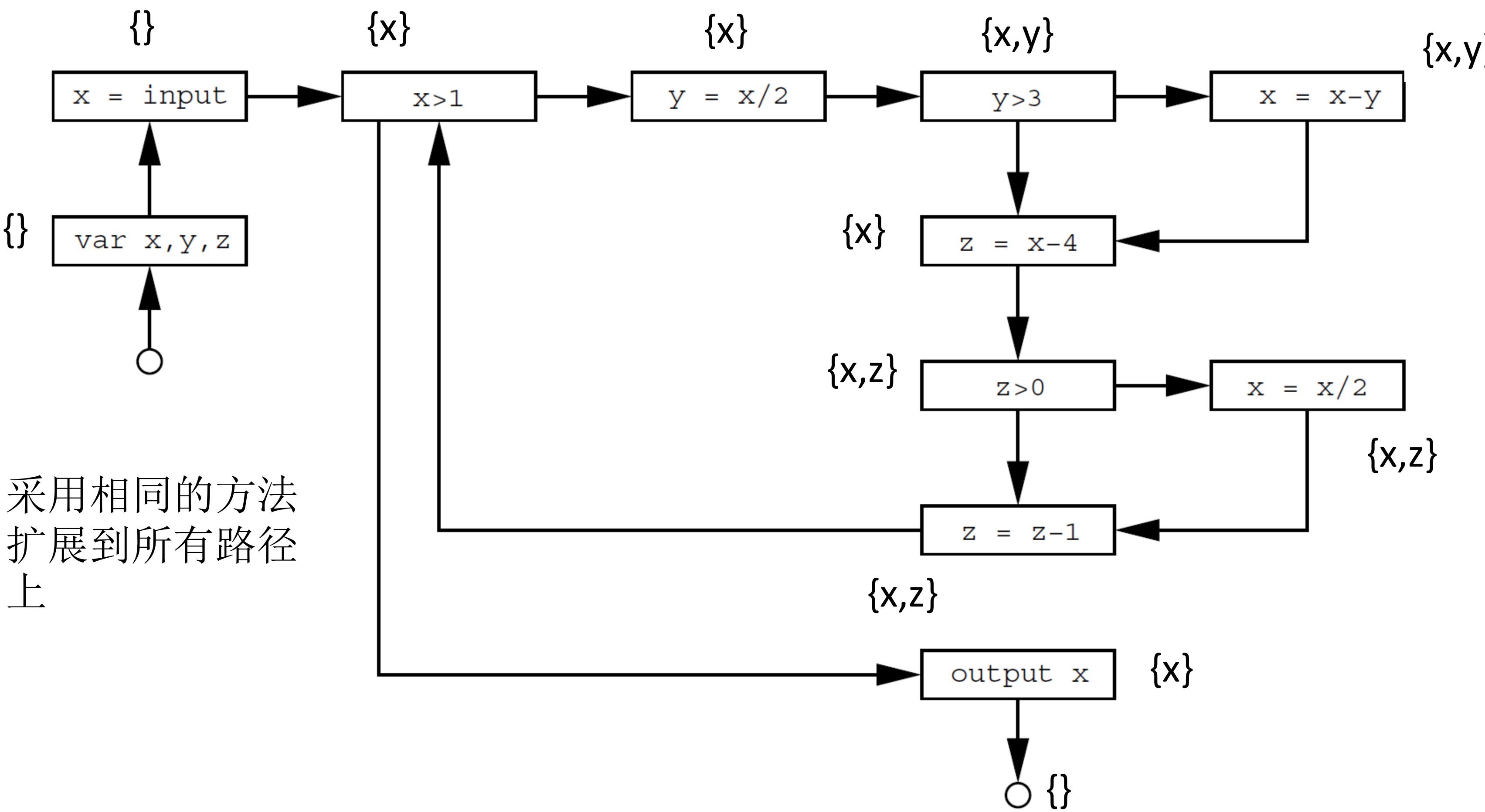
```
1.  var x,y,z;
2.  x = input;
3.  while (x>1) {
4.    y = x/2;
5.    if (y>3) x = x-y;
6.    z = x-4;
7.    if (z>0) x = x/2;
8.    z = z-1;
9.  }
10. output x;
```

活跃变量分析-基本思想



给定一条执行路径，逆向计算该路径上的活跃变量

活跃变量分析-例子



采用相同的方法扩展到所有路径上

活跃变量分析-算法

- 初始值：$\mathrm{DATA}_V = \{\}$
- 结点转换函数：$f_v(L) = (L \backslash \mathrm{KILL}_v) \cup GEN_v$
  - $GEN_v = vars(v)$
  - $KILL_v = \begin{cases} \{x\} & v := \mathrm{x} = \mathrm{exp}; \\ \{x\} & v := \mathrm{int\ x}; \\ \{\} & otherwise \end{cases}$
- 交汇运算$MEET_V = \bigcup_{w \in succ(v)} DATA_w$
- 结点更新运算$L_v = f_v(MEET_v)$
- 如果某个结点的后继结点发生了变化，则使用结点更新运算更新该结点的附加值
- 如果没有任何结点的值发生变化，则程序终止。

活跃变量分析-算法性质

- 该算法是安全的吗？
  - 安全性：每个节点对应的L集合包括了所有的活跃变量
  - 对于单条路径，该性质可以归纳证明
  - 如何证明对所有路径的安全性？
- 该算法保证收敛吗？

数据流分析单调框架

- 数据流分析单调框架：对前面所述算法以及所有同类算法的一个通用框架
- 目标：通过配置框架的参数，可以导出各种类型的算法，并保证算法的安全性、终止性、收敛性
- 需要抽象的内容
  - 不同算法在结点上附加的值的类型不同，需要有一个统一接口
  - 不同算法给出的结点转换函数不同，需要有一个统一接口

半格（semilattice）

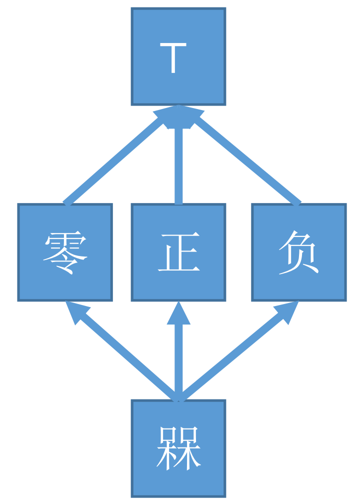
- 半格是一个二元组(S,⊓)，其中S是一个集合，⊓是一个交汇运算，并且任意$x, y, z \in S$都满足下列条件：
  - 幂等性idempotence: $x \sqcap x = x$
  - 交换性commutativity: $x \sqcap y = y \sqcap x$
  - 结合性associativity：$(x \sqcap y) \sqcap z = x \sqcap (y \sqcap z)$
  - 存在一个最大元⊤，使得$x \sqcap \top = x$

偏序Partial Order

- 偏序是一个二元组(S, ⊑)，其中S是一个集合，⊑是一个定义在S上的二元关系，并且满足如下性质：
  - 自反性：$\forall a \in S: a \sqsubseteq a$
  - 传递性：$\forall x, y, z \in S: x \sqsubseteq y \land y \sqsubseteq z \Rightarrow x \sqsubseteq z$
  - 非对称性：$x \sqsubseteq y \land y \sqsubseteq x \Rightarrow x = y$
- 每个半格都定义了一个偏序关系
  - $x \sqsubseteq y$当且仅当$x \sqcap y = x$

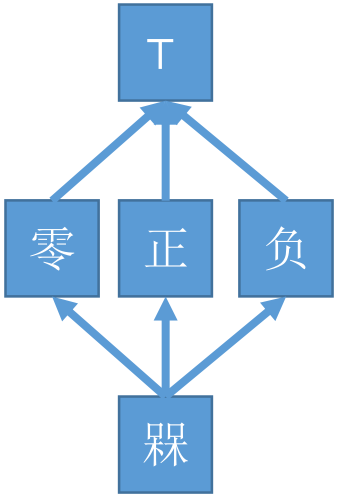
半格示例

- 抽象符号域的五个元素和交汇操作组成了一个半格
- 半格的笛卡尔乘积$(S \times T, \sqcap_{xy})$还是半格
    - $(s_1, t_1) \sqcap_{xy} (s_2, t_2) = \left(s_1 \sqcap_x s_2, t_1 \sqcap_y t_2\right)$
- 任意集合和交集操作组成了一个半格
    - 偏序关系为子集关系
    - 顶元素为全集
- 任意集合和并集操作组成了一个半格
    - 偏序关系为超集关系
    - 顶元素为空集



半格的高度

- 半格的偏序图中任意两个结点的最大距离+1
- 示例：
  - 抽象符号域的半格高度为3
  - 集合和交集/并集组成的半格高度为集合大小+1
    - 活跃变量分析中半格高度为变量总数+1



集合的最大下界

- 下界：给定集合S，如果满足$\forall s \in S: u \sqsubseteq s$，则称u是S的一个下界
- 最大下界：设u是集合S的下界，给定任意下界u′，如果满足$u' \sqsubseteq u$，则称u是S的最大下界，记为$\sqcap_S$
- 引理：$\sqcap_{s\in S} s$是S的最大下界
  - 证明：
    - 根据幂等性、交换性和结合性，我们有$\forall v \in S$: $(\sqcap_{s\in S} s) \sqcap v = \sqcap_{s\in S} s$，所以$\sqcap_{s\in S} s$是S的下界
    - 给定另一个下界u，我们有$\forall s \in \mathrm{S} : s \sqcap u = u$，$(\sqcap_{s\in S} s) \sqcap u = (\sqcap_{s\in S}(s \sqcap u)) = \mathrm{u}$，所以$\sqcap_{s\in S} s$是最大下界
- 推论：半格的任意子集都有最大下界

单调函数Monotone Function

- 给定一个偏序关系$(S, \sqsubseteq)$，称一个定义在S上的函数f为单调函数，当且仅当对任意$a, b \in S$满足
  - $a \sqsubseteq b \Rightarrow f(a) \sqsubseteq f(b)$
- 注意：单调函数与递增函数不同

- 单调函数示例
  - 在符号分析的半格中，固定任一输入参数，抽象符号的四个操作均为单调函数
  - 在集合和交/并操作构成的半格中，给定任意两个集合GEN, KILL，函数$f(S) = (S - KILL) \cup \text{GEN}$为单调函数

数据流分析单调框架

- 一个控制流图(V, E)
- 一个有限高度的半格$(S,\sqcap)$
- 一个entry的初值I
- 一组结点转换函数，对任意$v \in V - entry$存在一个结点转换函数f_v

- 注意：对于逆向分析，变换控制流图方向再应用单调框架即可

数据流分析实现算法

$\mathrm{DATA}_{\mathrm{entry}} = \mathrm{I}$

$\forall \mathrm{v} \in (\mathrm{V} - \mathrm{entry}): \mathrm{DATA}_{\mathrm{v}} \leftarrow \top_V$

$\mathrm{ToVisit} \leftarrow \mathrm{V} - \mathrm{entry}$ //可以换成succ(entry)吗?

While(ToVisit.size > 0) {

  v ← ToVisit中任意结点

  ToVisit -= v

  $\mathrm{MEET}_{\mathrm{v}} \leftarrow \sqcap_{\mathrm{w} \in \mathrm{pred(v)}} \mathrm{DATA}_{\mathrm{w}}$

  $\mathrm{If}\big(\mathrm{DATA}_{\mathrm{V}} \neq \mathrm{f}_{\mathrm{v}}(\mathrm{MEET}_{\mathrm{v}})\big)\ \mathrm{ToVisit} \cup= \mathrm{succ(v)}$

  $\mathrm{DATA}_{\mathrm{v}} \leftarrow \mathrm{f}_{\mathrm{v}}(\mathrm{MEET}_{\mathrm{v}})$

}

数据流分析小结

- 应用单调框架设计一个数据流分析包含如下内容
  - 设计每个结点附加值的定义域
  - 设计交汇函数
  - 设计从语句导出结点变换函数的方法
  - 入口结点的初值
- 需要证明如下内容
  - 在单条路径上，变换函数保证安全性
  - 交汇函数对多条路径的合并方式保证安全性
  - 交汇函数形成一个半格
  - 半格的高度有限
    - 通常通过结点附加值的定义域为有限集合证明
  - 变换函数均为单调函数
    - 通常定义为$f(D) = (D - KILL) \cup \mathrm{GEN}$的形式

数据流分析的安全性-定义

- 安全性：对控制流图上任意结点v_i和所有从entry到v_i的路径集合P，满足$\mathrm{DATA}_{\mathrm{v_i}} \sqsubseteq \sqcap_{v_1 v_2 v_3 \ldots v_i \in P} f_{v_i} \circ f_{v_{i-1}} \circ \cdots \circ f_{v_1}\left(I_{entry}\right)$
  - 示例：符号分析的偏序关系中槑比较小，T比较大，结果是上近似
  - 示例：活跃变量分析的偏序关系为超集关系，所以数据流分析产生相等或者较大集合，是上近似

数据流分析的安全性-证明

- 给定任意路径的$v_1 v_2 v_3 \dots v_i$，$\mathrm{DATA}_{\mathrm{v_i}}$的计算相当于在每两个相邻转换函数$f_{v_i} \circ f_{v_{i-1}}$之间加入了MEET交汇计算，根据幂等性，任意交汇计算的结果一定在偏序上小于等于原始结果。再根据转换函数的单调性，$\mathrm{DATA}_{\mathrm{v_i}}$的值一定小于等于$f_{v_i} \circ f_{v_{i-1}} \circ \cdots \circ f_{v_1}(I_{entry})$。由于原路径的任意性，$\mathrm{DATA}_{\mathrm{v_i}}$是一个下界。
- 再根据前面的引理，$\sqcap_{v_1 v_2 v_3 \dots v_i \in P} f_{v_i} \circ f_{v_{i-1}} \circ \cdots \circ f_{v_1}(I_{entry})$是最大下界，所以原命题成立。

数据流分析的分配性

- 一个数据流分析满足分配性，如果
  - $\forall v \in V, x, y \in S: f_v(x) \sqcap f_v(y) = f_v(x \sqcap y)$
- 例：符号分析中的结点转换函数不满足分配性
  - 为什么？
  - 令f_v等于“乘以零”，$f_v(\text{正}) \sqcap f_v(\text{负})$
- 例：在集合和交/并操作构成的半格中，给定任意两个集合GEN, KILL，函数$f(DATA) = (DATA -$

数据流分析的分配性

- 一个数据流分析满足分配性，如果
  - $\forall v \in V, x, y \in S: f_v(x) \sqcap f_v(y) = f_v(x \sqcap y)$
- 当数据流分析满足分配性的时候，$\mathrm{DATA}_{\mathrm{v_i}} = \sqcap_{v_1 v_2 v_3 \ldots v_i \in P} f_{v_i} \circ f_{v_{i-1}} \circ \cdots \circ f_{v_1}(I_{entry})$
  - 也就是说，此时近似方案2不是近似，而是等价变换
  - 但是，数据流分析本身还可能是近似
    - 近似方案1是近似
    - 结点转换函数有可能是近似

数据流分析收敛性

- 不动点：给定一个函数$f: S \to S$，如果$f(x) = x$，则称x是f的一个不动点
- 不动点定理：给定高度有限的半格$(S, \sqcap)$和一个单调函数f，链$\top_s, f(\top_s), f\big(f(\top_s)\big), \ldots$必定在有限步之内收敛于f的最大不动点，即存在非负整数n，使得$f^n(\top_s)$是f的最大不动点。
  - 证明：
    - 收敛于f的不动点
      - $f(\top_s) \sqsubseteq \top_s$，两边应用f，得$f(f(\top_s)) \sqsubseteq f(\top_s)$，
      - 应用f，可得$f\Big(f\big(f(\top_s)\big)\Big) \sqsubseteq f\big(f(\top_s)\big)$
      - 因此，原链是一个递减链。因为该格高度有限，所以必然存在某个位置前后元素相等，即，到达不动点。
    - 收敛于最大不动点
      - 假设有另一不动点u，则$u \sqsubseteq \top_s$，两边反复应用f可证

数据流分析收敛性

- 给定固定的结点选择策略，原算法可以看做是反复应用一个函数
  - $\left(DATA_{v_1}, DATA_{v_2}, \ldots, DATA_{v_n}\right) := f\left(DATA_{v_1}, DATA_{v_2}, \ldots, DATA_{v_n}\right)$
- 根据不动点定理，原算法在有限步内终止，并且收敛于最大不动点

练习：可达定值(Reaching Definition)分析

- 对程序中任意语句，分析运行该语句后每个变量的值可能是由哪些语句赋值的，给出语句标号
  - 假设程序中没有指针、引用、复合结构
  - 要求上近似
  - 例：

```
1.  a=100;
2.  if (...)
3.    a = 200;
4.    b = a;
5.  return a;
```

- 运行到2的时候a的定值是1
- 运行到3的时候a的定值是3
- 运行到4的时候a的定值是3， b的定值是4
- 运行到5的时候a的定值是1，3， b的定值是4

答案：可达定值(Reaching Definition)分析

- 正向分析
- 半格元素：一个集合的序列，每个序列位置代表一个变量，每个位置的集合代表该变量的定值语句序号
- 交汇操作：对应位置的并
- 变换函数：
  - 对于赋值语句v=...
    - KILL={所有赋值给v的语句编号}
    - GEN={当前语句编号}
  - 对于其他语句
    - KILL=GEN={}

练习：可用表达式（available expression）分析

- 给定程序中某个位置p，如果从入口到p的所有结点都对表达式exp求值，并且最后一次求值后该表达式的所有变量都没有被修改，则exp称作p的一个可用表达式。给出分析寻找可用表达式。
  - 假设程序中没有指针、数据、引用、复合结构
  - 要求下近似
  - 例：
    1. a=c+(b+10);
    2. if (...)
    3.   c = a+10;
    4. return a;
    - 1运行结束的时候可用表达式是b+10、c+(b+10)
    - 2运行结束的时候可用表达式是b+10、c+(b+10)
    - 3运行结束的时候可用表达式是b+10、a+10
    - 4运行结束的时候可用表达式是b+10

答案：可用表达式（available expression）分析

- 正向分析
- 半格元素：程序中任意表达式的集合
- 交汇操作：并集操作
- 变换函数：
  - 对于赋值语句v=...
    - KILL={所有包含v的表达式}
    - GEN={当前语句中求值的不含v的表达式}
  - 对于其他语句
    - KILL={}
    - GEN={当前语句中求值的表达式}

练习：区间（Internval）分析

- 求结果的上界和下界
  - 要求上近似
  - 假设程序中的运算只含有加减运算
  - 例：
    1. a=0;
    2. for(int i=0; i<b; i++)
    3.   a=a+1;
    4. return a;
    - 结果为a:[0,+∞]

区间（Internval）分析

- 正向分析
- 半格元素：程序中每个变量的区间
- 交汇操作：区间的并
- 变换函数：
  - 在区间上执行对应的加减操作

- 不满足单调框架条件：半格不是有限的
  - 分析可能会不终止

Widening

- 从无限的空间中选择一些代表元素组成有限空间
- 定义单调函数w把原始空间映射到有限空间上
  - 应满足：$w(x) \sqsubseteq x$

- 定义有限集合{-∞, 10, 20, 50, 100, +∞}
- 定义映射函数

$$w([l,h]) = [max\{i \in B \mid i \leq l\}, min\{i \in B \mid h \leq i\}]$$

- 如：
  - $w([15,75]) = [10,100]$

Widening

- 原始转换函数f
- 新转换函数$w \circ f$

- 安全性讨论
  - 新转换仍然单调
  - 新转换结果小于等于原结果，意味着$DATA_V$的结果小于等于原始结果

Widening的问题

- Widening牺牲精确度来保证收敛性，有时该牺牲性很大。
- 令有限集合为 $\{-\infty, 0, 1, 7, +\infty\}$

```
y = 0; x = 7; x = x+1;
while (input) {
  x = 7;
  x = x+1;
  y = y+1;
}
```

- while(input)处的结果变化

$$[\mathbf{x} \mapsto \bot, \mathbf{y} \mapsto \bot]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [8,8], \mathbf{y} \mapsto [0,1]]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [8,8], \mathbf{y} \mapsto [0,2]]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [8,8], \mathbf{y} \mapsto [0,3]]$$
$$\vdots$$

不使用Widening，不收敛

$$[\mathbf{x} \mapsto \bot, \mathbf{y} \mapsto \bot]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [7,\infty], \mathbf{y} \mapsto [0,1]]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [7,\infty], \mathbf{y} \mapsto [0,7]]$$
$$[\mathbf{x} \mapsto [7,\infty], \mathbf{y} \mapsto [0,\infty]]$$

使用Widening，不精确

Narrowing

- 通过再次应用原始转换函数对Widening的结果进行简单修正

```
y = 0; x = 7; x = x+1;
while (input) {
  x = 7;
  x = x+1;
  y = y+1;
}
```

可以得到结果

$$[\mathbf{x} \mapsto [8, 8], \mathbf{y} \mapsto [0, \infty]]$$

由于不能保证Narrowing的收敛性，通常应用有限次原始转换函数

小结

- 数据流分析的安全性可以通过最大下界的性质来证明
- 数据流分析的收敛性可以通过不动点定理来分析
- 数据流分析也可以看做是一个方程求解的过程
- 可以通过Widening和Narrowing来处理无限半格的情况
  - 也可以用于加速收敛较慢的有限半格上的分析

课后作业（截止日期：10月8日）

- 给定程序语言如下。其中use使用某个指针（可能读写该指针指向的地址），其余语句的语义和C语言相同。

  program := main(*vars*) { *stmts* }
  vars := *var*, *vars* | *var* |
  stmts := *stmt* ; *stmts* |
  stmt := *var* = *expr*
  　　| if (*bExp*) { *stmts* } else { *stmts* }
  　　| free(*var*)
  　　| use(var)
  　　| return
  expr := malloc() | *var*
  bExp := *var* == *var*
  var := [a-zA-Z_]+

- 基于数据流分析设计算法，尽可能多的查找并修复程序中的内存泄露。修复方式为在代码中插入free(var)语句。要求修复的安全性，即在所有通过free(var)的语句的路径中：
  - 在执行free(var)之前，var中保存了由某个malloc返回的对象
  - 在执行free(var)之后，不会再有任何use语句使用该指针指向的对象
  - 在该路径上没有别的free语句释放同一个对象
- 假设没有多重指针，即var不能指向另一个var
- 提示：可能需要多次调用数据流分析

课后作业：例

```
1.  Main (b, c) {
2.    a=malloc();
3.    if (a==b) {
4.       return;
5.    } else {}
6.    b = a;
7.    free(b);
8.  }
```

- 修复方法：在第4句前插入free(a);

课后作业：假设条件

- 假设别名分析已经提供，即
  - 给定位于两个程序点的两个变量，别名分析返回
    - Must Alias: 在所有执行中，这两个变量是否一定指向同一个对象
    - Must-not Alias: 在所有执行中，这两个变量是否一定不指向同一个对象
    - May Alias: 不属于以上情况

下节课

- 唐浩同学介绍Java分析框架SOOT的使用
- 请大家预先安装好SOOT
- 方法一：
  - 下载虚拟机（链接: http://pan.baidu.com/s/1dDuLPpJ 密码: xmwy），用VMWare加载（用户名：root；密码：123）。
  - 下载soot (https://ssebuild.cased.de/nightly/soot/lib/soot-trunk.jar)，放在/root/workspace/Test/目录下面（已经下载完毕）。
  - 预习小实验1：命令行运行commandline-example中给出的两个例子，观察输出文件；
  - 预习小实验2：打开桌面上的eclipse，运行core.NaiveSootExample。
- 方法二：
  - 配置JDK环境（例如OpenJDK1.7），课前请记下JDK的安装目录；
  - 可能需要安装eclipse。
  - 下载小实验的源码Test.zip（链接: http://pan.baidu.com/s/1pJsz9yF 密码: zpgi），内含soot-trunk.jar。
  - 预习小实验1-2（注意替换实验参数中的相应目录，Windows用户注意将目录分隔符替换为”;”）