



中国科学技术大学  
University of Science and Technology of China

# 类型检查

《编译原理和技术》

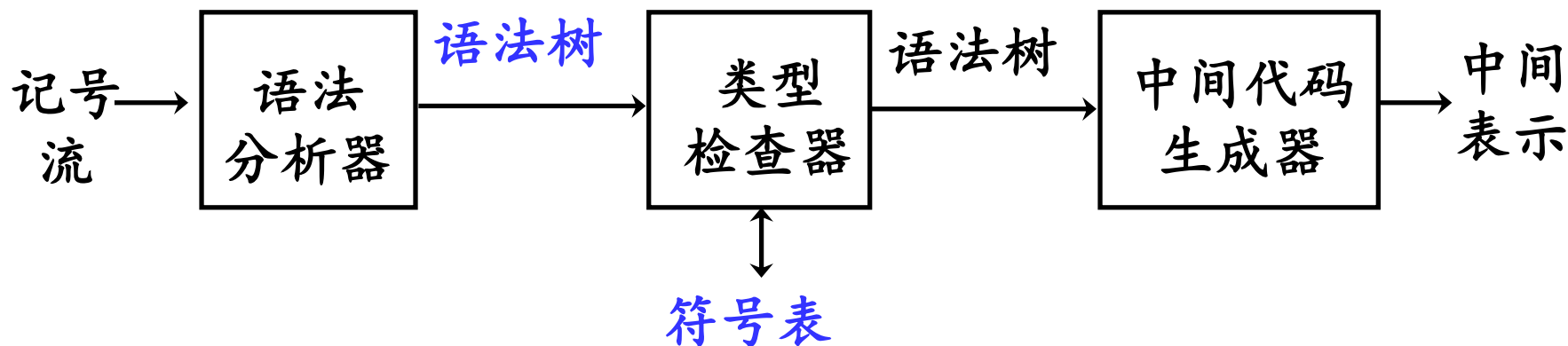
张昱

0551-63603804, [yuzhang@ustc.edu.cn](mailto:yuzhang@ustc.edu.cn)

中国科学技术大学  
计算机科学与技术学院



# 本章内容



## □ 语义检查中最典型的部分——类型检查

- 类型系统、类型检查、符号表的作用
- 多态函数、重载

## □ 其他的静态检查（不详细介绍）

- 控制流检查、唯一性检查、关联名字检查



中国科学技术大学  
University of Science and Technology of China

## 5.1 类型在编程语言中的作用

- ☐ 执行错误与安全语言
- ☐ 类型与类型系统
- ☐ 类型的作用



# 程序运行时的执行错误

## □ 会被捕获的错误 (trapped error)

- 例：非法指令错误、非法内存访问、除数为零
- 捕获到错误，会使计算立即停止

divzero.c

```
#include <stdio.h>
int main(){
    printf("%d", 10/0);
}
```

gcc编译

```
$ gcc divzero.c -o divzero
divzero.c: In function 'main':
divzero.c:3:17: warning: division by
zero [-Wdiv-by-zero]
    printf("%d", 10/0);
                   ^
```

除数为零

生成可执行文件divzero

执行到除零运算，立即停止

```
$ ./divzero
浮点数例外 (核心已转储)
```



# 程序运行时的执行错误

## □ 会被捕获的错误 (trapped error)

- 例：非法指令错误、非法内存访问、除数为零
- 引起计算立即停止

## □ 不会被捕获的错误(untrapped error)

- 例：下标变量的访问越过了数组的末端；  
跳到一个错误的地址，该地址开始的内存正好代表一个指令序列
- 错误可能会有一段时间未引起注意

希望可执行的程序不存在不会被捕获的错误



## □ 良行为的(well-behaved)程序

- 没有统一的定义
- 如：良行为的程序定义为没有任何不会被捕获的程序

## □ 安全语言(safe language)

- 定义：安全语言的任何合法程序都是良行为的
- 设计类型系统,通过静态类型检查拒绝不会被捕获的错误
- 设计正好只拒绝不会被捕获错误的类型系统是困难的

## □ 禁止错误(forbidden error)

- 不会被捕获错误集合 + 会被捕获错误的一个子集



# 类型及语言

## □ 变量的类型

- 限定了变量在程序执行期间的取值范围

## □ 类型化的语言(typed language)

- 变量都被给定类型的语言，如C/C++、Java、Go
- 表达式、语句等程序构造的类型都可以静态确定

例如，类型`boolean`的变量`x`在程序每次运行时的值只能是布尔值，`not (x)`总有意义

## □ 未类型化的语言(untyped language)

- 不限制变量值范围的语言，  
如 LISP、JavaScript、Perl

**no static types,  
而非没有类型**

□ `var ab;`



## □ 显式类型化语言

- 类型是语法的一部分, 如

**int** a, b;

## □ 隐式类型化的语言

- 不存在纯隐式类型化的主流语言, 但可能存在忽略类型信息的程序片段, 如不需要程序员声明函数的参数类型

**float** f( );

...

**float** f(**int** a) { return (float)a; }





- 语言的组成部分, 其构成成分是一组定型规则 (*typing rule*), 用来给各种程序构造指派类型
- 设计目的  
用静态检查的方式来保证合法程序在运行时的良行为
- 类型系统的形式化  
类型表达式、定型断言、定型规则
- 类型检查算法  
通常是静态地完成类型检查



# 类型可靠的语言

## □ 良类型的程序(well-typed program)

没有类型错误的程序，也称**合法程序**

## □ 类型可靠 (type sound) 的语言

■ 所有良类型程序（合法程序）都是良行为的

■ 类型可靠的语言一定是安全的语言

若语言定义中，  
除类型系统外，  
没有用其它方  
式表示对程序  
的约束

## 语法的和静态的概念

类型化语言

良类型程序

## 动态的概念

安全语言

良行为的程序



## □ 未类型化语言

可以通过运行时的**类型推断和检查**来排除禁止错误

## □ 类型化语言

- 类型检查也可以放在运行时完成，但影响效率
- 一般都是静态检查，类型系统被用来支持静态检查
- 通常也需要一些运行时的检查，如数组访问越界检查



# 一些实际的编程语言并不安全

禁止错误集合没有囊括所有不会被捕获的错误

例 C语言的共用体

```
int main() {  
    union U { int u1; int *u2;} u;  
    int *p;  
    u.u1 = 10;  
    p = u.u2;  
    *p = 0;  
}
```

**Segmentation Fault**  
**段错误 (核心已转储)**

地址为10的内存单元不是  
用户态能访问存储单元



# 一些实际的编程语言并不安全

## □ C语言

- 有很多不安全但被广泛使用的特征，如：  
指针算术运算、类型强制、参数个数可变
- 在语言设计的历史上，安全性考虑不足是因为当时强调代码的执行效率

## □ 在现代语言设计上，安全性的位置越来越重要

- C的一些问题已经在C++中得以缓和
- 更多一些问题在Java中已得到解决



# 类型化语言的优点

## □ 从工程的观点看

- **开发的实惠**：较早发现错误、类型信息具有文档作用
- **编译的实惠**：程序模块可以相互独立地编译
- **运行的实惠**：可得到更有效的空间安排和访问方式

具体语法

变量/函数等声明

`extern float a( ); int b;`

表达式等语句

`b = a( );`

更新类型信息

取类型信息  
进行检查

抽象语法

符号表

(a, **extern, void**→**float**)  
(b, , **int** )



## 5.2 描述类型系统的语言

- 类型系统的形式化
  - 断言、推理规则
- 类型检查和类型推断



# 类型系统的形式化

## □ 类型系统是一种逻辑系统

### 有关自然数的逻辑系统

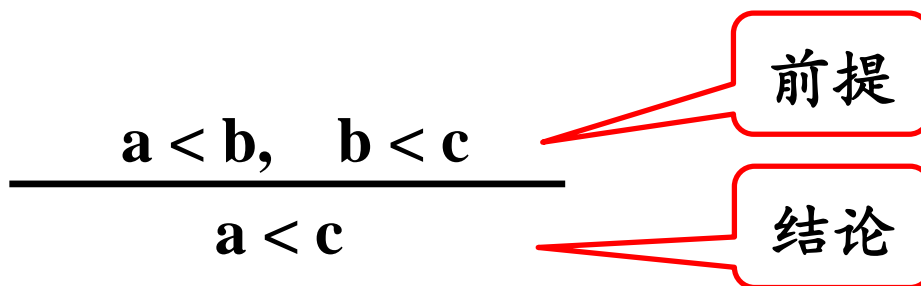
- 自然数表达式（需要定义它的语法）

$a+b, 3$

- 良形公式（逻辑断言，需要定义它的语法）

$a+b=3, (d=3) \wedge (c < 10)$

- 推理规则







# 类型系统的形式化

## □ 类型系统是一种逻辑系统

### 有关自然数的逻辑系统

#### ■ 自然数表达式

$a+b, 3$

#### ■ 良形公式

$a+b=3, (d=3) \wedge (c<10)$

#### ■ 推理规则

### 类型系统

#### ■ 类型表达式

$\text{int}, \text{int} \rightarrow \text{int}$

#### ■ 定型断言 (typing assertion)

$x:\text{int} \vdash x+3 : \text{int}$

#### ■ 定型规则 (typing rules)

$$\frac{a < b, \quad b < c}{a < c} \quad \frac{\Gamma \vdash M : \text{int}, \Gamma \vdash N : \text{int}}{\Gamma \vdash M + N : \text{int}}$$

定型环境  
(符号表)



## □ 断言的形式

$\Gamma \vdash S$        $S$ 的所有自由变量都声明在 $\Gamma$ 中

其中

- $\Gamma$ 是一个静态定型环境（在编译器实现中，为符号表）  
如 $x_1:T_1, \dots, x_n:T_n$
- $S$ 的形式随断言形式的不同而不同
- 断言有三种具体形式



# 断言的种类

## □ 定型环境的断言

$\Gamma \vdash \Diamond$                       该断言表示 $\Gamma$  是良形的定型环境

- 将用推理规则来定义环境的语法(而不是用文法)

## □ 类型表达式的语法断言

$\Gamma \vdash \text{nat}$                       在定型环境 $\Gamma$ 下,  $\text{nat}$ 是类型表达式

- 将用推理规则来定义类型表达式的语法

## □ 语法项的定型断言

$\Gamma \vdash M : T$                       在定型环境 $\Gamma$ 下, 语法项 $M$ 具有类型 $T$

例:  $\emptyset \vdash \text{true} : \text{boolean}$                        $x : \text{nat} \vdash x+1 : \text{nat}$

- 将用推理规则来确定程序构造实例的类型



## □ 断言的有效性

- 合法的断言 (valid assertion)

$\Gamma \vdash \text{true} : \text{boolean}$

- 不合法的断言 (invalid assertion)

$\Gamma \vdash \text{true} : \text{nat}$

## □ 推理规则 (inference rules)

$$\frac{\Gamma_1 \vdash S_1, \dots, \Gamma_n \vdash S_n}{\Gamma \vdash S}$$

- 前提 (premise)、结论 (conclusion)
- 公理 (axiom) (前提为空)、推理规则



# 推理规则

(规则名)	(注释)	推理规则	(注释)
-------	------	------	------

## □ 环境规则

(Env  $\emptyset$ )

$$\frac{}{\emptyset \vdash \diamond}$$

空环境是  
良形的环境

## □ 语法规则

(Type Bool)

$$\frac{}{\Gamma \vdash \diamond}$$

$$\Gamma \vdash \text{boolean}$$

boolean是  
类型表达式

## □ 定型规则

(Val +)

$$\frac{\Gamma \vdash M : \text{int}, \Gamma \vdash N : \text{int}}{\Gamma \vdash M + N : \text{int}}$$

在环境 $\Gamma$ 下,  
 $M + N$ 是int类型



## □ 类型检查(type checking)

- 用语法制导的方式，根据上下文有关的**定型规则**来判定**程序构造是否为良类型的程序构造**的过程

可以边解析边检查，也可以在访问**AST**时进行检查

## □ 类型推断(type inference)

在类型信息不完整的情况下的定型判定问题

例如： $f(x:t) = E$  和  $f(x) = E$  的区别



## 5.3 简单类型检查器的说明

- 一个简单的语言及其类型系统
- 类型检查



# 一个简单的语言

$$P \rightarrow D ; S$$
$$D \rightarrow D ; D \mid \text{id} : T$$
$$\textcolor{red}{T} \rightarrow \text{boolean} \mid \text{integer} \mid \text{array} [\text{num}] \text{ of } T \mid$$
$$\uparrow T \mid T \textcolor{blue}{\rightarrow} T$$
$$S \rightarrow \text{id} := E \mid \text{if } E \text{ then } S \mid \text{while } E \text{ do } S \mid S ; S$$
$$E \rightarrow \text{truth} \mid \text{num} \mid \text{id} \mid E \bmod E \mid E [ E ] \mid$$
$$E \uparrow \mid E ( E )$$

例

**i : integer;**

**j : integer;**

**j := i mod 2000**





## □ 环境规则

(Env  $\emptyset$ )

$$\frac{}{\emptyset \vdash \diamond}$$

id不在 $\Gamma$ 的  
定义域中

(Decl Var)

$$\frac{\Gamma \vdash T, \text{id} \notin \text{dom}(\Gamma)}{\Gamma, \text{id} : T \vdash \diamond}$$

其中 $\text{id} : T$ 是该简单语言的一个声明语句

遇到一个变量声明语句，若该变量之前未声明过  
(即 $\text{id} \notin \text{dom}(\Gamma)$ )，则向定型环境（符号表）中增加  
一个符号定型，即 $\text{id} : T$



## □ 语法规则：哪些是合法的类型表达式

(Type Bool)

$$\frac{\Gamma \vdash \diamond}{\Gamma \vdash \text{boolean}}$$

(Type Int)

$$\frac{\Gamma \vdash \diamond}{\Gamma \vdash \text{integer}}$$

(Type Void)

*void* 用于表示语句类型

$$\frac{\Gamma \vdash \diamond}{\Gamma \vdash \text{void}}$$

编程语言和定型断言的类型表达式并非完全一致

**基本类型是合法的类型表达式**  
如 *boolean*、*integer*、*void*



# 类型系统

□ 语法规则：哪些是合法的类型表达式

如果 $T$ 是类型，则  
 $pointer(T)$ 是类型

(Type Ref) ( $T \neq void$ )

具体语法： $\uparrow T$

$$\frac{\Gamma \vdash T}{\Gamma \vdash \text{pointer}(T)}$$

(Type Array) ( $T \neq void$ )

具体语法： $\text{array } [N] \text{ of } T$

$$\frac{\Gamma \vdash T, \Gamma \vdash N : \text{integer} \quad (N > 0)}{\Gamma \vdash \text{array}(N, T)}$$

(Type Function) ( $T_1, T_2 \neq void$ )

$T_1$ 和 $T_2$ 分别是函数的  
参数类型和返回类型

$$\frac{\Gamma \vdash T_1, \Gamma \vdash T_2}{\Gamma \vdash T_1 \rightarrow T_2}$$

定型断言中的类型表达式用的是抽象语法

将类型构造算子作用于类型表达式可以构造新的类型表达式  
如 $pointer$ 、 $array$ 、 $\rightarrow$ 是类型构造算子



# 类型系统 -- 定型规则

## □ 定型规则——表达式

(Exp Truth)

$$\frac{\Gamma \vdash \diamond}{\Gamma \vdash \text{truth} : \text{boolean}}$$

(Exp Num)

$$\frac{\Gamma \vdash \diamond}{\Gamma \vdash \text{num} : \text{integer}}$$

(Exp Id)

$$\frac{\Gamma_1, \text{id} : T, \Gamma_2 \vdash \diamond}{\Gamma_1, \text{id} : T, \Gamma_2 \vdash \text{id} : T}$$



# 类型系统 -- 定型规则

## □ 定型规则——表达式

(Exp Mod)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : \text{integer}, \Gamma \vdash E_2 : \text{integer}}{\Gamma \vdash E_1 \bmod E_2 : \text{integer}}$$

(Exp Index)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : \text{array}(N, T), \Gamma \vdash E_2 : \text{integer}}{\Gamma \vdash E_1[E_2] : T}$$

$(0 \leq E_2 \leq N-1)$

(Exp Deref)

$$\frac{\Gamma \vdash E : \text{pointer}(T)}{\Gamma \vdash E^\uparrow : T}$$

(Exp FunCall)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : T_1 \rightarrow T_2, \quad \Gamma \vdash E_2 : T_1}{\Gamma \vdash E_1(E_2) : T_2}$$



# 类型系统 -- 定型规则

## □ 定型规则——语句

(Stmt Assign) ( $T = \text{boolean}$  or  
 $T = \text{integer}$ )

$$\frac{\Gamma \vdash \text{id} : T, \Gamma \vdash E : T}{\Gamma \vdash \text{id} := E : \text{void}}$$

(Stmt If)

$$\frac{\Gamma \vdash E : \text{boolean}, \Gamma \vdash S : \text{void}}{\Gamma \vdash \text{if } E \text{ then } S : \text{void}}$$

(Stmt While)

$$\frac{\Gamma \vdash E : \text{boolean}, \Gamma \vdash S : \text{void}}{\Gamma \vdash \text{while } E \text{ do } S : \text{void}}$$

(Stmt Seq)

$$\frac{\Gamma \vdash S_1 : \text{void}, \Gamma \vdash S_2 : \text{void}}{\Gamma \vdash S_1; S_2 : \text{void}}$$



## □ 更多的类型构造算子

### ■ 积类型构造算子 $\times: T_1 \times T_2$

可用于表示实际编程语言中的列表和元组,  $T_1$ 、 $T_2$ 为成员类型

如果成员有名字, 如  $f_1:T_1 \times f_2:T_2$

则用于表示结构体类型、记录类型

### ■ 和类型构造算子 $+: T_1 + T_2$

可用于表示实际编程语言中的共用体



## □ 设计语法制导的类型检查器

- 设计依据：前面定义的类型系统
- 定型环境  $\Gamma$  的信息存入编译器的符号表
- 对类型表达式采用抽象语法

具体：

数组类型  $\text{array } [N] \text{ of } T$  抽象： $\text{array } (N, T)$

指针类型  $\uparrow T$   $\text{pointer } (T)$

- 考虑到报错的需要，增加了类型错误  $\text{type\_error}$





# 类型检查——声明语句

## □ 方法1：用语法制导的翻译方案实现类型检查

$D \rightarrow D; D$  //D1

$D \rightarrow \text{id} : T$   $\{\text{addtype}(\text{id.entry}, T.type)\}$  //D2

*addtype*: 把符号id的类型信息*T.type*填入符号表

实现类型系统中的环境规则

(Decl Var) 
$$\frac{\Gamma \vdash T, \text{id} \notin \text{dom}(\Gamma)}{\Gamma, \text{id} : T \vdash \diamond}$$



# 类型检查——声明语句

## □ 方法1：用语法制导的翻译方案实现类型检查

$D \rightarrow D; D$  //D1

$D \rightarrow \text{id} : T \quad \{ \text{addtype}(\text{id.entry}, T.type) \}$  //D2

*addtype*: 把符号id的类型信息*T.type*填入符号表

## □ 方法2：在访问AST时进行类型检查

可以在 *exitD2* ( ast ) 中增加对*addtype*的调用

如何表达多个声明D1呢？

将多个声明组织成 list （可以用表示线性表的容器类）

如何处理多个声明D1呢？

对list 中元素的迭代访问 （可以用现成的Iterator类）



# 类型检查——声明语句

## 语法制导的翻译方案

$D \rightarrow D; D$

$D \rightarrow \text{id} : T \quad \{ \text{addtype}(\text{id.entry}, T.\text{type}) \}$

$T \rightarrow \text{boolean} \quad \{ T.\text{type} = \text{boolean} \}$

$T \rightarrow \text{integer} \quad \{ T.\text{type} = \text{integer} \}$

$T \rightarrow \uparrow T_1 \quad \{ T.\text{type} = \text{pointer}(T_1.\text{type}) \}$

$T \rightarrow \text{array}[\text{num}] \text{ of } T_1$   
 $\{ T.\text{type} = \text{array}(\text{num.val}, T_1.\text{type}) \}$

$T \rightarrow T_1 \rightarrow T_2 \quad \{ T.\text{type} = T_1.\text{type} \rightarrow T_2.\text{type} \}$

(Type Function)

$(T_1, T_2 \neq \text{void})$

实现类型系统中的语法规则

$\Gamma \vdash T_1, \Gamma \vdash T_2$

$\Gamma \vdash T_1 \rightarrow T_2$



# 类型检查——声明语句

## 语法制导的翻译方案

$D \rightarrow D; D$

$D \rightarrow \text{id} : T \quad \{ \text{addtype}(\text{id.entry}, T.type) \}$

$T \rightarrow \text{boolean} \quad \{ T.type = \text{boolean} \}$

$T \rightarrow \text{integer} \quad \{ T.type = \text{integer} \}$

$T \rightarrow \uparrow T_1 \quad \{ T.type = \text{pointer}(T_1.type) \}$

$T \rightarrow \text{array}[\text{num}] \text{ of } T_1$

$\{ T.type = \text{array}(\text{num.val}, T_1.type) \}$

$T \rightarrow T_1 \text{ '}' \rightarrow \text{' } T_2 \quad \{ T.type = T_1.type \rightarrow T_2.type \}$

(Bool, --)

(Int, --)

(Pointer, T1)

(Array, T1, num)

(Fun, T1, T2)

如何实现对各种类型的表示?



用记录类型: (类型的类别kind, 该类别的类型的其他信息)



# 类型检查——表达式

## 语法制导的翻译方案

$E \rightarrow \text{truth} \quad \{E.type = \text{boolean} \}$

$E \rightarrow \text{num} \quad \{E.type = \text{integer} \}$

$E \rightarrow \text{id} \quad \{E.type = \text{lookup}(\text{id.entry}) \}$

查符号表，获取 id 的类型

实现类型系统中的定型规则

(Exp Id)

$$\frac{\Gamma_1, \text{id} : T, \Gamma_2 \vdash \Diamond}{\Gamma_1, \text{id} : T, \Gamma_2 \vdash \text{id} : T}$$



# 类型检查——表达式

## 语法制导的翻译方案

$E \rightarrow \text{truth} \quad \{E.type = \text{boolean} \}$

$E \rightarrow \text{num} \quad \{E.type = \text{integer} \}$

$E \rightarrow \text{id} \quad \{E.type = \text{lookup}(\text{id.entry}) \}$

$E \rightarrow E_1 \text{ mod } E_2 \quad \{E.type = \text{if } E_1.type == \text{integer and}$   
 $E_2.type == \text{integer then integer}$   
 $\text{else type\_error} \}$

$E \rightarrow E_1 [E_2] \quad \{E.type = \text{if } E_2.type == \text{integer and}$

$E_1.type == \text{array}(s, t) \text{ then } t$

$\text{else type\_error} \}$

(Exp Mod)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : \text{integer}, \Gamma \vdash E_2 : \text{integer}}{\Gamma \vdash E_1 \text{ mod } E_2 : \text{integer}}$$

(Exp Index)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : \text{array}(N, T), \Gamma \vdash E_2 : \text{integer}}{\Gamma \vdash E_1[E_2] : T}$$

$(0 \leq E_2 \leq N-1)$



# 类型检查——表达式

## 语法制导的翻译方案

$$E \rightarrow E_1 \uparrow \{ E.type = \text{if } E_1.type == \text{pointer}(t) \text{ then } t \\ \text{else } type\_error \}$$
$$E \rightarrow E_1 (E_2) \{ E.type = \text{if } E_2.type == s \text{ and } \\ E_1.type == s \rightarrow t \text{ then } t \\ \text{else } type\_error \}$$

(Exp Deref)

$$\frac{\Gamma \vdash E : \text{pointer}(T)}{\Gamma \vdash E \uparrow : T}$$

(Exp FunCall)

$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : T_1 \rightarrow T_2, \quad \Gamma \vdash E_2 : T_1}{\Gamma \vdash E_1 (E_2) : T_2}$$



## 语法制导的翻译方案

$E \rightarrow E_1 \text{ op } E_2$

$\{E.type = \text{if } E_1.type == integer \text{ and } E_2.type == integer$   
                   $\text{then } integer$

$\text{else if } E_1.type == integer \text{ and } E_2.type == real$   
                   $\text{then } real$

$\text{else if } E_1.type == real \text{ and } E_2.type == integer$   
                   $\text{then } real$

$\text{else if } E_1.type == real \text{ and } E_2.type == real$   
                   $\text{then } real$

$\text{else } type\_error \}$





# 类型检查——语句

## 语法制导的翻译方案

$$S \rightarrow id := E \{ \text{if } (id.type == E.type \ \&\& \\ E.type \in \{boolean, integer\}) \ S.type = void; \\ \text{else } S.type = type\_error; \}$$
$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S_1 \{ S.type = \text{if } E.type == boolean \text{ then } S_1.type \\ \text{else } type\_error \}$$
$$S \rightarrow \text{while } E \text{ do } S_1 \{ S.type = \text{if } E.type == boolean \text{ then } S_1.type \\ \text{else } type\_error \}$$
$$S \rightarrow S_1; S_2 \quad \{ S.type = \text{if } S_1.type == void \text{ and } \\ S_2.type == void \text{ then } void \\ \text{else } type\_error \}$$



# 类型检查——程序

## 语法制导的翻译方案

$$P \rightarrow D; S \quad \{ P.type = \text{if } S.type == \text{void} \text{ then } \text{void} \\ \text{else } type\_error \}$$



# 现代编译器的主流实现

□ [ParseTree] → AST → 类型检查

□ 类型检查器的实现

■ 一般是对语法树进行类型检查

设计实现的关键：

■ 符号表的设计：如何表示不同的类型

■ 语法树的Visitor设计

回顾：ANTLR会生成与标签  
对应的语法结构的  
enter和exit方法

■ 可以带标签(#标签名，后跟空格或换行)

```
e : e '*' e # Mult | e '+' e # Add | INT # Int ;
```

ANTLR为每个标签产生规则上下文类 `XXXParser.MultContext`

□ 有何用处？

ANTLR会生成与该标签对应的语法结构的enter和exit方法

```
public interface XXXListener extends ParseTreeListener {  
    void enterMult(XXXParser.MultContext ctx);  
    void exitMult(XXXParser.MultContext ctx);  
    .....  
}
```



# 现代编译器的主流实现

[ParseTree] → AST → 类型检查

## □ 用ANTLR构造分析器

ParseTree → AST

■ syntax tree node

■ 访问者

syntax tree builder

```
▼ C c1_recognizer::syntax_tree::syntax_tree_node
  C c1_recognizer::syntax_tree: assembly
  C c1_recognizer::syntax_tree: cond_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::expr_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: binop_expr_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: literal_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: lval_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: unaryop_expr_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::global_def_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: func_def_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: var_def_stmt_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: assign_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: block_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: empty_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: func_call_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: if_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: var_def_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: while_stmt_syntax
```

```
antlr4cpp::Any syntax_tree_builder::visitExp(C1Parser::ExpContext *ctx)
```

```
ptr<syntax_tree_node> syntax_tree_builder::operator()(antlr4::tree::ParseTree *ctx)
```

```
{
```

```
    auto result = visit(ctx);
```

```
    if (result.is<syntax_tree_node *>())
```

```
        return ptr<syntax_tree_node>(result.as<syntax_tree_node *>());
```



# 现代编译器的主流实现

[ParseTree] → AST → 类型检查

## □ AST的定义

### ■ syntax tree node

Public Member Functions

```
virtual void accept(syntax_tree_visitor &visitor)=0
```

Public Attributes

```
int line
```

```
int pos
```

### ■ syntax tree

## □ 访问者

syntax tree visitor

```
▼ C c1_recognizer::syntax_tree::syntax_tree_node
  C c1_recognizer::syntax_tree: assembly
  C c1_recognizer::syntax_tree: cond_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::expr_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: binop_expr_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: literal_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: lval_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: unaryop_expr_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::global_def_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: func_def_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: var_def_stmt_syntax
  ▼ C c1_recognizer::syntax_tree::stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: assign_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: block_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: empty_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: func_call_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: if_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: var_def_stmt_syntax
    C c1_recognizer::syntax_tree: while_stmt_syntax
```



# 例题 1

## 编译时的**控制流**检查的例子

```
main() {  
    printf("\n%d\n",gcd(4,12));  
    continue;  
}
```

编译时的报错如下：

**continue.c: In function ‘main’:**

**continue.c:3: continue statement not within a loop**



## 例题 2

### 编译时的**唯一性**检查的例子

```
main() {  
    int i;  
    switch(i){  
        case 10: printf(“%d\n”, 10); break;  
        case 20: printf(“%d\n”, 20); break;  
        case 10: printf(“%d\n”, 10); break;  
    }  
}
```

编译时的报错如下：

switch.c: In function ‘main’:

switch.c:6: duplicate case value

switch.c:4: this is the first entry for that value



## 例题 3

### C语言

- 称`&`为地址运算符，`&a`为变量`a`的地址
- 数组名代表数组第一个元素的地址

### 问题：

如果`a`是一个数组名，那么表达式`a`和`&a`的值都是数组`a`第一个元素的地址，它们的使用是否有区别？

用四个C文件的编译报错或运行结果来提示





## 例题 3

```
typedef int A[10][20];
```

```
A a;
```

```
A *fun() {  
    return(a);  
}
```

该函数在Linux上用gcc编译，报告的错误如下：

第5行： warning: return from incompatible pointer type



## 例题 3

```
typedef int A[10][20];
```

```
A a;
```

```
A *fun() {  
    return(&a);  
}
```

该函数在Linux上用gcc编译时，没有错误



## 例题 3

```
typedef int A[10][20];
```

```
typedef int B[20];
```

```
A a;
```

```
B *fun() {  
    return(a);  
}
```

该函数在Linux上用gcc编译时，没有错误



## 例题 3

```
typedef int A[10][20];
```

```
A a;
```

```
fun() { printf(“%d,%d,%d\n”, a, a+1, &a+1);}
```

```
main() { fun(); }
```

该程序的运行结果是：

134518**112**, 134518**192**, 134518**912**



# 例题 3

## 结论

对于一个  $t$  类型的数组  $a[i_1][i_2] \dots [i_n]$  来说,  
表达式  $a$  的类型是:

$\text{pointer}(\text{array}(0.. i_2-1, \dots \text{array}(0.. i_n-1, t) \dots))$

表达式  $\&a$  的类型是:

$\text{pointer}(\text{array}(0.. i_1-1, \dots \text{array}(0.. i_n-1, t) \dots))$



## 5.4 类型表达式的等价

- 类型表达式的命名
- 名字等价、结构等价
- 记录类型的定义



# 类型表达式的等价

□ 对类型表达式命名= $\rangle$  如何解释类型表达式相同?

■ 结构等价、名字等价

■ 是类型表达式的一个语法约定，而不是引入新的类型

```
typedef cell *link;
```

```
link next;
```

```
link last;
```

```
cell *p;
```

```
cell *q, *r;
```



## □ 结构等价

- 无类型名时，两个类型表达式完全相同
- 有类型名时，用类型名所定义的类型表达式代换它们，所得表达式完全相同（类型定义无环时）

```
typedef cell *link;
```

```
link next;
```

```
link last;
```

```
cell *p;
```

```
cell *q, *r;
```

**next, last, p, q和r的类型是结构等价的**





## □ $\text{sequiv}(s, t)$ (无类型名时)

if  $s$  和  $t$  是相同的基本类型 then

return true

else if  $s == \text{array}(s_1, s_2)$  and  $t == \text{array}(t_1, t_2)$  then

return  $\text{sequiv}(s_1, t_1)$  and  $\text{sequiv}(s_2, t_2)$

else if  $s == s_1 \times s_2$  and  $t == t_1 \times t_2$  then

return  $\text{sequiv}(s_1, t_1)$  and  $\text{sequiv}(s_2, t_2)$

else if  $s == \text{pointer}(s_1)$  and  $t == \text{pointer}(t_1)$  then

return  $\text{sequiv}(s_1, t_1)$

else if  $s == s_1 \rightarrow s_2$  and  $t == t_1 \rightarrow t_2$  then

return  $\text{sequiv}(s_1, t_1)$  and  $\text{sequiv}(s_2, t_2)$

else return false



## □ 名字等价

- 把每个类型名看成是一个可区别的类型
- 两个类型表达式不做名字代换就结构等价

```
typedef cell *link;
```

```
link next;
```

```
link last;
```

```
cell *p;
```

```
cell *q, *r;
```

**next**和**last**的类型是名字等价的

**p**, **q**和**r**的类型是名字等价的



# 类型表达式的等价

Pascal语言的许多实现用**隐含的类型名**和每个声明的标识符联系起来，例如下面每个**↑cell**都隐含不同的类型名

```
type  link = ↑cell;  
var   next  : link;  
      last  : link;  
      p     : ↑cell;  
      q, r   : ↑cell;
```

```
type  link = ↑cell;  
      np = ↑cell;  
      nqr = ↑cell;  
var   next : link;  
      last : link;
```

```
p : np;  
q : nqr;  
r : nqr;
```

p的类型与  
q和r的类  
型不是名  
字等价的



# 记录类型

## □ 记录类型

- 记录类型可看成其各个域类型的积类型
- 记录和积之间的主要区别是记录的域被命名

例如，C语言的记录类型

```
typedef struct {  
    int address;  
    char lexeme [15 ];  
}row;
```

的类型表达式是

*record*(address : int, lexeme : *array*(15, char) )



## □ 定型规则

(Type Record)

( $l_i$ 是有区别的)

$$\frac{\Gamma \vdash T_1, \dots, \Gamma \vdash T_n}{\Gamma \vdash \mathbf{record}(l_1:T_1, \dots, l_n:T_n)}$$

(Val Record) ( $l_i$ 是有区别的)

$$\frac{\Gamma \vdash M_1:T_1, \dots, \Gamma \vdash M_n:T_n}{\Gamma \vdash \mathbf{record}(l_1=M_1, \dots, l_n=M_n) : \mathbf{record}(l_1:T_1, \dots, l_n:T_n)}$$

(Val Record Select)

$$\frac{\Gamma \vdash M : \mathbf{record}(l_1:T_1, \dots, l_n:T_n)}{\Gamma \vdash M.l_j : T_j \quad (j \in 1..n)}$$



# 类型表示中的环

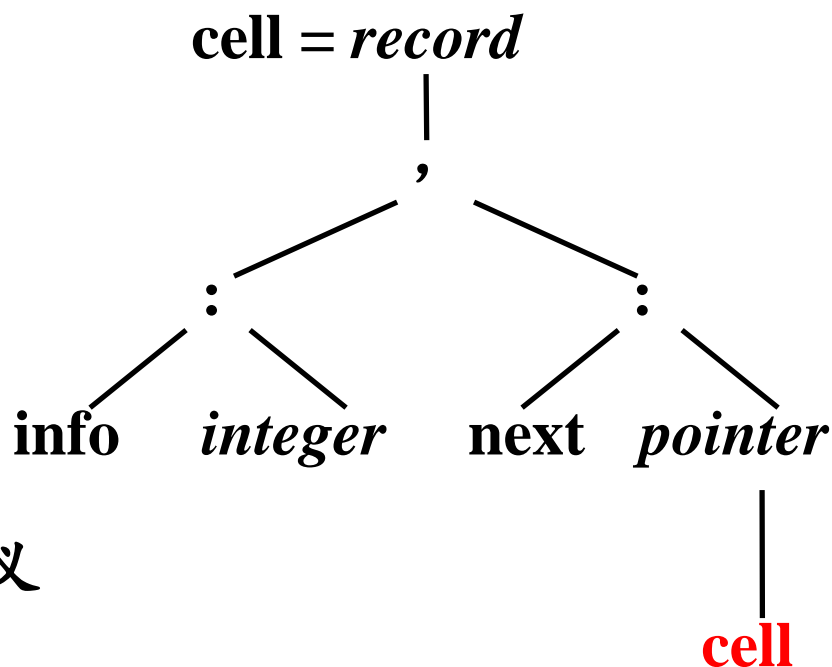
**type link =  $\uparrow$  cell ;**

**cell = record**

**info : integer ;**

**next : link**

**end;**

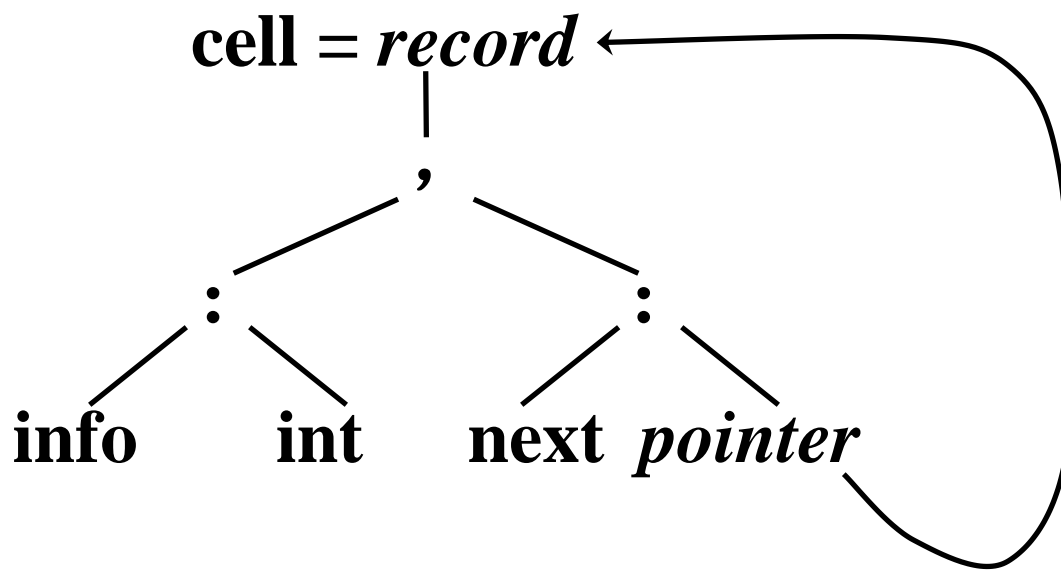


引入环的话，递归定义  
的类型名可以替换掉



# 类型表示中的环

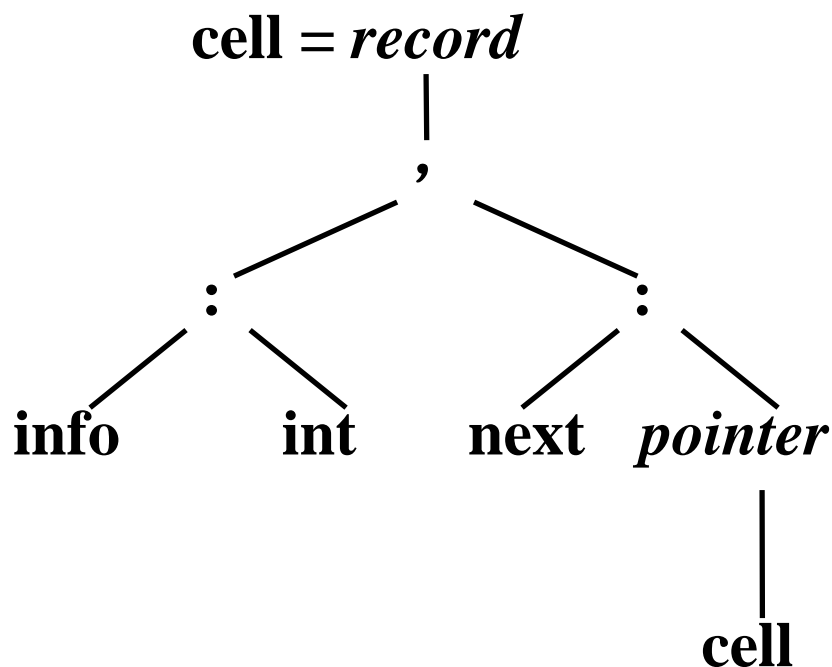
```
typedef struct cell {  
    int info;  
    struct cell *next;  
} cell;
```





# 类型表示中的环

C语言对除记录（结构体）、共用体以外的所有类型使用结构等价，而对记录类型用的是名字等价，以避免类型图中的环。







## 例题 4

在 X86/Linux 机器上，编译器报告蓝色行有错误：

**incompatible types in return**

```
typedef int A1[10];           | A2 *fun1() {  
typedef int A2[10];           |     return(&a);  
A1 a;                         | }  
typedef struct {int i;}S1;    | S2 fun2() {  
typedef struct {int i;}S2;    |     return(s);  
S1 s;                         | }
```

**S1和S2是  
不同的类型**

在C语言中，数组和结构体都是构造类型，为什么上面第2个函数有类型错误，而第1个函数却没有？



## 5.5 多态函数

- ☐ 参数化多态
- ☐ 类型系统的定义
- ☐ 类型检查



# 多态函数的引出

例 如何编写求表长的通用程序？

```
typedef struct {  
    int info;  
    link next;  
} cell, *link;
```

编译没报错？

那用选项 `-Wall` 再试试  
<https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/Warning-Options.html>

unknown type name 'link'

因为link的定义在后



# 多态函数的引出

例 如何编写求表长的通用程序？

```
typedef struct cell{  
    int info;  
    struct cell *next;  
} cell, *link;
```

计算过程与表元的数据类型无关，但语言的类型系统使该函数不能通用

```
int length(link lptr) {  
    int len = 0;  
    link p = lptr;  
    while (p != NULL) {  
        len++;  
        p = p->next;  
    }  
    return len;  
}
```



## 例 如何编写求表长的通用程序？

用ML语言很容易写出求表长的程序而不必管表元的类型

```
fun length (lptr) =
```

```
  if null (lptr) then 0
```

```
  else length (tl (lptr)) + 1;
```

**tl**- 返回表尾          **null**-测试表是否为空

```
length ( [“sun”, “mon”, “tue”] )
```

```
length ( [10, 9, 8 ] )
```

都等于3



## □ 多态函数(polymorphic functions) 参数化多态

- 允许函数参数的类型有多种不同的情况
- 函数体中语句的执行能适应参数为不同类型的情况

## □ 多态算符(polymorphic operators) Ad-hoc多态

- 例如：数组索引、函数应用、通过指针间接访问相应操作的代码段接受不同类型的数组、函数等
- C语言手册中关于取地址算符&的论述是：  
如果运算对象的类型是‘...’，那么结果类型是指向‘...’的指针”



# 类型变量及其应用

## □ 类型变量

- `length`的类型可以写成  $\forall \alpha. list(\alpha) \rightarrow integer$

- 类型变量的引入便于讨论未知类型

如，在不要求标识符的声明先于使用的语言中，可以通过使用类型变量来确定程序变量的类型

`function deref (p);`

-- 对`p`的类型一无所知:  $\beta$

`begin`

`return p↑`

--  $\beta = pointer(\alpha)$

`end;`

`deref` 的类型是  $\forall \alpha. pointer(\alpha) \rightarrow \alpha$



# 多态函数的类型系统

## □ 一个含多态函数的语言

$P \rightarrow D; E$

$D \rightarrow D; D / \text{id} : Q$

$Q \rightarrow \forall \text{type-variable. } Q$  多态函数  
 $/ T$

$T \rightarrow T \text{ '}\rightarrow\text{' } T$

$/ T \times T$

笛卡儿积类型

$/ \text{unary-constructor } ( T )$

$/ \text{basic-type}$

$/ \text{type-variable}$

引入类型变量

$/ ( T )$

$E \rightarrow E ( E ) / E, E / \text{id}$

这是一个抽象语言，忽略了函数定义的函数体





# 多态函数的类型系统

## □ 一个含多态函数的语言

$P \rightarrow D; E$

$D \rightarrow D; D / \text{id} : Q$

$Q \rightarrow \forall \text{type-variable. } Q$   
 $/ T$

$T \rightarrow T \text{ '}\rightarrow\text{' } T$

$/ T \times T$

$/ \text{unary-constructor} ( T )$

$/ \text{basic-type}$

$/ \text{type-variable}$

$/ ( T )$

$E \rightarrow E ( E ) / E, E / \text{id}$

一个程序：

$\text{deref} : \forall \alpha. \text{pointer}(\alpha) \rightarrow \alpha ;$   
 $q : \text{pointer} (\text{pointer} (\text{integer}));$   
 $\text{deref} (\text{deref} (q))$



# 多态函数的类型系统

## □ 类型系统中增加的推理规则

■ 环境规则      类型变量  $\alpha$  加到定型环境中  
(Env Var)

$$\frac{\Gamma \vdash \Diamond, \alpha \notin \text{dom}(\Gamma)}{\Gamma, \alpha \vdash \Diamond}$$

■ 语法规则  
(Type Var)

$$\frac{\Gamma_1, \alpha, \Gamma_2 \vdash \Diamond}{\Gamma_1, \alpha, \Gamma_2 \vdash \alpha}$$

(Type Product)

$$\frac{\Gamma \vdash T_1, \Gamma \vdash T_2}{\Gamma \vdash T_1 \times T_2}$$



# 多态函数的类型系统

## □ 类型系统中增加的推理规则

### ■ 语法规则

(Type Parenthesis)

$$\frac{\Gamma \vdash T}{\Gamma \vdash (T)}$$

(Type Forall)

$$\frac{\Gamma, \alpha \vdash T}{\Gamma \vdash \forall \alpha. T}$$

(Type Fresh) 类型变量换名 ( $\alpha_i$  不在  $\Gamma$  中)

$$\frac{\Gamma \vdash \forall \alpha. T, \Gamma, \alpha_i \vdash \diamond}{\Gamma, \alpha_i \vdash [\alpha_i / \alpha] T}$$



# 多态函数的类型系统

## ■ 定型规则

(Exp Pair) 
$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : T_1, \Gamma \vdash E_2 : T_2}{\Gamma \vdash \mathbf{E}_1, \mathbf{E}_2 : T_1 \times T_2}$$

(Exp FunCall) 
$$\frac{\Gamma \vdash E_1 : T_1 \rightarrow T_2, \Gamma \vdash E_2 : T_3}{\Gamma \vdash \mathbf{E}_1 (\mathbf{E}_2) : S(T_2)}$$

(其中  $S$  是  $T_1$  和  $T_3$  的 **最一般的合一代换**)

代换：类型表达式中的类型变量用其所代表的类型表达式去替换  $\text{subst}(t:\text{type\_exp}, Sv:\text{type\_var} \rightarrow \text{type\_exp}):\text{type\_exp}$

实例：把  $\text{subst}$  函数用于  $t$  后所得的类型表达式是  $t$  的一个实例，用  $S(t)$  表示



# 代换和实例

function *subst* ( $t : \text{type\_exp}$ ,  $Sv : \text{type\_var} \rightarrow \text{type\_exp}$ ) :  
 $\text{type\_exp}$ ;

begin

if  $t$  是基本类型 then return  $t$

else if  $t$  是类型变量 then return  $Sv(t)$

else if  $t$  是  $t_1 \rightarrow t_2$  then return

$\text{subst}(t_1, Sv) \rightarrow \text{subst}(t_2, Sv)$

end

例子 ( $s < t$  表示  $s$  是  $t$  的实例,  $\alpha$ 、 $\beta$  是类型变量)

$\text{pointer}(\text{integer}) < \text{pointer}(\alpha)$      $\text{pointer}(\text{real}) < \text{pointer}(\alpha)$

$\text{integer} \rightarrow \text{integer} < \alpha \rightarrow \alpha$      $\text{pointer}(\alpha) < \beta$

$\alpha < \beta$



例 下面左边的类型表达式不是右边的实例

*integer*

*real*

代换不能用于基本类型

*integer*  $\rightarrow$  *real*

$\alpha \rightarrow \alpha$

$\alpha$  的代换不一致

*integer*  $\rightarrow \alpha$

$\alpha \rightarrow \alpha$

$\alpha$  的所有出现都应该代换



## □ 合一(unify)

- 如果存在某个代换  $S\nu$  使得  $S(t_1) = S(t_2)$ , 那么这两个表达式  $t_1$  和  $t_2$  能够合一

## □ 最一般的合一代换(the most general unifier) $S$

- $S(t_1) = S(t_2)$ ;
- 对任何其它满足  $S'(t_1) = S'(t_2)$  的代换  $S\nu'$ , 代换  $S'(t_1)$  是  $S(t_1)$  的实例

例如,  $t_1 = \text{pointer}(\text{list}(\alpha))$     $t_2 = \text{pointer}(\beta)$

代换  $S\nu$ :  $\alpha \rightarrow \alpha, \beta \rightarrow \text{list}(\alpha)$ , 使得  $S(t_1) = S(t_2) = \text{pointer}(\text{list}(\alpha))$

代换  $S\nu'$ :  $\alpha \rightarrow \text{integer}, \beta \rightarrow \text{list}(\text{integer})$ , 使得  $S'(t_1) = S'(t_2) = \text{pointer}(\text{list}(\text{integer}))$

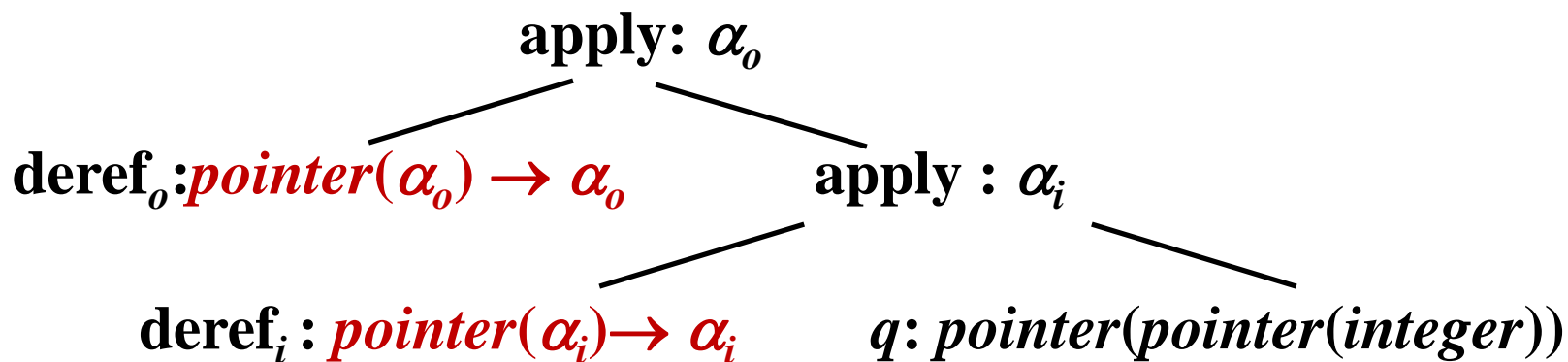
代换  $S\nu$  是最一般的合一代换



# 多态函数的类型检查

## □ 多态函数和普通函数在类型检查上的区别

- (1) 同一多态函数的不同出现不要求变元/参数有相同类型
- (2) 必须把类型相同的概念推广到类型合一
- (3) 要记录类型表达式合一的结果







# 检查多态函数的翻译方案

$E \rightarrow E_1(E_2)$

$\{ p = \text{mkleaf}(\text{newtypevar}); \text{// 返回类型}$   
 $\text{unify}(E_1.\text{type}, \text{mknode}(' \rightarrow', E_2.\text{type}, p));$   
 $E.\text{type} = p \}$

$E \rightarrow E_1, E_2$

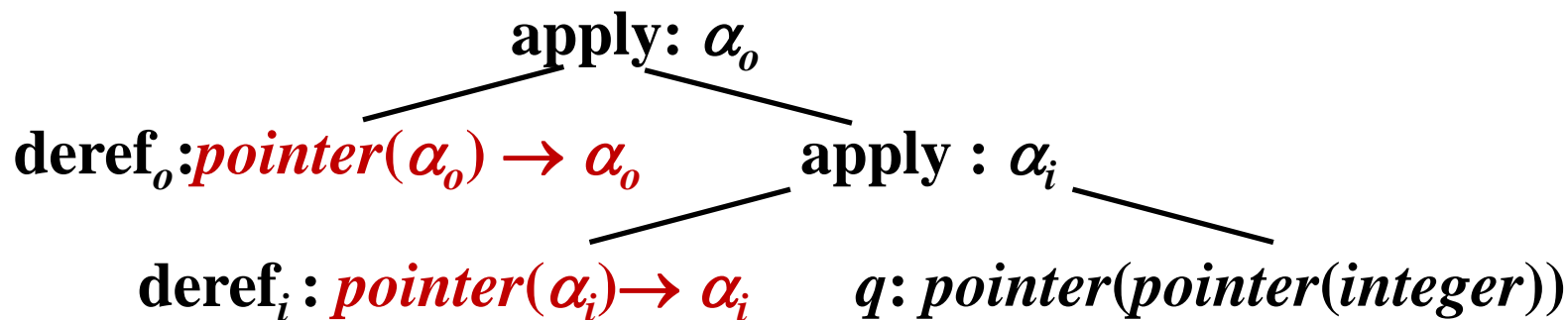
$\{ E.\text{type} = \text{mknode}(' \times', E_1.\text{type}, E_2.\text{type}) \}$

$E \rightarrow \text{id}$

$\{ E.\text{type} = \text{fresh}(\text{lookup}(\text{id.entry})) \}$  // 类型变量



# 例：多态函数的检查



表达式：类型	代换
$q : \text{pointer}(\text{pointer}(\text{integer}))$	
$\text{deref}_i : \text{pointer}(\alpha_i) \rightarrow \alpha_i$	
$\text{deref}_i(q) : \text{pointer}(\text{integer})$	$\alpha_i = \text{pointer}(\text{integer})$
$\text{deref}_o : \text{pointer}(\alpha_o) \rightarrow \alpha_o$	
$\text{deref}_o(\text{deref}_i(q)) : \text{integer}$	$\alpha_o = \text{integer}$



## 求表长的函数的检查

```
fun length (lptr) =  
  if null (lptr) then 0  
  else length (tl (lptr)) + 1;
```

## 类型声明部分

```
match (                                -- 表达式，匹配length函数的
    length (lptr),                    -- 函数头部和函数体的类型
    if (null (lptr), 0, length (tl(lptr)) +1)
)
```



# 求表长的函数的检查

行	定 型 断 言	代 换	规 则
(1)	$\text{lptr} : \gamma$		(Exp Id)
(2)	$\text{length} : \beta$		(Exp Id)
(3)	$\text{length}(\text{lptr}) : \delta$	$\beta = \gamma \rightarrow \delta$	(Exp FunCall)
(4)	$\text{lptr} : \gamma$		从(1)可得
(5)	$\text{null} : \text{list}(\alpha_n) \rightarrow$ $\text{boolean}$		(Exp Id)和 (Type Fresh)
(6)	$\text{null}(\text{lptr}) : \text{boolean}$	$\gamma = \text{list}(\alpha_n)$	(Exp FunCall)
(7)	$0 : \text{integer}$		(Exp Num)
(8)	$\text{lptr} : \text{list}(\alpha_n)$		从(1)可得



# 求表长的函数的检查

行	定 型 断 言	代 换	规 则
(9)	$tl : list(\alpha_t) \rightarrow list(\alpha_t)$		(Exp Id)和 (Type Fresh)
(10)	$tl(lp\text{tr}) : list(\alpha_n)$	$\alpha_t = \alpha_n$	(Exp FunCall)
(11)	$length : list(\alpha_n) \rightarrow \delta$		从(2)可得
(12)	$length(tl(lp\text{tr})) : \delta$		(Exp FunCall)
(13)	$1 : integer$		(Exp Num)
(14)	$+ : integer \times integer$ $\rightarrow integer$		(Exp Id)



# 求表长的函数的检查

行	定 型 断 言	代 换	规 则
(15)	$\text{length (tl(lp\text{tr}))} + 1 : \text{integer}$	$\delta = \text{integer}$	(Exp FunCall)
(16)	$\text{if} : \text{boolean} \times \alpha_i \times \alpha_i \rightarrow \alpha_i$		(Exp Id)和 (Type Fresh)
(17)	$\text{if} ( \dots ) : \text{integer}$	$\alpha_i = \text{integer}$	(Exp FunCall)
(18)	$\text{match} : \alpha_m \times \alpha_m \rightarrow \alpha_m$		(Exp Id)和 (Type Fresh)
(19)	$\text{match} ( \dots ) : \text{integer}$	$\alpha_m = \text{integer}$	(Exp FunCall)

**length函数的类型是  $\forall \alpha. \text{list}(\alpha) \rightarrow \text{integer}$**



## 5.6 函数和算符重载

- Ad-hoc多态
- 可能的类型集合及其缩小
- 附加：子类型关系引起的协变和逆变



## □ 重载符号

- 有多个含义，但在每个引用点的含义都是唯一的

例如：

- 加法算符+可用于不同类型，“+”是多个函数的名字，而不是一个多态函数的名字
- 在Ada中，()是重载的， $A(I)$ 有不同含义

## □ 重载的消除

- 在重载符号的引用点，其含义能确定到唯一





# 表达式的可能类型集合

## 例 Ada语言

声明:

function “\*” ( $i, j : \text{integer}$ ) return complex;

function “\*” ( $x, y : \text{complex}$ ) return complex;

使得算符\*重载, 可能的类型包括:

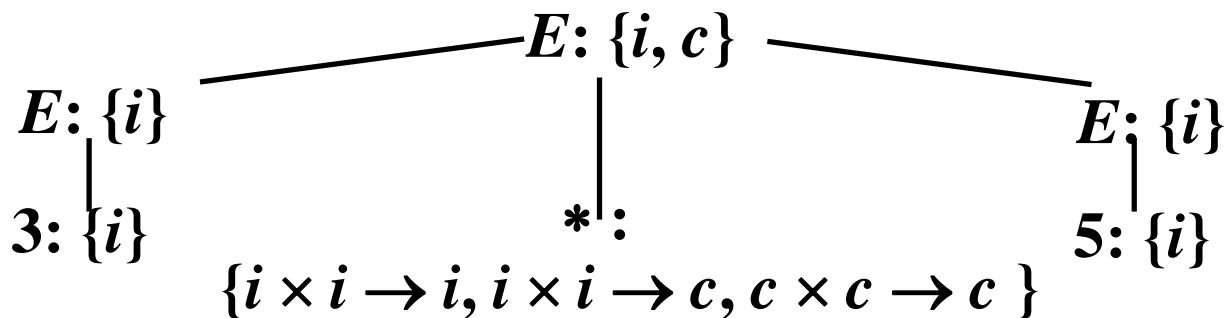
$\text{integer} \times \text{integer} \rightarrow \text{integer}$

--这是预定义的类型

$\text{integer} \times \text{integer} \rightarrow \text{complex}$

$\text{complex} \times \text{complex} \rightarrow \text{complex}$

$(3 * 5) * z \ (z:\text{complex})$





## □ 缩小可能类型的集合

**■**  $E' \rightarrow E$        $E.\text{unique} = \text{if } E.\text{types} == \{ t \}$   
                               then  $t$  else  $\text{type\_error}$

■  $E \rightarrow \text{id}$        $E.\text{types} = \text{lookup}(\text{id. entry})$

■  $E \rightarrow E_1(E_2) \quad E.\text{types} = \{s' \mid E_2.\text{types} \text{ 中存在一个 } s, \text{ 使得 } s \rightarrow s' \text{ 属于 } E_1.\text{types}\}$

***t = E. unique***

$$S = \{s \mid s \in E_2.\text{types and } s \rightarrow t \in E_1.\text{types} \}$$
$$E_2. unique = \text{if } S == \{ s \} \text{ then } s \text{ else } type\_error$$
$$E_1.\textit{unique} = \text{if } S == \{ s \} \text{ then } s \rightarrow t \text{ else } \textit{type\_error}$$



# 附加：子类型 - 协变和逆变

## □ 子类型关系 $<$

- 类型上的偏序关系  $\tau$
- 满足包含原理：如果  $s$  是  $t$  的子类型，则需要类型为  $t$  的值时，都可以将类型为  $s$  的值提供给它

## □ 协变 (covariant) $t < t'$ , 则 $c(t) < c(t')$

- 函数类型在值域上是协变的  
假设  $e:\sigma \rightarrow \tau$ ,  $e1:\sigma$ , 则  $e(e1):\tau$ . 如果  $\tau < \tau'$ , 则  $e(e1):\tau'$ .

## □ 逆变 (contravariant) $t < t'$ , 则 $c(t') < c(t)$

- 函数类型在定义域上是逆变的  
假设  $e:\sigma \rightarrow \tau$ ,  $e1:\sigma'$ , 如果  $\sigma' < \sigma$ , 则  $e(e1):\tau$ .



# 例题 5

编译器和连接装配器未能发现下面的调用错误

```
long gcd (p, q) long p, q;{ /*这是参数声明的传统形式*/  
/*参数声明的现代形式是long gcd ( long p, long q) { */  
    if (p%q == 0)  
        return q;  
    else  
        return gcd (q, p%q);  
}  
main() {  
    printf(“%ld,%ld\n”, gcd(5), gcd(5,10,20));  
}
```