Formalización de un lenguaje imperativo con procedimientos, arreglos y apuntadores en Isabelle/HOL

Gabriela Limonta

Universidad Simón Bolívar

??/02/2015

Motivación

El lenguaje de programación C

Motivación

El lenguaje de programación C

Lenguaje C:

Motivación

El lenguaje de programación C

Lenguaje C:

- Cercanía a la máquina y bajo *overhead* permiten eficiencia.

Motivación

El lenguaje de programación C

Lenguaje C:

- Cercanía a la máquina y bajo *overhead* permiten eficiencia.
- Utilizado para sistemas operativos, aplicaciones de sistemas embebidos, compiladores, librerías e interpretadores.

Motivación

El lenguaje de programación C

Lenguaje C:

- Cercanía a la máquina y bajo *overhead* permiten eficiencia.
- Utilizado para sistemas operativos, aplicaciones de sistemas embebidos, compiladores, librerías e interpretadores.

Desventaja?

Motivación

El lenguaje de programación C

Lenguaje C:

- Cercanía a la máquina y bajo *overhead* permiten eficiencia.
- Utilizado para sistemas operativos, aplicaciones de sistemas embebidos, compiladores, librerías e interpretadores.

Desventaja?

- Parte de la semántica se define en lenguaje natural, lo cual la hace vulnerable a ambigüedades.

Motivación

Objetivos del trabajo

Motivación

Objetivos del trabajo

- Formalizar la semántica operacional de pasos cortos de un lenguaje imperativo que represente un subconjunto especializado y determinístico de la semántica de C.

Motivación

Objetivos del trabajo

- Formalizar la semántica operacional de pasos cortos de un lenguaje imperativo que represente un subconjunto especializado y determinístico de la semántica de C.
- Escribir un interpretador dentro del ambiente de Isabelle/HOL y demostrar su correctitud.

Motivación

Objetivos del trabajo

- Formalizar la semántica operacional de pasos cortos de un lenguaje imperativo que represente un subconjunto especializado y determinístico de la semántica de C.
- Escribir un interpretador dentro del ambiente de Isabelle/HOL y demostrar su correctitud.
- Generar código C a partir de programas escritos en la semántica formal.

Motivación

Objetivos del trabajo

- Formalizar la semántica operacional de pasos cortos de un lenguaje imperativo que represente un subconjunto especializado y determinístico de la semántica de C.
- Escribir un interpretador dentro del ambiente de Isabelle/HOL y demostrar su correctitud.
- Generar código C a partir de programas escritos en la semántica formal.
- Crear un ambiente de pruebas y una batería de pruebas que incrementen la confianza en el proceso de generación de código.

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia
- Operaciones I/O

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia
- Operaciones I/O
- Goto

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia
- Operaciones I/O
- Goto
- Etiquetas

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia
- Operaciones I/O
- Goto
- Etiquetas
- Instrucciones break y continue

Chloe

Un lenguaje imperativo, subconjunto de C

Características actuales:

- Variables
- Arreglos
- Aritmética de apuntadores
- Ciclos
- Condicionales
- Funciones
- Memoria dinámica

Extensiones a futuro:

- Sistema de tipos estático correcto y completo
- Concurrencia
- Operaciones I/O
- Goto
- Etiquetas
- Instrucciones break y continue

Semántica

Semántica

Existen tres enfoques principales:

Semántica

Existen tres enfoques principales:

- Operacional

Semántica

Existen tres enfoques principales:

- Operacional
  - Pasos largos
  - Pasos cortos

Semántica

Existen tres enfoques principales:

- Operacional
  - Pasos largos
  - Pasos cortos
- Denotacional

Semántica

Existen tres enfoques principales:

- Operacional
  - Pasos largos
  - Pasos cortos
- Denotacional
- Axiomática

Semántica

Existen tres enfoques principales:

- Operacional
  - Pasos largos
  - Pasos cortos
- Denotacional
- Axiomática

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.
- Desarrollado por Larry Paulson y Tobias Nipkow.

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.
- Desarrollado por Larry Paulson y Tobias Nipkow.
- Utiliza el lenguaje HOL para realizar las pruebas.

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.
- Desarrollado por Larry Paulson y Tobias Nipkow.
- Utiliza el lenguaje HOL para realizar las pruebas.
- Permite hacer definiciones y demostrar propiedades acerca de las mismas.

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.
- Desarrollado por Larry Paulson y Tobias Nipkow.
- Utiliza el lenguaje HOL para realizar las pruebas.
- Permite hacer definiciones y demostrar propiedades acerca de las mismas.
- Se usa la máquina para asistir en las demostraciones

Isabelle/HOL

- Isabelle/HOL es un demostrador interactivo de teoremas escrito en ML.
- Desarrollado por Larry Paulson y Tobias Nipkow.
- Utiliza el lenguaje HOL para realizar las pruebas.
- Permite hacer definiciones y demostrar propiedades acerca de las mismas.
- Se usa la máquina para asistir en las demostraciones

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
datatype nat = 0 | Suc nat

fun add :: ‘‘nat => nat => nat’’ where
Base: ‘‘add 0 n = n’’ |
Rec: ‘‘add (Suc m) n = Suc (add m n)’’
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
```

Output de Isabelle

```
goal (2 subgoals):
1. add 0 0 = 0
2. ⋀ x. add x 0 = x ⟹
add (Suc x) 0 = Suc x
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
```

Output de Isabelle

```
goal (1 subgoal):
1. add 0 0 = 0
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
```

Output de Isabelle

```
using this:
add 0 ?n = ?n

goal (1 subgoal):
1. add 0 0 = 0
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
by simp
```

Output de Isabelle

```
goal (1 subgoal):
1. ⋀ x. add x 0 = x ⟹
add (Suc x) 0 = Suc x
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
by simp

fix x
assume IH: ‘‘add m 0 = m’’
```

Output de Isabelle

```
this:
add x 0 = x
goal (1 subgoal):
1. ⋀ x. add x 0 = x ⟹
add (Suc x) 0 = Suc x
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
by simp

fix x
assume IH: ‘‘add m 0 = m’’
show ‘‘add (Suc m) 0 = Suc
m’’
```

Output de Isabelle

```
goal (1 subgoal):
1. add (Suc x) 0 = Suc x
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
by simp

fix x
assume IH: ‘‘add m 0 = m’’
show ‘‘add (Suc m) 0 = Suc
m’’
using Rec and IH
```

Output de Isabelle

```
using this:
add (Suc ?m) ?n = Suc (add
?m ?n)
add x 0 = x

goal (1 subgoal):
1. add (Suc x) 0 = Suc x
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’
proof(induction)
show ‘‘add 0 0 = 0’’
using Base
by simp

fix x
assume IH: ‘‘add m 0 = m’’
show ‘‘add (Suc m) 0 = Suc
m’’
using Rec and IH
by simp
qed
```

Output de Isabelle

```
goal:
No subgoals!
```

Ejemplo de una prueba en Isabelle/HOL

```
lemma add_right:
‘‘add m 0 = m’’

apply induction
apply auto
done
```

Output de Isabelle

```
goal:
No subgoals!
```

Antecedentes

Michael Norrish: Semántica de C formalizada en HOL

- Semántica operacional de pasos largos para el subconjunto Cholera de C en HOL.
- Considera todo posible orden de evaluación para efectos de borde.
- Deriva una lógica de Hoare para programas en C.
- Sistema para analizar cuerpos de ciclos y generar postcondiciones correctas.

Antecedentes

Proyecto CompCert

- Compilador moderadamente optimizador
- Traduce código del subconjunto Clight de C a código ensamblador para PowerPC.
- Modelo de memoria interesante para lenguajes imperativos.
- Formalización y demostración de propiedades en operaciones de memoria usando Coq.

Antecedentes

Proyecto AutoCorres

- Enfoque *bottom-up*
- Reconoce lexicográficamente código C y genera una representación monádica de más alto nivel.
- Esta representación generada facilita el razonamiento sobre programas.
- Se utiliza en varios proyectos de verificación de C:
  - Verificación de una librería de grafos a gran escala
  - Verificación de un sistema de archivos
  - Verificación de un sistema operativo de tiempo real

¿Qué es un programa?

Un programa es una secuencia de una o mas instrucciones que realizan una tarea en una computadora:

Example

```
x = 21;
y = 21;
if (x == y) {
  z = x + y;
}
```

Sintaxis

Expresiones en Chloe

```
type_synonym vname = string

datatype exp = Const int
  | Null
  | V      vname
  | Plus   exp  exp
  | Subst  exp  exp
  | Minus  exp
  | Div    exp  exp
  | Mod    exp  exp
  | Mult   exp  exp
  | Less   exp  exp
  | Not    exp
  | And    exp  exp
  | Or     exp  exp
  | Eq     exp  exp
  | New    exp
  | Deref  exp
  | Ref    lexp
  | Index  exp  exp
and
datatype lexp = Deref exp
  | Indexl exp  exp
```

Sintaxis

Expresiones en Chloe

¿Por qué diferenciamos entre *exp* y *lexp*?

Example

```
foo = *bar;
*baz = 1;
```

Tipos

Enteros y apuntadores

Los enteros son palabras de precisión 64.

```
type_synonym int_width = 64
type_synonym int_val = int_width word
```

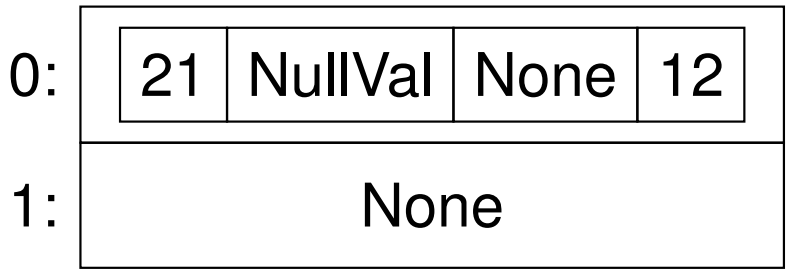
Y tienen los siguientes límites:

```
INT_MIN == - (2^(int_width - 1))
INT_MAX ==  ((2^(int_width - 1)) - 1)
```

Un apuntador es un par que representa un identificador de un bloque y un desplazamiento.

Memoria dinámica

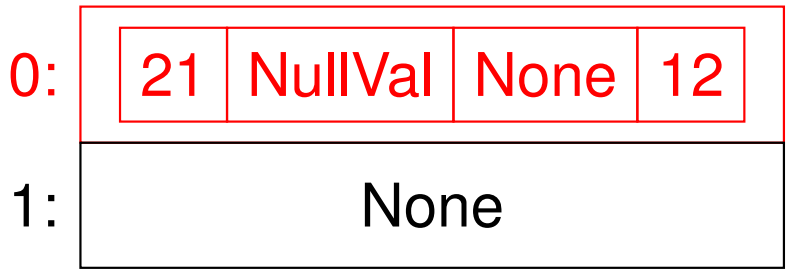
Diseño del *heap*



- Bloque asignado
- Bloque Libre
- Celdas inicializadas
- Celda no inicializada

Memoria dinámica

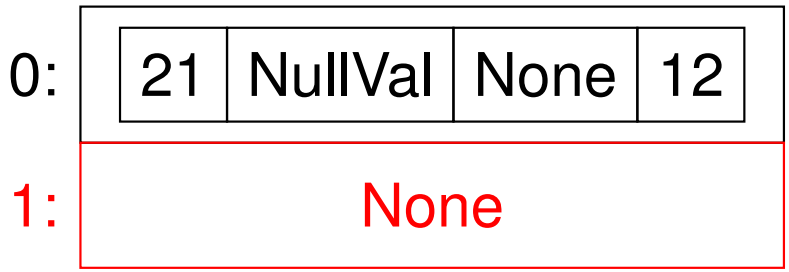
Diseño del *heap*



- Bloque asignado
- Bloque Libre
- Celdas inicializadas
- Celda no inicializada

Memoria dinámica

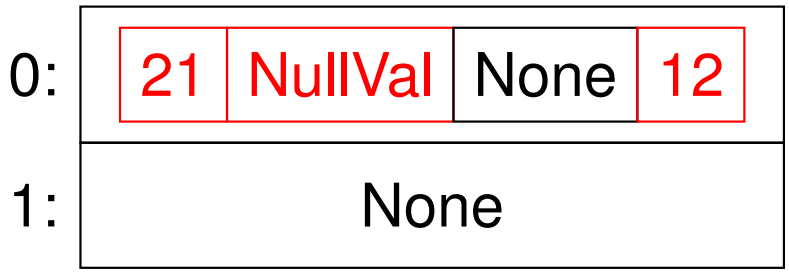
Diseño del *heap*



- Bloque asignado
- Bloque Libre
- Celdas inicializadas
- Celda no inicializada

Memoria dinámica

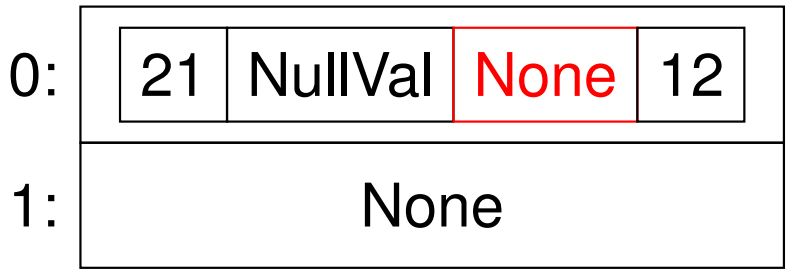
Diseño del *heap*



- Bloque asignado
- Bloque Libre
- Celdas inicializadas
- Celda no inicializada

Memoria dinámica

Diseño del *heap*



- Bloque asignado
- Bloque Libre
- Celdas inicializadas
- Celda no inicializada

Problema de la memoria ilimitada

Soluciones posibles

La asignación de memoria no puede fallar porque se supone una cantidad ilimitada de memoria.

Sin embargo, se tienen recursos limitados en una computadora.
Hay dos soluciones posibles:

- Modelar un comportamiento no-determinístico en la función que asigna memoria.
- Suponer una cantidad fija de memoria.

Problema de la memoria ilimitada

Nuestra solución

Se mantiene la suposición de memoria ilimitada.

Luego en el proceso de traducción se envuelve la función malloc de C en una definida por nosotros.

Esta función verifica si la llamada a malloc falla.

Si falla, entonces el programa se aborta.

Semántica de las expresiones

¿Cuál es el significado de una expresión?

La semántica de una expresión es su valor y efecto en el estado del programa.

Semántica de las expresiones

¿Cuál es el significado de una expresión?

La semántica de una expresión es su valor y efecto en el estado del programa.

Example

$21 + 21 = 42$

Semántica de las expresiones

¿Cuál es el significado de una expresión?

La semántica de una expresión es su valor y efecto en el estado del programa.

Example

$21 + 21 = 42$

$foo + 42 = ?$

Semántica de las expresiones

¿Cuál es el significado de una expresión?

La semántica de una expresión es su valor y efecto en el estado del programa.

Example

$21 + 21 = 42$

$foo + 42 = ?$

$bar = new(12)$

Semántica de las expresiones

¿Cuál es el significado de una expresión?

La semántica de una expresión es su valor y efecto en el estado del programa.

Example

$21 + 21 = 42$
$foo + 42 = ?$
$bar = new(12)$

Se debe saber el valor de una variable a tiempo de ejecución.

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

type_synonym valuation = vname $\Rightarrow$ val option option

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

type_synonym valuation = vname $\Rightarrow$ val option option

Dado un nombre de variable puede producir tres resultados diferentes:

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

type_synonym valuation = vname $\Rightarrow$ val option option

Dado un nombre de variable puede producir tres resultados diferentes:

- None: valor sin definir.

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

type_synonym valuation = vname $\Rightarrow$ val option option

Dado un nombre de variable puede producir tres resultados diferentes:

- None: valor sin definir.
- Some None: valor sin inizializar.

Semántica de las expresiones

Valuaciones

Una valuación es una función que mapea un nombre de variable a un valor.

type_synonym valuation = vname $\Rightarrow$ val option option

Dado un nombre de variable puede producir tres resultados diferentes:

- None: valor sin definir.
- Some None: valor sin inizializar.
- Some (Some v): variable inicializada que tiene valor v.

Semántica de las expresiones

Estado visible

El estado de un programa esta conformado por:

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Semántica de las expresiones

Estado visible

El estado de un programa esta conformado por:

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Cuando se ejecuta una instrucción, la misma solo puede *ver* cierta parte del estado:

Semántica de las expresiones

Estado visible

El estado de un programa esta conformado por:

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Cuando se ejecuta una instrucción, la misma solo puede *ver* cierta parte del estado:

- Variables locales a la función actual

Semántica de las expresiones

Estado visible

El estado de un programa esta conformado por:

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Cuando se ejecuta una instrucción, la misma solo puede *ver* cierta parte del estado:

- Variables locales a la función actual
- Variables globales

Semántica de las expresiones

Estado visible

El estado de un programa esta conformado por:

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Cuando se ejecuta una instrucción, la misma solo puede *ver* cierta parte del estado:

- Variables locales a la función actual
- Variables globales
- Memoria

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

- Variables sin definir

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

- Variables sin definir
- Operandos ilegales dados a la función

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

- Variables sin definir
- Operandos ilegales dados a la función
- Acceso a memoria inválida

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

- Variables sin definir
- Operandos ilegales dados a la función
- Acceso a memoria inválida
- *Overflow* de enteros

Semántica de las expresiones

Funcioness eval y eval_l

Se definen dos funciones para calcular el valor de una expresión.

La evaluación de estas funciones puede fallar:

- Variables sin definir
- Operandos ilegales dados a la función
- Acceso a memoria inválida
- *Overflow* de enteros
- División por cero

Semántica de las expresiones

Aspectos destacados de la evaluación de expresiones

- Se detecta *overflow* de enteros y lleva a un estado erróneo
- Evaluación de corto circuito
- División y módulo con truncamiento a cero
- Alcance estático de las variables

Sintaxis de las instrucciones

Sintaxis Abstracta

```
datatype com = SKIP
             | Assignl lexp exp
             | Assign  vname exp
             | Seq     com  com
             | If      exp com com
             | While   exp com
             | Free    lexp
             | Return exp
             | Returnv
             | Callfunl lexp fname " exp list"
             | Callfun vname fname " exp list"
             | Callfunv fname " exp list"
```

Sintaxis de las instrucciones

Llamadas a funciones

Las funciones no pueden ser expresiones.

Sintaxis de las instrucciones

Llamadas a funciones

Las funciones no pueden ser expresiones.
Al llamar a una función hay tres opciones con respecto al valor de retorno:

Sintaxis de las instrucciones

Llamadas a funciones

Las funciones no pueden ser expresiones.
Al llamar a una función hay tres opciones con respecto al valor de retorno:

Asignación a celda en memoria

```
Callfunl lexp fname "exp list"
```

Sintaxis de las instrucciones

Llamadas a funciones

Las funciones no pueden ser expresiones.
Al llamar a una función hay tres opciones con respecto al valor de retorno:

Asignación a celda en memoria

```
Callfunl lexp fname "exp list"
```

Asignación a una variable

```
Callfun vname fname "exp list"
```

Sintaxis de las instrucciones

Llamadas a funciones

Las funciones no pueden ser expresiones.
Al llamar a una función hay tres opciones con respecto al valor de retorno:

Asignación a celda en memoria

```
Callfunl lexp fname "exp list"
```

Asignación a una variable

```
Callfun vname fname "exp list"
```

Asignación sin valor de retorno

```
Callfunv fname "exp list"
```

Funciones

Se tienen funciones que retornan un valor y aquellas que no.

```
record fun_decl =
  name :: fname
  params :: vname list
  locals :: vname list
  body :: com
```

Una función está bien formada $\Longleftrightarrow$ los parámetros y variables locales tienen nombres diferentes.

Cuando una función retorna un valor, este valor es:

- Asignado a una ubicación en memoria
- Asignado a una variable
- Ignorado

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.
- Los nombres de funciones son dieferentes entre sí.

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.
- Los nombres de funciones son dieferentes entre sí.
- Los nombres de variables globales y funciones son diferentes entre sí.

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.
- Los nombres de funciones son dieferentes entre sí.
- Los nombres de variables globales y funciones son diferentes entre sí.
- Todas las declaraciones de funciones están bien formadas.

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.
- Los nombres de funciones son dieferentes entre sí.
- Los nombres de variables globales y funciones son diferentes entre sí.
- Todas las declaraciones de funciones están bien formadas.
- La función main está definida.

Programas

```
record program =
  name :: fname
  globals :: vname list
  procs :: fun_decl list
```

Un programa se considera bien formado si:

- Las variables globales tienen nombres diferentes entre sí.
- Los nombres de funciones son dieferentes entre sí.
- Los nombres de variables globales y funciones son diferentes entre sí.
- Todas las declaraciones de funciones están bien formadas.
- La función main está definida.
- Ninguno de los nombres de variables o funciones en el programa es una palabra reservada.

Pila de ejecución

Ubicaciones de retorno y marcos de pila

datatype stack_frame = com $\times$ valuation $\times$ return_loc

La pila de ejecución es una lista de marcos de pila.

Pila de ejecución

Ubicaciones de retorno y marcos de pila

datatype stack_frame = com $\times$ valuation $\times$ return_loc

La pila de ejecución es una lista de marcos de pila.

`datatype return_loc = Ar` *addr* `| Vr` *vname* `| Invalid`

Un valor de retorno de una función puede ser:

Pila de ejecución

Ubicaciones de retorno y marcos de pila

datatype stack_frame = com $\times$ valuation $\times$ return_loc

La pila de ejecución es una lista de marcos de pila.

```
datatype return_loc = Ar addr | Vr vname | Invalid
```

Un valor de retorno de una función puede ser:

- Asignado a una ubicación en memoria

Pila de ejecución

Ubicaciones de retorno y marcos de pila

datatype stack_frame = com $\times$ valuation $\times$ return_loc

La pila de ejecución es una lista de marcos de pila.

```
datatype return_loc = Ar addr | Vr vname | Invalid
```

Un valor de retorno de una función puede ser:

- Asignado a una ubicación en memoria
- Asignado a una variable

Pila de ejecución

Ubicaciones de retorno y marcos de pila

datatype stack_frame = com $\times$ valuation $\times$ return_loc

La pila de ejecución es una lista de marcos de pila.

`datatype return_loc = Ar` *addr* `| Vr` *vname* `| Invalid`

Un valor de retorno de una función puede ser:

- Asignado a una ubicación en memoria
- Asignado a una variable
- Ignorado

Pila de ejecución

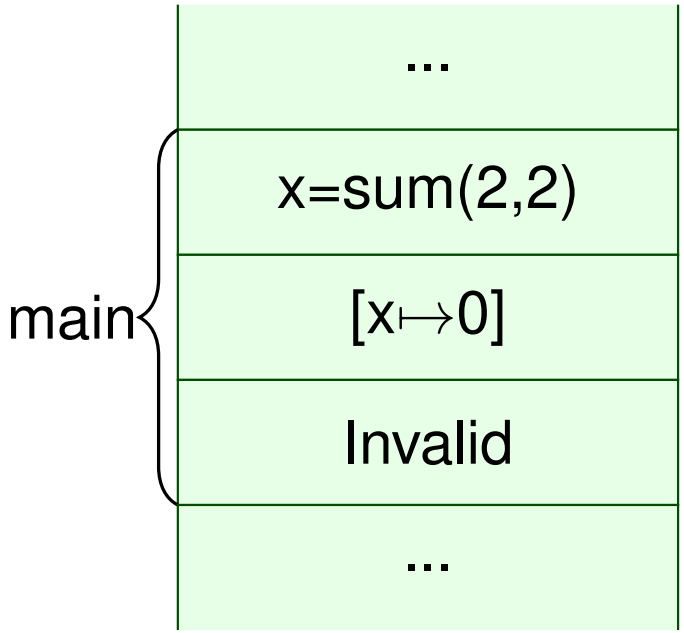
Convención de llamada

```
int sum(int a; int b)
  return a+b;


int main()
  int x = 0;
  x = sum(2,2);
```

Pila de ejecución

Convención de llamada



Pila de ejecución

Convención de llamada

```
int sum(int a; int b)
  return a+b;


int main()
  int x = 0;
  x = sum(2,2);
```

Pila de ejecución

Convención de llamada

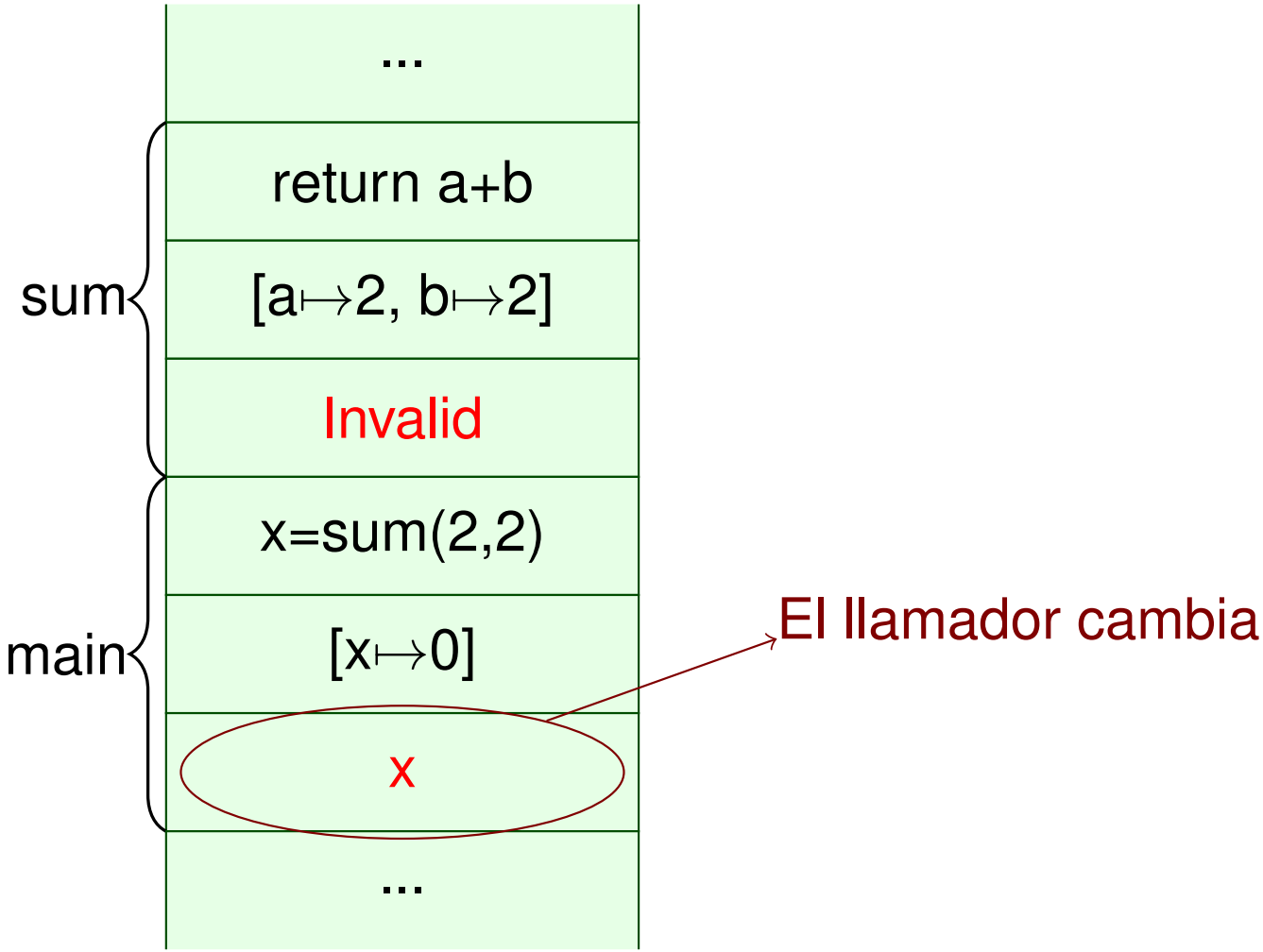


Tabla de procedimientos y estados

La tabla de procedimientos mapea nombres de funciones a sus declaraciones:

type_synonym proc_table = fname $\Rightarrow$ fun_decl option

Tabla de procedimientos y estados

La tabla de procedimientos mapea nombres de funciones a sus declaraciones:

type_synonym proc_table = fname $\Rightarrow$ fun_decl option

Se construye juntando cada declaración de función con su nombre.

Tabla de procedimientos y estados

La tabla de procedimientos mapea nombres de funciones a sus declaraciones:

type_synonym proc_table = fname $\Rightarrow$ fun_decl option

Se construye juntando cada declaración de función con su nombre.

Un estado se define como:

Tabla de procedimientos y estados

La tabla de procedimientos mapea nombres de funciones a sus declaraciones:

type_synonym proc_table = fname $\Rightarrow$ fun_decl option

Se construye juntando cada declaración de función con su nombre.

Un estado se define como:

type_synonym state = stack_frame list $\times$ valuation $\times$ mem

Tabla de procedimientos y estados

La tabla de procedimientos mapea nombres de funciones a sus declaraciones:

type_synonym proc_table = fname $\Rightarrow$ fun_decl option

Se construye juntando cada declaración de función con su nombre.

Un estado se define como:

type_synonym state = stack_frame list $\times$ valuation $\times$ mem

- Pila de ejecución
- Variables globales
- Memoria

Estados

Estado inicial

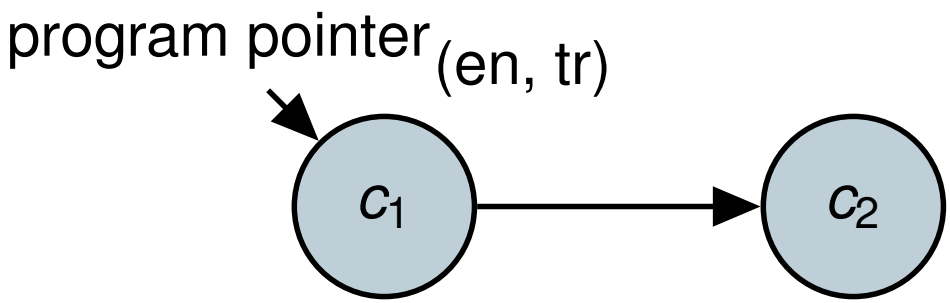
Un estado inicial es la tupla que contiene:

- Pila inicial: Pila de ejecución con el marco de pila de la función main
- Variables globales iniciales: todos los nombres de variables se mapean a indefinido y las variables globales a no-inicializado
- Memoria inicial: Memoria vacía

Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

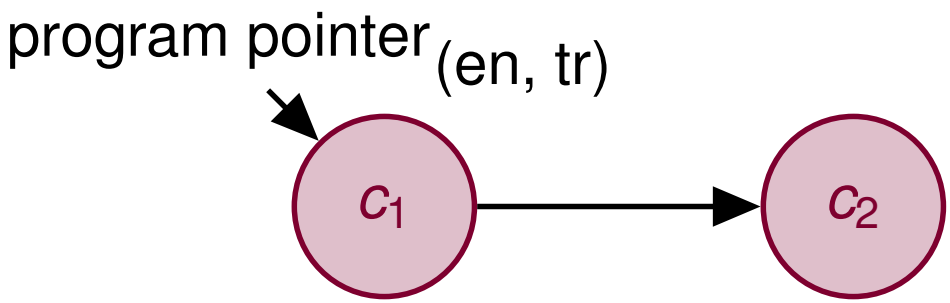
Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.



Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.

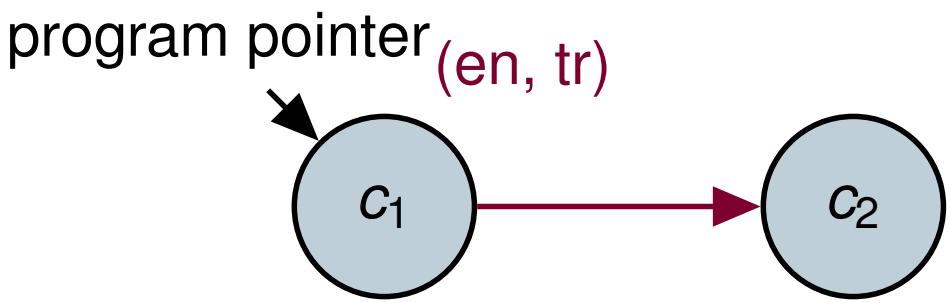


- Los nodos del CFG son instrucciones

Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.

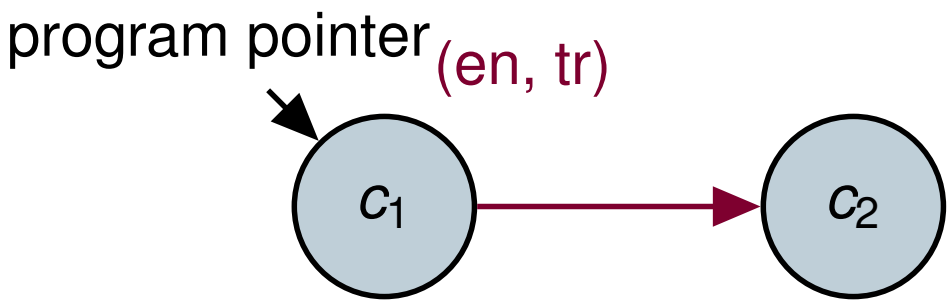


- Los nodos del CFG son instrucciones
- Las aristas del CFG están anotadas con dos funciones que dependen del estado del programa

Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.

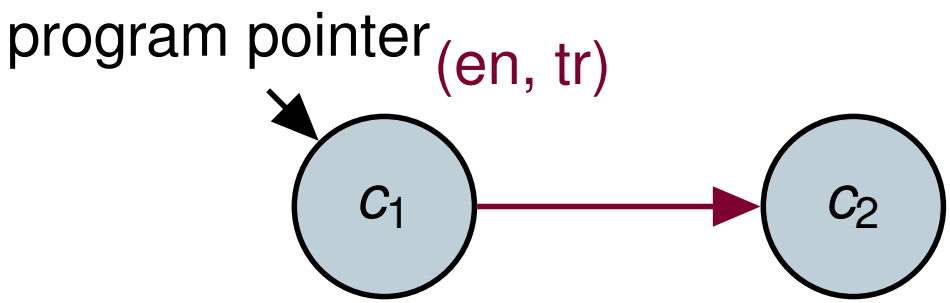


- Los nodos del CFG son instrucciones
- Las aristas del CFG están anotadas con dos funciones que dependen del estado del programa
  - La primera indica si una arista puede ser seguida o no

Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.

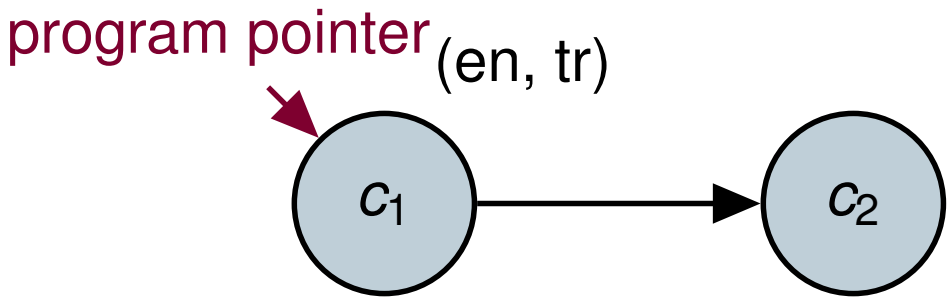


- Los nodos del CFG son instrucciones
- Las aristas del CFG están anotadas con dos funciones que dependen del estado del programa
  - La primera indica si una arista puede ser seguida o no
  - La segunda indica como se transforma el estado al seguir una arista

Grafo de flujo de control

¿Qué es un CFG?

Una representación en forma de grafo que cubre los diferentes caminos que un programa puede tomar durante su ejecución.

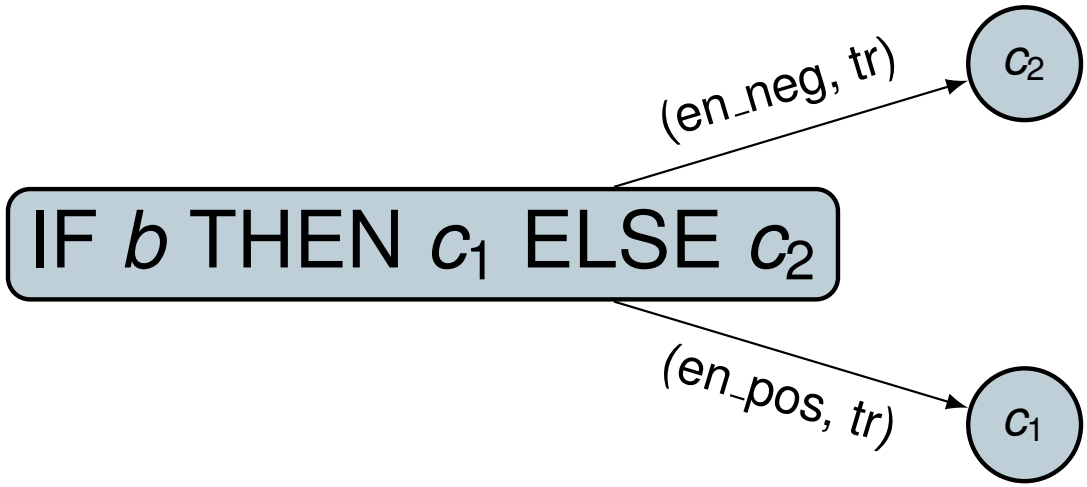


- Los nodos del CFG son instrucciones
- Las aristas del CFG están anotadas con dos funciones que dependen del estado del programa
  - La primera indica si una arista puede ser seguida o no
  - La segunda indica como se transforma el estado al seguir una arista
- Se tiene una ubicación actual, la cual es un *program pointer* al nodo actual

Grafo de flujo de control

Funciones *enabled*

type_synonym enabled = state ⇒ bool option

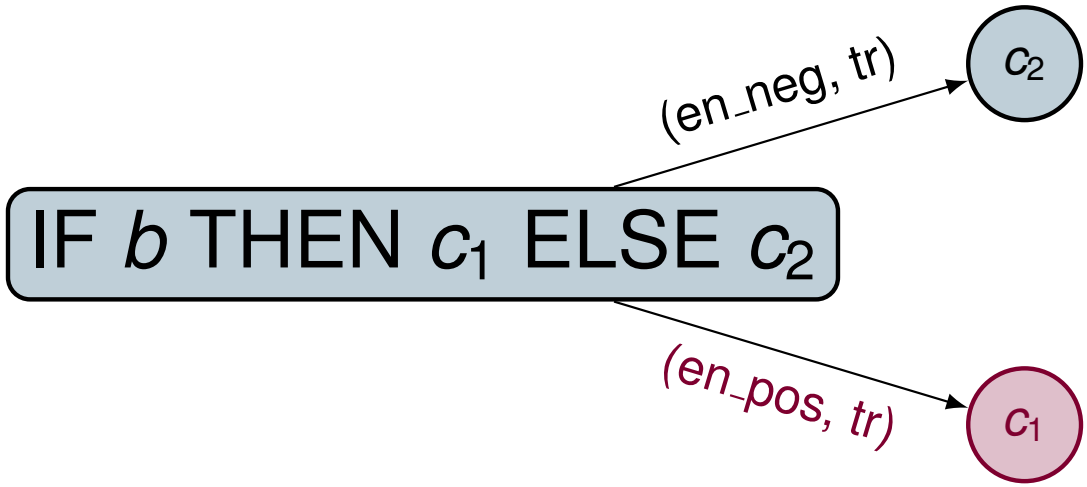


Esta función indica si un estado puede continuar su ejecución.
Es una función parcial, por lo que puede fallar.

Grafo de flujo de control

Funciones *enabled*

type_synonym enabled = state ⇒ bool option

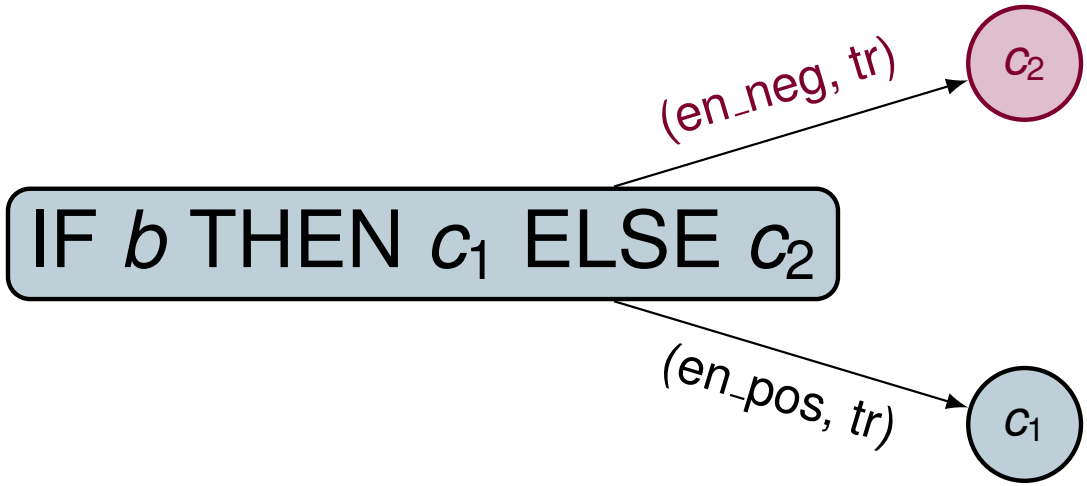


Cuando la evaluación de la condición b produce un valor true, se sigue la arista que lleva a c_1.

Grafo de flujo de control

Funciones *enabled*

type_synonym enabled = state ⇒ bool option

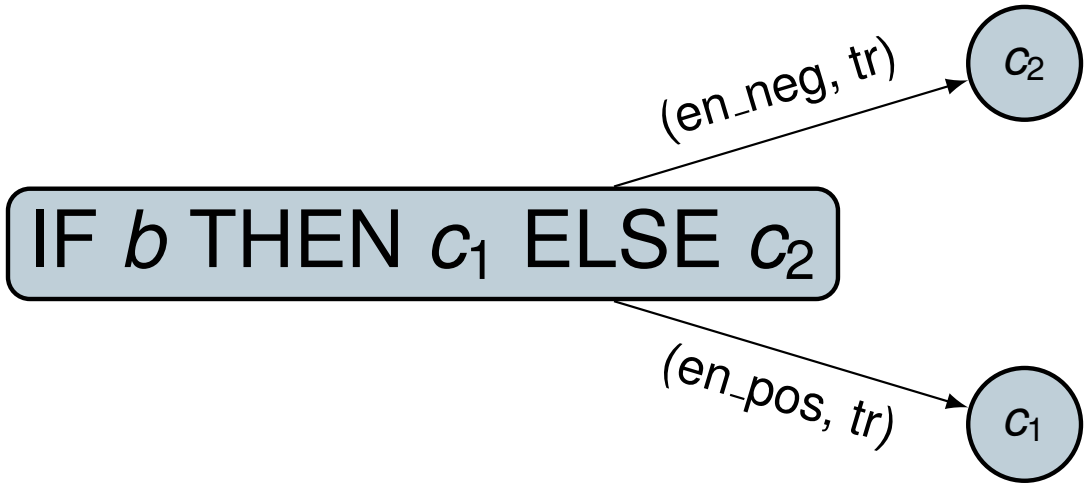


Cuando la evaluación de la condición b produce un valor false, se sigue la arista que lleva a c_2.

Grafo de flujo de control

Funciones *enabled*

type_synonym enabled = state ⇒ bool option

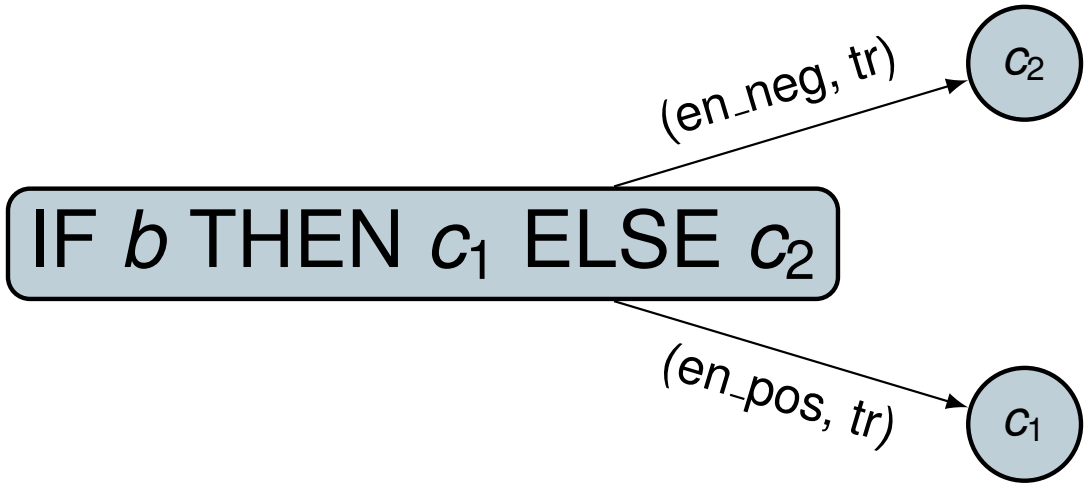


Dependiendo del resultado de la función *enabled* se decide que arista tomar.

Grafo de flujo de control

Funciones *enabled*

type_synonym enabled = state ⇒ bool option



Siempre habrá una arista que pueda ser seguida.

Grafo de flujo de control

Funciones *transformer*

type_synonym transformer = state ⇒ state option

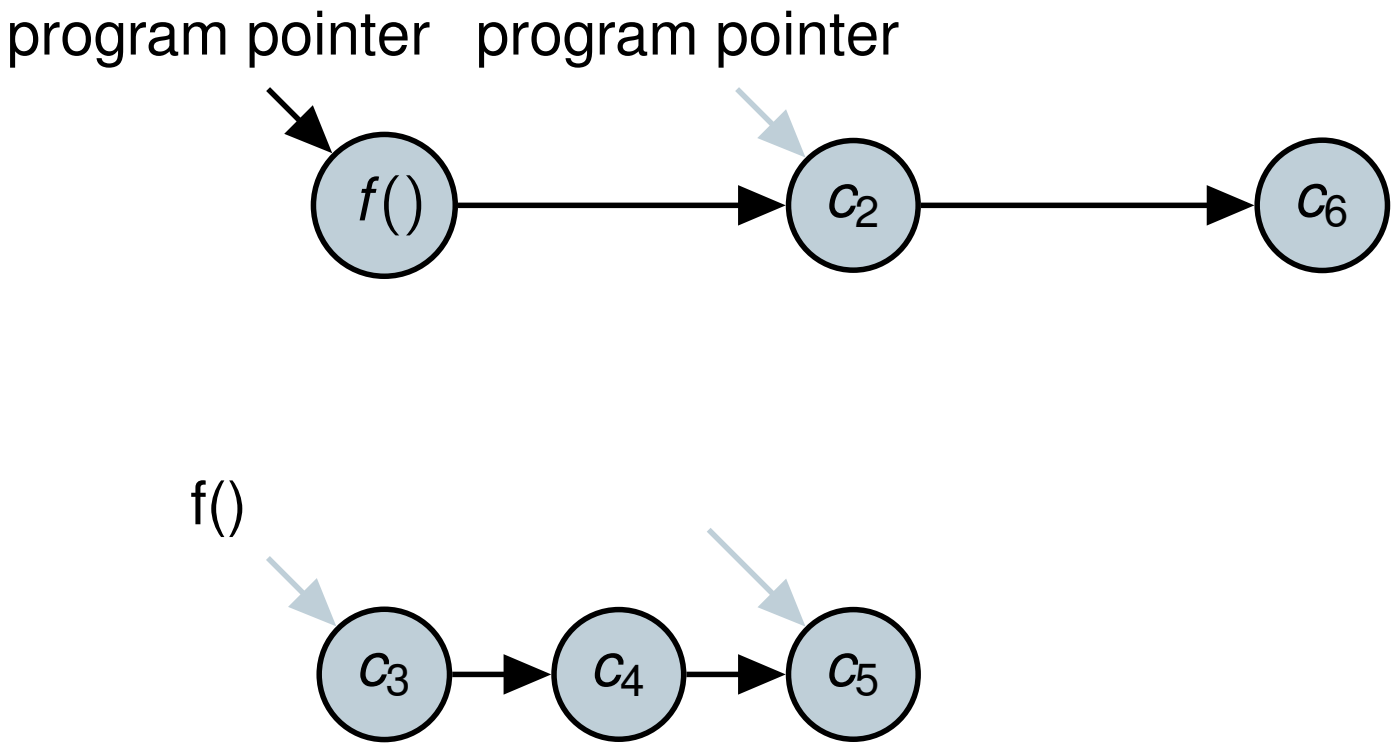
Esta función transforma un estado en uno nuevo dependiendo de la arista que se siga.

Es una función parcial, falla cuando se encuentra un error en la transformación.

Esta función actualiza el estado con el estado resultante cada vez que se sigue una arista.

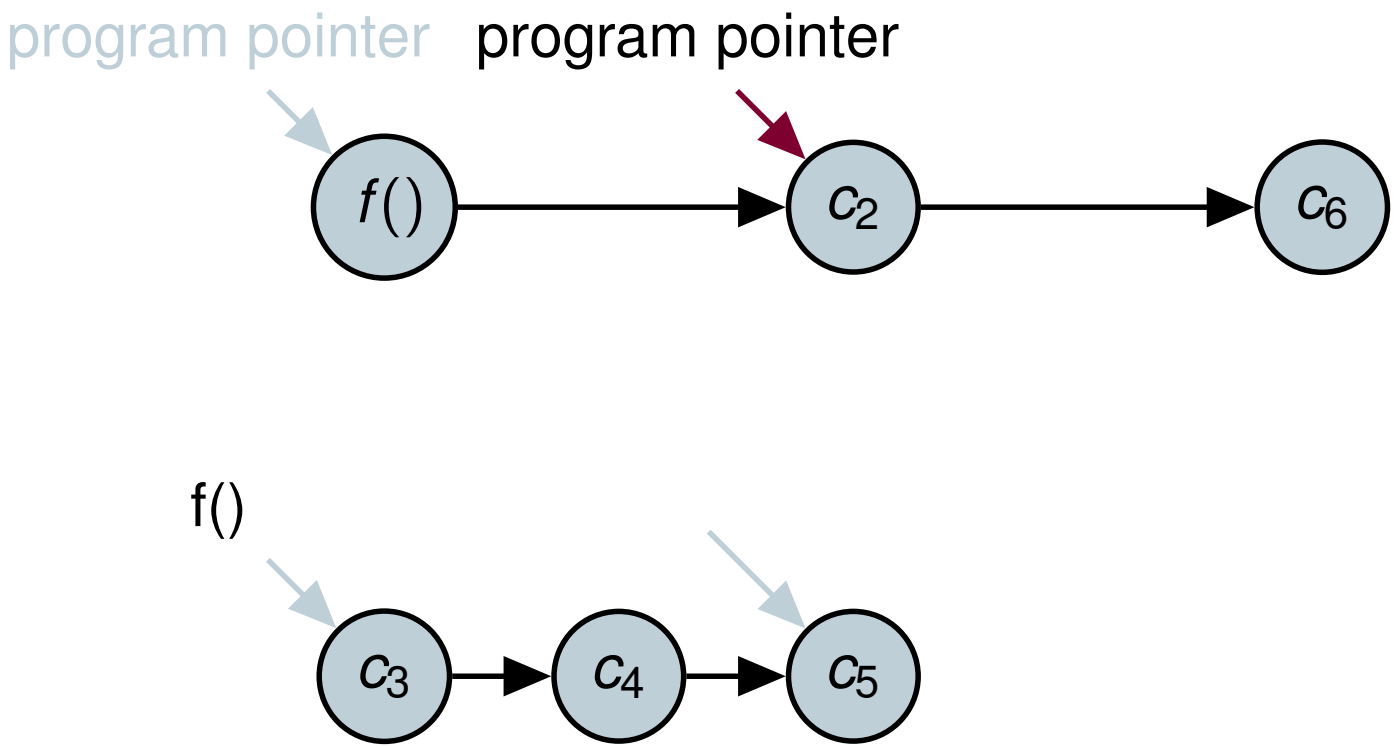
Grafo de control de flujo

. . . con una pila.



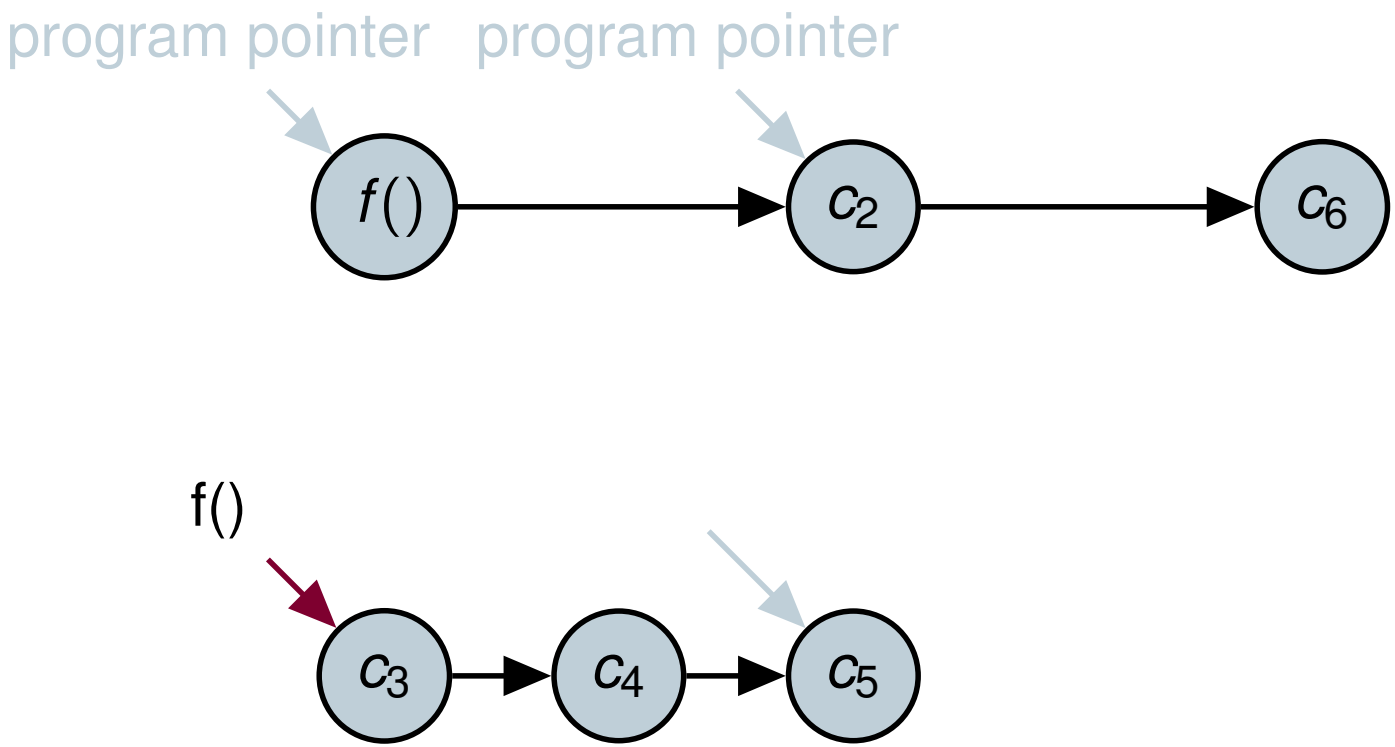
Grafo de control de flujo

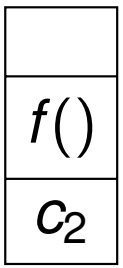
. . . con una pila.



Grafo de control de flujo

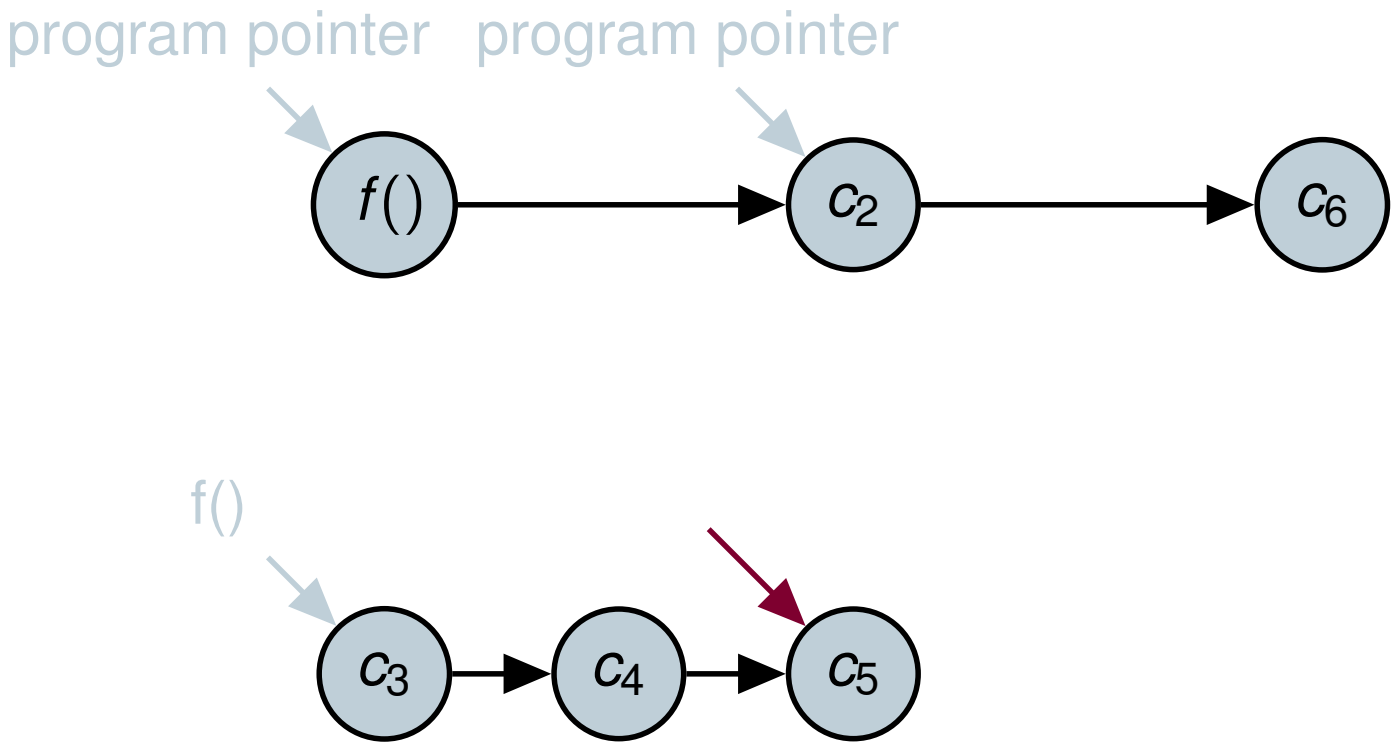
. . . con una pila.

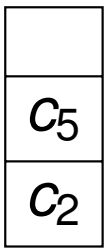




Grafo de control de flujo

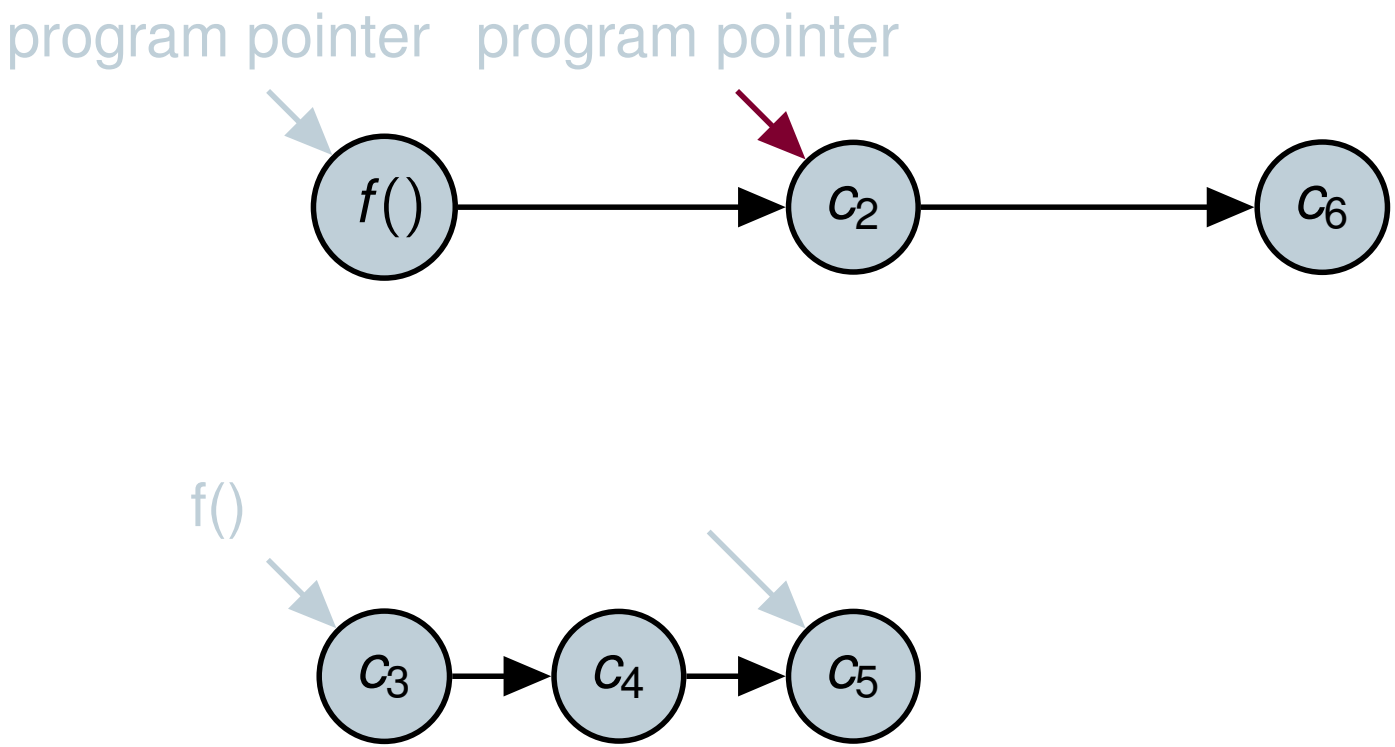
. . . con una pila.





Grafo de control de flujo

. . . con una pila.



Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Asignaciones

Assign: **cfg** (x ::= a) (en_always,tr_assign x a) SKIP
Assignl: **cfg** (x ::== a) (en_always,tr_assignl x a) SKIP

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Secuenciación

Seq1: **cfg** (SKIP;; c_2) (en_always, tr_id) c_2
Seq2: $[\![$**cfg** c_1 a c_1' $]\!] \Longrightarrow$ **cfg** $(c_1$;; $c_2)$ a $(c_1'$;; $c_2)$

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Condicionales

IfTrue: **cfg** (IF b THEN c_1 ELSE c_2) (en_pos b, tr_eval b) c_1
IfFalse: **cfg** (IF b THEN c_1 ELSE c_2) (en_neg b, tr_eval b) c_2

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Ciclos

While: **cfg** (WHILE *b* DO *c*) (en_always, tr_id)
(IF *b* THEN *c*;; WHILE *b* DO *c* ELSE SKIP)

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Liberación de memoria

Free: **cfg** (FREE x) (en_always, tr_free x) SKIP

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Llamadas a funciones

Callfunl: **cfg** (Callfunl *e f* params)
(en_always, tr_callfunl proc_table *e f* params) SKIP

Callfun: **cfg** (Callfun *x f* params)
(en_always, tr_callfun proc_table *x f* params) SKIP

Callfunv: **cfg** (Callfunv *f* params)
(en_always, tr_callfunv proc_table *f* params) SKIP

Grafo de flujo de control

Reglas

type_synonym cfg_label = enabled $\times$ transformer

inductive cfg :: com $\Rightarrow$ cfg_label $\Rightarrow$ com $\Rightarrow$ bool

Retorno de funciones

Return: **cfg** (Return *a*) (en_always, tr_return *a*) SKIP
Returnv: **cfg** Returnv (en_always, tr_return_void) SKIP

Semántica de pasos cortos

¿Por qué una semántica de pasos cortos?

Semántica de pasos cortos

¿Por qué una semántica de pasos cortos?

Se quiere poder hablar de estados intermedios y diferenciar entre programas que no terminen y programas erróneos.

Semántica de pasos cortos

¿Por qué una semántica de pasos cortos?

Se quiere poder hablar de estados intermedios y diferenciar entre programas que no terminen y programas erróneos.

La semántica de pasos cortos se define como una relación sobre estados:

inductive small_step :: state $\Rightarrow$ state option $\Rightarrow$ bool

$s \rightarrow s_2$
$\equiv$
"Se toma un paso corto desde s hasta s_2"

Semántica de pasos cortos

¿Cuándo se puede dar un paso?

Un paso desde s hasta s_2 se puede dar cuando:

- Paso regular:
  - Pila no vacía
  - Hay una arista en el CFG entre c_1 y c_2
  - La instrucción en el tope de la pila es c_1
  - Aplicar la función enabled produce True
  - Aplicar la función transformer sobre s produce s_2
- Paso de retorno desde una función sin valor de retorno:
  - Pila no vacía
  - La instrucción en el tope de la pila es SKIP
  - Aplicar la función transformer tr_return_void sobre s produce s_2

Semántica de pasos cortos

¿Cuándo falla el dar un paso?

Cuando hay una ejecución errónea, se da un paso desde s a None:

- Paso regular:
  - Pila no vacía
  - Hay una arista en el CFG entre c_1 y c_2
  - La instrucción en el tope de la pila es c_1
  - Aplicar la función enabled o transformer produce None
- Paso de retorno desde una función sin valor de retorno:
  - Pila no vacía
  - La instrucción en el tope de la pila es SKIP
  - Aplicar la función transformer tr_return_void sobre s produce None

Semántica de pasos cortos

¿Cómo dar varios pasos cortos?

Se lleva la definicón de small_step a trabajar sobre state option:

inductive small_step' :: state option $\Rightarrow$ state option $\Rightarrow$ bool

s $\rightarrow$ s_2 $\Longrightarrow$ Some $s \rightarrow s_2$

Semántica de pasos cortos

¿Cómo dar varios pasos cortos?

Se lleva la definicón de small_step a trabajar sobre state option:

inductive small_step' :: state option $\Rightarrow$ state option $\Rightarrow$ bool

s $\rightarrow$ s_2 $\Longrightarrow$ Some $s \rightarrow s_2$

Para tomar varios pasos se utiliza la clausura reflexivo-transitiva sobre small_step':

inductive small_step' :: state option $\Rightarrow$ state option $\Rightarrow$ bool

$s \rightarrow * s_2$
$\equiv$
"Se toma uno o mas pasos cortos desde s hasta s_2"

Interpretador

Ejecución de un programa

Un paso se ejecuta al aplicar la función *transformer* correspondiente al estado y actualizar la instrucción en el tope de la pila.

Interpretador

Ejecución de un programa

Un paso se ejecuta al aplicar la función *transformer* correspondiente al estado y actualizar la instrucción en el tope de la pila.

La semántica es determinística, lo que permite escribir un interpretador para la misma.

Interpretador

Ejecución de un programa

Un paso se ejecuta al aplicar la función *transformer* correspondiente al estado y actualizar la instrucción en el tope de la pila.

La semántica es determinística, lo que permite escribir un interpretador para la misma.

Ejecutar un programa:

Mientras no se alcance un estado final, se ejecuta un paso.

Interpretador

Ejecución de un programa

Un paso se ejecuta al aplicar la función *transformer* correspondiente al estado y actualizar la instrucción en el tope de la pila.

La semántica es determinística, lo que permite escribir un interpretador para la misma.

Ejecutar un programa:

Mientras no se alcance un estado final, se ejecuta un paso.

Solo se ejecutan programas que estén **bien formados**.

El interpretador retorna un estado final o None, que indica una ejecución errónea.

Correctitud

Se demuestran varias propiedades con respecto a la semántica y el interpretador con asistencia de Isabelle/HOL.
Tomemos como ejemplo la prueba del siguiente teorema:

```
lemma cfg_has_enabled_action:
  assumes " c \notequal SKIP"
  shows "\exists c' en tr. cfg c (en,tr) c'
    \and (en s = None \or en s = Some True)"
  using assms
proof (induction c)
  case (Seq c1 c2)
  show ?case
  proof (cases ç1 = SKIP")
    case True
    thus ?thesis by (auto intro: cfg.intros)
  next
    case False
    from Seq.IH(1)[OF this]
      show ?thesis by (auto intro: cfg.intros)
  qed
next
  case (If b c1 c2)
  show ?case
  proof (cases .en_pos b s")
    case None[simp]
    thus ?thesis
      by (fastforce intro: cfg.intros)
  next
    case (Some a)[simp]
      show ?thesis
      proof (cases a)
        case True
        thus ?thesis
          by (fastforce intro: cfg.intros)
      next
        case False[simp]
        have .en_pos b s = Some False" by simp
        hence .en_neg b s = Some True"
          unfolding en_pos_def en_neg_def
          by (auto split: Option.bind_splits)
        thus ?thesis
          by (fastforce intro: cfg.intros)
      qed
  qed
qed (auto intro: cfg.intros)
```

Correctitud

Se demuestran dos principales teoremas.

Teorema: La semántica es determinística

$s \to s' \wedge s \to s'' \Longrightarrow s' = s''$
$s \to' s' \wedge s \to' s'' \Longrightarrow s' = s''$

Para demostrar este teorema fue necesario demostrar 9 lemas previos.

Teorema: El interpretador es consistente con respecto a la semántica

$\texttt{terminates}\ cs \Longrightarrow$
$\texttt{yields}\ cs\ cs' \longleftrightarrow (cs' = \texttt{interp}\ \texttt{proc\_table}\ cs)$

Para demostrar este teorema fue necesario demostrar 6 lemas previos.

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se toma el siguiente programa en la semántica:

```
definition factorial_decl :: fun_decl
  where "factorial_decl ==
    ( fun_decl.name = fact,
      fun_decl.params = [n],
      fun_decl.locals = [r, i],
      fun_decl.body =
        r ::= (Const 1);;
        i ::= (Const 1);;
        (WHILE (Less (V i) (Plus (V n) (Const 1))) DO
          (r ::= (Mult (V r) (V i));;
          i ::= (Plus (V i) (Const 1)))
        );;
        RETURN (V r)
    )"

definition main_decl :: fun_decl
  where "main_decl ==
    ( fun_decl.name = main,
      fun_decl.params = [],
      fun_decl.locals = [],
      fun_decl.body =
        n ::= Const 5;;
        r ::= fact ([V n])
    )"
```

```
definition p :: program
  where "p ==
    ( program.name = fact,
      program.globals = [n, r],
      program.procs = [factorial_decl, main_decl]
    )"
```

y se exporta código para el mismo.

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Generación de código para factorial

Se obtiene el siguiente código:

```
#include <stdlib.h>
#include <stdio.h>
#include <limits.h>
#include <stdint.h>
#include "../test_harness.h"
#include "../malloc_lib.h"
#ifndef INTPTR_MIN
  #error ("Macro INTPTR_MIN undefined")
#endif
#ifndef INTPTR_MAX
  #error ("Macro INTPTR_MAX undefined")
#endif
#if ( INTPTR_MIN + 1 != -9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MIN + 1 == -9223372036854775807 failed")
#endif
#if ( INTPTR_MAX != 9223372036854775807 )
  #error (" Assertion INTPTR_MAX == 9223372036854775807 failed")
#endif


intptr_t n;
intptr_t r;
```

```
intptr_t fact(intptr_t n)
  intptr_t r;
  intptr_t i;
  r = (1);
  i = (1);
  while ((i) < ((n) + (1)))
    r = ((r) * (i));
    i = ((i) + (1));

  return(r);


intptr_t main()
  n = (5);
  (r) = (fact(n));
```

Pretty Printing

Casting

Se traducen los programas usando el tipo intptr_t de C.

Este tipo permite que tanto un apuntador como un entero se guarde en el.
Todas las variables se definen con el tipo “intptr_t”.

Se debe poder imprimir un *cast* desde y hacia apuntadores para indicar a C como interpretar los valores

Pretty Printing

Casting

Se traducen los programas usando el tipo intptr_t de C.

Este tipo permite que tanto un apuntador como un entero se guarde en el.
Todas las variables se definen con el tipo “intptr_t”.

Se debe poder imprimir un *cast* desde y hacia apuntadores para indicar a C como interpretar los valores

Convertir a apuntador

(intptr_t *) <expression>
*((intptr_t *) foo);

Convertir desde apuntador

(intptr_t) <expression>
(intptr_t) __MALLOC(sizeof(intptr_t) * 5);

Pretty Printing

¿Cómo se traduce malloc bajo la suposición de memoria ilimitada?

Se traduce malloc envolviendola en otra función.

Generación de código para malloc

New (Const 9) $\equiv$ __MALLOC(sizeof(intptr_t) * 9)

Esta función abortará la ejecución del programa si encuentra un error de memoria.

Exportando Código C

Exportar a un archivo

Se provee con un mecanismo que permite exportar el programa generado en código C a un archivo en un directorio determinado.

Pruebas

¿Por qué hacemos pruebas?

El propósito de las pruebas es incrementar la confianza en el proceso de traducción.

El código generado a partir de la semántica se comporta como sigue:

- Abortará su ejecución si encuentra un error de memoria (no se hace promesa alguna acerca de estos programas)
- Producirá un resultado equivalente al del mismo programa interpretado en Isabelle

Pruebas

Tipos de verificaciones

Se definen tres tipos de verificaciones en la batería de pruebas:

- Programas de ejemplo en Chloe
- Pruebas intencionalmente incorrectas
- Programas con pruebas generadas automáticamente que verifican la igualdad de estados finales

Pruebas

Igualdad de estados finales

Se provee la opción de generar código para probar los programas.
Se quiere verificar que el estado final producido por el programa en C es el mismo que al interpretar el programa.

Igualdad entre el contenido de las variables globales y la memoria alcanzable.

- Valores enteros
- Apuntadores a Null
- Apuntadores diferentes de Null

Pruebas

Siguiendo apuntadores

Cuando el contenido de una variable global es un apuntador a memoria, se verifica el contenido completo del bloque de memoria ya que es alcanzable.

Pruebas

Siguiendo apuntadores

Cuando el contenido de una variable global es un apuntador a memoria, se verifica el contenido completo del bloque de memoria ya que es alcanzable.

Cuando se encuentra un apuntador a memoria se sigue el mismo hasta que:

- Se encuentra un entero o un apuntador a null
- Se encuentra un apuntador que ya fue seguido

Pruebas

Siguiendo los apuntadores en orden DFS

Para hacer esto se debe:

- Seguir los apuntadores en el orden de busqueda en profundidad
- Mantener un conjunto de bloques visitados

Para evitar seguir apuntadores indefinidamente cuando existen referencias cíclicas:
Si se encuentra un apuntador a un bloque de memoria que ya fue visitado, se deja de seguir el apuntador y se comparan los valores de los apuntadores.

Pruebas

Automatización del proceso de pruebas

Para automatizar el proceso de pruebas se definieron dos ambientes de pruebas (uno en Isabelle y otro en C) que ayudaran en el proceso de generación y corrida de pruebas.

Pruebas

Automatización del proceso de pruebas

Para automatizar el proceso de pruebas se definieron dos ambientes de pruebas (uno en Isabelle y otro en C) que ayudaran en el proceso de generación y corrida de pruebas.

Además de la generación de pruebas se necesita una manera de ejecutar todas las pruebas en la batería.

Pruebas

Automatización del proceso de pruebas

Para automatizar el proceso de pruebas se definieron dos ambientes de pruebas (uno en Isabelle y otro en C) que ayudaran en el proceso de generación y corrida de pruebas.

Además de la generación de pruebas se necesita una manera de ejecutar todas las pruebas en la batería.

- Se define un archivo en Isabelle que importa cada prueba en la batería.
- Se define un Makefile y un shell script que automatizará el proceso de compilación y corrida del código generado.

Conclusiones

Resultados de este trabajo

- Semántica formalizada para Chloe
- Interpretador correcto para Chloe dentro del ambiente Isabelle/HOL
- Traducción desde Chloe a código C
- Desarrollo de una batería de pruebas y un ambiente de pruebas
  - No se puede dar una métrica exacta para el proceso de pruebas

Trabajos futuros

¿Qué direcciones tomar a partir de acá?

- Mejorar la batería de pruebas. Importar pruebas de fuentes externas y traducirlas a Chloe
- Formalización de una semántica axiomática con una lógica de separación para razonar acerca de programas en Chloe
- Agregar un sistema de tipos estático para demostrar que los programas son *type safe*
- Enlazar Chloe al Isabelle Refinement Framework de modo que programas del *framework* se puedan refinar a Chloe
- Aumentar el conjunto de características soportadas por Chloe
  - Agregar más expresiones o instrucciones
  - Agregar operaciones de I/O
  - Agregar concurrencia

¡Gracias!