Inferencia de tipos

Inferencia de tipos

- Problema que consiste en transformar términos sin información de tipos o con información de tipos parcial en términos tipables
- Para ello debe inferirse la información de tipos faltante
- Beneficio para lenguajes con tipos
  - el programador puede obviar algunas declaraciones de tipos
  - en general, evita la sobrecarga de tener que declarar y manipular todos los tipos
  - todo ello sin desmejorar la performance del programa: la inferencia de tipos se realiza en tiempo de compilación

El problema de la inferencia de tipos

Primero modificamos la sintaxis de los términos de LC eliminando toda anotación de tipos

$$
\begin{array}{lcl}
M & ::= & x \\
 & \mid & \mathit{true} \mid \mathit{false} \mid \mathit{if}\ M\ \mathit{then}\ P\ \mathit{else}\ Q \\
 & \mid & 0 \mid \mathit{succ}(M) \mid \mathit{pred}(M) \mid \mathit{iszero}(M) \\
 & \mid & \lambda x : \sigma . M \mid M\, N \mid \\
 & \mid & \mathit{fix}\, M
\end{array}
$$

Denotamos este conjunto de términos con Λ_τ.

El problema de la inferencia de tipos

Primero modificamos la sintaxis de los términos de LC eliminando toda anotación de tipos

$$
\begin{array}{lll}
M & ::= & x \\
& | & \mathit{true} \mid \mathit{false} \mid \mathit{if}\ M\ \mathit{then}\ P\ \mathit{else}\ Q \\
& | & \mathit{0} \mid \mathit{succ}(M) \mid \mathit{pred}(M) \mid \mathit{iszero}(M) \\
& | & \lambda x.M \mid M\,N \mid \\
& | & \mathit{fix}\,M
\end{array}
$$

Denotamos este conjunto de términos con Λ.

Función de borrado

Llamaremos $\textsc{Erase}(\cdot)$ a la función que dado un término de LC elimina las anotaciones de tipos de las abstracciones.

$\textsc{Erase}(\cdot)$: $\Lambda_\tau \to \Lambda$ se define de la manera esperada.

Ejemplo

$\textsc{Erase}(\lambda x : Nat.\lambda f : Nat \to Nat.f\ x) = \lambda x.\lambda f.f\ x$

El problema de la inferencia - Definición

Dado un término U sin anotaciones de tipo, hallar un término estándar (i.e. con anotaciones de tipos) M tal que

1. $\Gamma \triangleright M : \sigma$, para algún Γ y σ, y
2. $\textsc{Erase}(M) = U$

Ejemplos

- Para $U = \lambda x.succ(x)$ tomamos $M = \lambda x : Nat.succ(x)$ (observar que no hay otra posibilidad)

El problema de la inferencia - Definición

Dado un término U sin anotaciones de tipo, hallar un término estándar (i.e. con anotaciones de tipos) M tal que

1. $\Gamma \triangleright M : \sigma$, para algún Γ y σ, y
2. $\text{Erase}(M) = U$

Ejemplos

- Para $U = \lambda x.succ(x)$ tomamos $M = \lambda x : Nat.succ(x)$ (observar que no hay otra posibilidad)
- Para $U = \lambda x.\lambda f.f\,x$ tomamos $M_{\sigma,\tau} = \lambda x : \sigma.\lambda f : \sigma \to \tau.f\,x$ (hay un $M_{\sigma,\tau}$ por cada σ, τ)

El problema de la inferencia - Definición

Dado un término U sin anotaciones de tipo, hallar un término estándar (i.e. con anotaciones de tipos) M tal que

1. $\Gamma \triangleright M : \sigma$, para algún Γ y σ, y
2. $\textsc{Erase}(M) = U$

Ejemplos

- Para $U = \lambda x.succ(x)$ tomamos $M = \lambda x : Nat.succ(x)$ (observar que no hay otra posibilidad)
- Para $U = \lambda x.\lambda f.f\ x$ tomamos $M_{\sigma,\tau} = \lambda x : \sigma.\lambda f : \sigma \to \tau.f\ x$ (hay un $M_{\sigma,\tau}$ por cada σ, τ)
- Para $U = xx$ no existe ningún M con la propiedad deseada

El problema del chequeo de tipos

chequeo de tipos $\neq$ inferencia de tipos

Chequeo de tipos

Dado un término estándar M determinar si existen Γ y σ tales que $\Gamma \rhd M : \sigma$ es derivable.

- Es mucho más fácil que el problema de la inferencia
- Consiste simplemente en seguir la estructura sintáctica de M para reconstruir una derivación del juicio
- Es esencialmente equivalente a determinar, dados Γ y σ, si $\Gamma \rhd M : \sigma$ es derivable.

Variables de tipo

- Dado $\lambda x.\lambda f.f\,(f\,x)$, para cada σ,
  $M_\sigma = \lambda x:\sigma.\lambda f:\sigma \to \sigma.f\,(f\,x)$ es un solución posible

Variables de tipo

- Dado $\lambda x.\lambda f.f\,(f\,x)$, para cada σ,
  $M_\sigma = \lambda x:\sigma.\lambda f:\sigma\to\sigma.f\,(f\,x)$ es un solución posible
- ¿De qué manera podemos escribir una única expresión que englobe a todas ellas?

Variables de tipo

- Dado $\lambda x.\lambda f.f\,(f\,x)$, para cada σ,
  $M_\sigma = \lambda x : \sigma.\lambda f : \sigma \to \sigma.f\,(f\,x)$ es un solución posible
- ¿De qué manera podemos escribir una única expresión que englobe a todas ellas? Usando variables de tipo
  - Todas las soluciones se pueden representar con
    $$\lambda x : s.\lambda f : s \to s.f\,(f\,x)$$
  - "s" es una variable de tipos que representa una expresión de tipos arbitraria
  - Si bien esta expresión no es una solución en sí misma, la sustitución de s por cualquier expresión de tipos sí arroja una solución válida

Variables de tipo

- Extendemos las expresiones de tipo de LC con variables de tipo $s, t, u, \dots$

$$\sigma \quad ::= \quad s \,|\, Nat \,|\, Bool \,|\, \sigma \to \tau$$

- Denotamos con $\mathcal{V}$ al conjunto de variables de tipo.
- Denotamos con $\mathcal{T}$ al conjunto de tipos así definidos.

Ejemplos

- $s \to t$
- $Nat \to Nat \to t$
- $Bool \to t$

Sustitución de tipos (o simplemente sustitución)

- Función que mapea variables de tipo en expresiones de tipo.

  Usamos S, T, etc. para sustituciones.

  Formalmente, $S : \mathcal{V} \to \mathcal{T}$

  Solo nos interesan las S tales que $\{t \in \mathcal{V} \mid St \neq t\}$ es finito.

Sustitución de tipos (o simplemente sustitución)

- Función que mapea variables de tipo en expresiones de tipo.

  Usamos S, T, etc. para sustituciones.

  Formalmente, $S : \mathcal{V} \to \mathcal{T}$

  Solo nos interesan las S tales que $\{t \in \mathcal{V} \mid St \neq t\}$ es finito.
- Una sustitución S puede aplicarse (de la manera esperada) a

Sustitución de tipos (o simplemente sustitución)

- Función que mapea variables de tipo en expresiones de tipo.

  Usamos S, T, etc. para sustituciones.

  Formalmente, $S : \mathcal{V} \to \mathcal{T}$

  Solo nos interesan las S tales que $\{t \in \mathcal{V} \mid St \neq t\}$ es finito.

- Una sustitución S puede aplicarse (de la manera esperada) a
  1. una expresión de tipos σ (escribimos $S\sigma$)

Sustitución de tipos (o simplemente sustitución)

- Función que mapea variables de tipo en expresiones de tipo.

  Usamos S, T, etc. para sustituciones.

  Formalmente, $S : \mathcal{V} \to \mathcal{T}$

  Solo nos interesan las S tales que $\{t \in \mathcal{V} \mid St \neq t\}$ es finito.

- Una sustitución S puede aplicarse (de la manera esperada) a
  1. una expresión de tipos σ (escribimos $S\sigma$)
  2. un término M (escribimos SM)

Sustitución de tipos (o simplemente sustitución)

- Función que mapea variables de tipo en expresiones de tipo.

  Usamos S, T, etc. para sustituciones.

  Formalmente, $S : \mathcal{V} \to \mathcal{T}$

  Solo nos interesan las S tales que $\{t \in \mathcal{V} \mid St \neq t\}$ es finito.

- Una sustitución S puede aplicarse (de la manera esperada) a
  1. una expresión de tipos σ (escribimos $S\sigma$)
  2. un término M (escribimos SM)
  3. un contexto de tipado $\Gamma = \{x_1 : \sigma_1, \ldots, x_n : \sigma_n\}$ (escribimos $S\Gamma$ y lo definimos como sigue)

$$S\Gamma \stackrel{\text{def}}{=} \{x_1 : S\sigma_1, \ldots, x_n : S\sigma_n\}$$

Sustitución - Nociones adicionales

- El conjunto $\{t \mid St \neq t\}$ se llama soporte de S.
- El soporte representa las variables que S "afecta".
- Usamos la notación $\{\sigma_1/t_1, \ldots, \sigma_n/t_n\}$ para la sustitución con soporte $\{t_1, \ldots, t_n\}$ definida de la manera obvia.
- La sustitución cuyo soporte es $\emptyset$ es la sustitución identidad y la notamos Id.

Instancia de un juicio de tipado

Un juicio de tipado $\Gamma' \rhd M' : \sigma'$ es una instancia de $\Gamma \rhd M : \sigma$ si existe una sustitución de tipos S tal que

$$\Gamma' \supseteq S\Gamma,\ M' = SM \text{ y } \sigma' = S\sigma$$

Propiedad

Si $\Gamma \rhd M : \sigma$ es derivable, entonces cualquier instancia del mismo también lo es.

Función de Inferencia $\mathbb{W}(\cdot)$

Vamos a definir una función $\mathbb{W}(\cdot)$ que
dado un término U sin anotaciones verifica

Corrección $\mathbb{W}(U) = \Gamma \rhd M : \sigma$ implica

- $\textsc{Erase}(M) = U$ y
- $\Gamma \rhd M : \sigma$ es derivable

Completitud Si $\Gamma \rhd M : \sigma$ es derivable y $\textsc{Erase}(M) = U$, entonces

- $\mathbb{W}(U)$ tiene éxito y
- produce un juicio $\Gamma' \rhd M' : \sigma'$ tal que $\Gamma \rhd M : \sigma$ es instancia del mismo
  (se dice que $\mathbb{W}(\cdot)$ computa un tipo principal)

Algoritmo de inferencia (caso constantes y variables)

$$\mathbb{W}(0) \stackrel{\text{def}}{=}$$

Algoritmo de inferencia (caso constantes y variables)

$$
\begin{aligned}
\mathbb{W}(0) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright 0 : Nat \\
\mathbb{W}(true) &\stackrel{\text{def}}{=}
\end{aligned}
$$

Algoritmo de inferencia (caso constantes y variables)

$$
\begin{aligned}
\mathbb{W}(\mathit{0}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright \mathit{0} : \mathit{Nat} \\
\mathbb{W}(\mathit{true}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright \mathit{true} : \mathit{Bool} \\
\mathbb{W}(\mathit{false}) &\stackrel{\text{def}}{=}
\end{aligned}
$$

Algoritmo de inferencia (caso constantes y variables)

$$\begin{aligned}
\mathbb{W}(\mathit{0}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \rhd \mathit{0} : \mathit{Nat} \\
\mathbb{W}(\mathit{true}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \rhd \mathit{true} : \mathit{Bool} \\
\mathbb{W}(\mathit{false}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \rhd \mathit{false} : \mathit{Bool} \\
\mathbb{W}(x) &\stackrel{\text{def}}{=}
\end{aligned}$$

Algoritmo de inferencia (caso constantes y variables)

$$
\begin{aligned}
\mathbb{W}(\mathit{0}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright \mathit{0} : \mathit{Nat} \\
\mathbb{W}(\mathit{true}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright \mathit{true} : \mathit{Bool} \\
\mathbb{W}(\mathit{false}) &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset \triangleright \mathit{false} : \mathit{Bool} \\
\mathbb{W}(x) &\stackrel{\text{def}}{=} \{x : s\} \triangleright x : s, \quad s \text{ variable fresca}
\end{aligned}
$$

Algoritmo de inferencia (caso *succ*)

$$\mathbb{W}(\mathit{succ}(U)) \stackrel{\text{def}}{=}$$

Algoritmo de inferencia (caso *succ*)

$$\mathbb{W}(succ(U)) \stackrel{\text{def}}{=}$$

- Sea $\mathbb{W}(U) = \Gamma \triangleright M : \tau$

Algoritmo de inferencia (caso *succ*)

$$\mathbb{W}(\mathit{succ}(U)) \stackrel{\mathrm{def}}{=}$$

- Sea $\mathbb{W}(U) = \Gamma \rhd M : \tau$
- Necesitamos saber si τ puede ser un *Nat*

Unificación

- ¿El tipo $s \to t$ es compatible o unificable con $Nat \to u$? Sí
  - Basta tomar la sustitución $S \stackrel{\text{def}}{=} \{Nat/s, u/t\}$
  - Y observar que $S(s \to t) = Nat \to u = S(Nat \to u)$
- ¿El tipo s es compatible o unificable con Nat? Sí
  - La sustitución antedicha es tal que $Ss = S\,Nat$

El proceso de determinar si existe una sustitución S tal que dos expresiones de tipos σ, τ son unificables (ie. $S\sigma = S\tau$) se llama unificación.

Composición de sustituciones

La composición de S y T, denotada $S \circ T$, es la sustitución que se comporta como sigue:

$$(S \circ T)(\sigma) = S(T\sigma)$$

Ejemplo

Sea $S = \{u \to Bool/t, Nat/s\}$ y $T = \{v \times Nat/u, Nat/s\}$, entonces $T \circ S = \{(v \times Nat) \to Bool/t, v \times Nat/u, Nat/s\}$

- Decimos que $S = T$ si tienen el mismo soporte y $St = Tt$ para todo t en el soporte de S
- $S \circ Id = Id \circ S = S$
- $S \circ (T \circ U) = (S \circ T) \circ U$

Preorden sobre sustituciones

Una sustitución S es más general que T si existe U tal que $T = U \circ S$.

- La idea es que S es más general que T porque T se obtiene instanciando S

Unificador

Una ecuación de unificación es una expresión de la forma $\sigma_1 \doteq \sigma_2$.
Una sustitución S es una solución de un conjunto de ecuaciones de unificación $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$ si $S\sigma_1 = S\sigma'_1, \ldots, S\sigma_n = S\sigma'_n$

Unificador

Una ecuación de unificación es una expresión de la forma $\sigma_1 \doteq \sigma_2$.
Una sustitución S es una solución de un conjunto de ecuaciones de unificación $\{\sigma_1 \doteq \sigma_1', \ldots, \sigma_n \doteq \sigma_n'\}$ si $S\sigma_1 = S\sigma_1', \ldots, S\sigma_n = S\sigma_n'$

Ejemplos

- La sustitución $\{Bool/v, Bool \times Nat/u\}$ es solución de $\{v \times Nat \to Nat \doteq u \to Nat\}$
- $\{Bool \times Bool/v, (Bool \times Bool) \times Nat/u\}$ también!
- $\{v \times Nat/u\}$ también!
- $\{Nat \to s \doteq t \times u\}$ no tiene solución
- $\{u \to Nat \doteq u\}$ no tiene solución

Unificador más general (MGU)

Una sustitución S es un MGU de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$ si

1. es solución de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$
2. es más general que cualquier otra solución de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$

Unificador más general (MGU)

Una sustitución S es un MGU de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \dots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$ si

1. es solución de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \dots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$
2. es más general que cualquier otra solución de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \dots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$

Ejemplos

- La sustitución $\{Bool/v, Bool \times Nat/u\}$ es solución de $\{v \times Nat \to Nat \doteq u \to Nat\}$ pero no es un MGU pues es instancia de la solución $\{v \times Nat/u\}$
- $\{v \times Nat/u\}$ es un MGU del conjunto

Algoritmo de unificación

Teorema

Si $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$ tiene solución, existe un MGU y además es único salvo renombre de variables

- Entrada:
  - Conjunto de ecuaciones de unificación $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$
- Salida:
  - MGU S de $\{\sigma_1 \doteq \sigma'_1, \ldots, \sigma_n \doteq \sigma'_n\}$, si tiene solución
  - `falla`, en caso contrario

Algoritmo de Martelli-Montanari

- Vamos a presentar un algoritmo no determinístico
- Consiste en reglas de simplificación que simplifican conjuntos de pares de tipos a unificar (*goals*)

$$G_0 \mapsto G_1 \mapsto \ldots \mapsto G_n$$

- Las secuencias que terminan en el goal vacío son exitosas; aquellas que terminan en `falla` son fallidas
- Algunos pasos de simplificación llevan a una sustitución que representa una solución parcial al problema

$$G_0 \mapsto G_1 \mapsto_{S_1} G_2 \mapsto \ldots \mapsto_{S_k} G_n$$

- Si la secuencia es exitosa el MGU es $S_k \circ \ldots \circ S_1$

Reglas del algoritmo de Martelli-Montanari

1. **Descomposición**
   $\{\sigma_1 \to \sigma_2 \doteq \tau_1 \to \tau_2\} \cup G \mapsto \{\sigma_1 \doteq \tau_1, \sigma_2 \doteq \tau_2\} \cup G$
   $\{Nat \doteq Nat\} \cup G \mapsto G$
   $\{Bool \doteq Bool\} \cup G \mapsto G$
2. **Eliminación de par trivial**
   $\{s \doteq s\} \cup G \mapsto G$
3. **Swap**: si σ no es una variable
   $\{\sigma \doteq s\} \cup G \mapsto \{s \doteq \sigma\} \cup G$
4. **Eliminación de variable**: si $s \notin FV(\sigma)$
   $\{s \doteq \sigma\} \cup G \mapsto_{\{\sigma/s\}} \{\sigma/s\}G$
5. **Colisión**
   $\{\sigma \doteq \tau\} \cup G \mapsto$ `falla`, con $(\sigma, \tau) \in T \cup T^{-1}$ y
   $T = \{(Bool, Nat), (Nat, \sigma_1 \to \sigma_2), (Bool, \sigma_1 \to \sigma_1)\}$
6. **Occur check**: si $s \neq \sigma$ y $s \in FV(\sigma)$
   $\{s \doteq \sigma\} \cup G \mapsto$ `falla`

Ejemplo de secuencia exitosa

$$
\begin{array}{ll}
 & \{(Nat \to r) \to (r \to u) \doteq t \to (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{1} & \{Nat \to r \doteq t, r \to u \doteq (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{3} & \{t \doteq Nat \to r, r \to u \doteq (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{4}_{Nat \to r/t} & \{r \to u \doteq (s \to s) \to (Nat \to r)\} \\
\mapsto^{1} & \{r \doteq s \to s, u \doteq Nat \to r\} \\
\mapsto^{4}_{s \to s/r} & \{u \doteq Nat \to (s \to s)\} \\
\mapsto^{4}_{Nat \to (s \to s)/u} & \emptyset
\end{array}
$$

Ejemplo de secuencia exitosa

$$
\begin{array}{ll}
 & \{(Nat \to r) \to (r \to u) \doteq t \to (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{1} & \{Nat \to r \doteq t, r \to u \doteq (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{3} & \{t \doteq Nat \to r, r \to u \doteq (s \to s) \to t\} \\
\mapsto^{4}_{Nat \to r/t} & \{r \to u \doteq (s \to s) \to (Nat \to r)\} \\
\mapsto^{1} & \{r \doteq s \to s, u \doteq Nat \to r\} \\
\mapsto^{4}_{s \to s/r} & \{u \doteq Nat \to (s \to s)\} \\
\mapsto^{4}_{Nat \to (s \to s)/u} & \emptyset
\end{array}
$$

- El MGU es
  $\{Nat \to (s \to s)/u\} \circ \{s \to s/r\} \circ \{Nat \to r/t\} =$
  $\{Nat \to (s \to s)/t, s \to s/r, Nat \to (s \to s)/u\}$

Ejemplo de secuencia fallida

$$
\begin{array}{ll}
 & \{r \to (s \to r) \doteq s \to ((r \to Nat) \to r)\} \\
\mapsto^{1} & \{r \doteq s, s \to r \doteq (r \to Nat) \to r\} \\
\mapsto^{4}_{s/r} & \{s \to s \doteq (s \to Nat) \to s\} \\
\mapsto^{1} & \{s \doteq s \to Nat, s \doteq s\} \\
\mapsto^{6} & \texttt{falla}
\end{array}
$$

Propiedades del algoritmo

Teorema

- El algoritmo de Martelli-Montanari siempre termina
- Sea G un conjunto de pares
  - si G tiene un unificador, el algoritmo termina exitosamente y retorna un MGU
  - si G no tiene unificador, el algoritmo termina con `falla`

Terminación del algoritmo de unificación

Dado un conjunto de ecuaciones de unificación G, definimos:

- n_1: cantidad de variables de tipo distintas en G
- n_2: tamaño de G, calculado como $\sum_{(\sigma \doteq \tau) \in G} |\sigma| + |\tau|$
- n_3: cantidad de ecuaciones de la forma $\sigma \doteq s$ en G

Terminación del algoritmo de unificación

Dado un conjunto de ecuaciones de unificación G, definimos:

- n_1: cantidad de variables de tipo distintas en G
- n_2: tamaño de G, calculado como $\sum_{(\sigma \doteq \tau) \in G} |\sigma| + |\tau|$
- n_3: cantidad de ecuaciones de la forma $\sigma \doteq s$ en G

Podemos observar que las reglas que no producen falla achican la tripla (n_1, n_2, n_3), de acuerdo con el *orden lexicográfico*:

	n_1	n_2	n_3
Descomposición	$=$	$>$	
Eliminación de par trivial	$\geq$	$>$	
Swap	$=$	$=$	$>$
Eliminación de variable	$>$		

Algoritmo de inferencia (caso *succ*)

Algoritmo de inferencia (caso *succ*)

- Sea $\mathbb{W}(U) = \Gamma \rhd M : \tau$
- Sea $S = MGU\{\tau \doteq Nat\}$
- Entonces

$$\mathbb{W}(succ(U)) \stackrel{\text{def}}{=} S\Gamma \rhd S\, succ(M) : Nat$$

- Nota: Caso *pred* es similar

Algoritmo de inferencia (caso *iszero*)

Algoritmo de inferencia (caso *iszero*)

- Sea $\mathbb{W}(U) = \Gamma \triangleright M : \tau$
- Sea $S = MGU\{\tau \doteq Nat\}$
- Entonces

$$\mathbb{W}(iszero(U)) \stackrel{\text{def}}{=} S\Gamma \triangleright S\ iszero(M) : Bool$$

Algoritmo de inferencia (caso ifThenElse)

Algoritmo de inferencia (caso ifThenElse)

- Sea
  - $\mathbb{W}(U) = \Gamma_1 \triangleright M : \rho$
  - $\mathbb{W}(V) = \Gamma_2 \triangleright P : \sigma$
  - $\mathbb{W}(W) = \Gamma_3 \triangleright Q : \tau$
- Sea

$$S = MGU(\{\sigma_1 \doteq \sigma_2 \mid x : \sigma_1 \in \Gamma_i \wedge x : \sigma_2 \in \Gamma_j, i \neq j\} \\ \cup \\ \{\sigma \doteq \tau, \rho \doteq Bool\})$$

- Entonces

$$\mathbb{W}(if\ \ U\ \ then\ \ V\ \ else\ \ W) \stackrel{\text{def}}{=} \\ S\Gamma_1 \cup S\Gamma_2 \cup S\Gamma_3 \triangleright S(if\ \ M\ \ then\ \ P\ \ else\ \ Q) : S\sigma$$

Algoritmo de inferencia (caso aplicación)

Algoritmo de inferencia (caso aplicación)

- Sea
  - $\mathbb{W}(U) = \Gamma_1 \triangleright M : \tau$
  - $\mathbb{W}(V) = \Gamma_2 \triangleright N : \rho$
- Sea

$$S = MGU(\{\sigma_1 \doteq \sigma_2 \mid x : \sigma_1 \in \Gamma_1 \wedge x : \sigma_2 \in \Gamma_2\} \cup \{\tau \doteq \rho \to t\}) \text{ con } t \text{ una variable fresca}$$

- Entonces

$$\mathbb{W}(U\,V) \stackrel{\text{def}}{=} S\Gamma_1 \cup S\Gamma_2 \triangleright S(M\,N) : St$$

Algoritmo de inferencia (caso abstracción)

Algoritmo de inferencia (caso abstracción)

- Sea $\mathbb{W}(U) = \Gamma \triangleright M : \rho$
- Si el contexto tiene información de tipos para x (i.e. $x : \tau \in \Gamma$ para algún τ), entonces

$$\mathbb{W}(\lambda x.U) \stackrel{\text{def}}{=} \Gamma \setminus \{x : \tau\} \triangleright \lambda x : \tau.M : \tau \to \rho$$

- Si el contexto no tiene información de tipos para x (i.e. $x \notin \mathrm{Dom}(\Gamma)$) elegimos una variable fresca s y entonces

$$\mathbb{W}(\lambda x.U) \stackrel{\text{def}}{=} \Gamma \triangleright \lambda x : s.M : s \to \rho$$

Algoritmo de inferencia (caso *fix*)

Algoritmo de inferencia (caso *fix*)

- Sea $\mathbb{W}(U) \;=\; \Gamma \rhd M : \tau$
- Sea $S = MGU\{\tau \doteq t \to t\}$, t variable fresca

$$\mathbb{W}(\mathit{fix}(U)) \stackrel{\mathrm{def}}{=} S\Gamma \rhd S\,\mathit{fix}(M) : St$$