

# Práctica 4 : Cálculo $\lambda$ : Tipado y Semántica Operacional

Tomás Felipe Melli

July 8, 2025

## Índice

<b>1</b>	<b>Sintaxis</b>	<b>2</b>
1.1	Ejercicio 1 . . . . .	2
1.2	Ejercicio 3 . . . . .	2
1.3	Ejercicio 4 . . . . .	3
<b>2</b>	<b>Tipado</b>	<b>4</b>
2.1	Ejercicio 6 : Derivaciones . . . . .	4
2.2	Ejercicio 7 . . . . .	5
2.3	Ejercicio 9 : Tipos habitados . . . . .	5
2.4	Ejercicio 10 . . . . .	6
<b>3</b>	<b>Semántica</b>	<b>7</b>
3.1	Ejercicio 13 . . . . .	7
3.2	Ejercicio 15 . . . . .	7
3.3	Ejercicio 16 . . . . .	7
<b>4</b>	<b>Extensiones</b>	<b>8</b>
4.1	Ejercicio 20 (pares o productos) . . . . .	8
4.2	Ejercicio 22 . . . . .	10
4.3	Ejercicio 23 . . . . .	12
4.4	Ejercicio 27 . . . . .	13

# 1 Sintaxis

## 1.1 Ejercicio 1

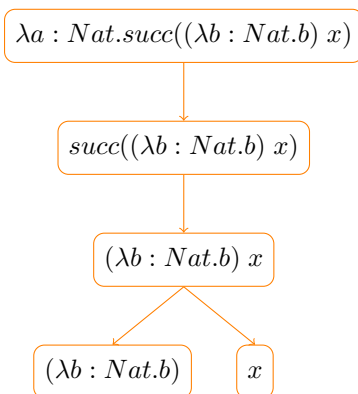
Queremos ver si los siguientes términos están **sintácticamente** bien (pueden ser generados con las gramáticas que conocemos) y a qué categoría pertenecen.

1.  $x : x$  está bien formado y es una expresión de término dentro de nuestro esquema conocido de construcción,
2.  $x x$ : está bien formado sintácticamente y es una expresión de término que responde a la categoría de *aplicación*.
3.  $M :$  está mal formado,  $M$  es una metavariable que representa un término.
4.  $M M$ : está mal formado, misma situación que el ítem anterior.
5.  $true\ false :$  está bien formado y es una expresión de término que categoriza a *aplicación*.
6.  $true\ succ(false\ true) :$  está bien formado y categorizaría una aplicación del tipo  $M\ N$  con  $M = true$  y  $N = succ(O)$  con  $O = false\ true$  (*aplicación*)
7.  $\lambda x.isZero(x)$ : mal formado, representaría una *abstracción*, pero le falta el tipo de  $x$ .
8.  $\lambda x : \sigma.succ(x)$ : mal formada,  $\sigma$  es variable de tipo.
9.  $\lambda x : Bool.succ(x) :$  bien formada la *abstracción*.
10.  $\lambda x : if\ true\ then\ Bool\ else\ Nat.x$ : mal formado.
11.  $\sigma$ : es una variable de tipo, no es un término.
12.  $Bool :$  es una expresión de tipo, está bien.
13.  $Bool - > Bool :$  es una expresión de tipo, está bien.
14.  $Bool - > Bool - > Nat :$  es una expresión de tipo, está bien.
15.  $(Bool - > Bool) - > Nat :$  es una expresión de tipo, está bien.
16.  $succ\ true :$  mal formado, porque  $succ$  no es un término.
17.  $\lambda x : Bool. if\ zero\ then\ true\ else\ zero\ succ\ true$ . Bien formada la *abstracción*.

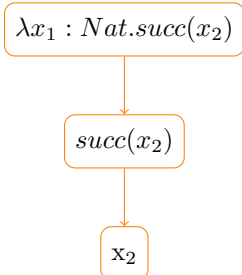
## 1.2 Ejercicio 3

Cuando nos piden marcar **ocurrencias** se refiere a la *aparición de la variable en el árbol sintáctico*.

1. Marcar las ocurrencias del término  $x$  como subtérmino en  $\lambda x : Nat.succ((\lambda x : Nat.x) x)$   
Veamos el árbol : le vamos a cambiar los nombres por practicidad



2. Ocurre  $x_1$  como subtérmino de  $\lambda x_1 : Nat.succ(x_2)$  ? No



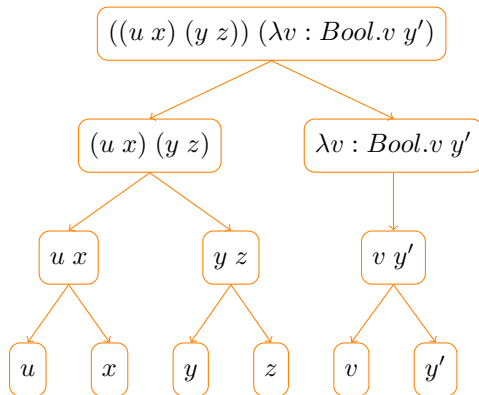
3. Ocurre  $x (y z)$  como subtérmino en  $u x (y z)$ ? La **aplicación asocia a izquierda** por tanto,  $(u x) (y z)$  y como consecuencia, no ocurre como subtérmino. Los subtérminos son :

- (a)  $u x$
- (b)  $y z$
- (c)  $u$
- (d)  $y$
- (e)  $z$

### 1.3 Ejercicio 4

Para los siguientes términos nos piden, **poner los paréntesis de acuerdo a la convención, realizar el árbol sintáctico e indicar la ocurrencias libres y ligadas** y en cuáles aparece la expresión  $(\lambda x : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} \rightarrow \text{Bool} . \lambda y : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} . \lambda z : \text{Bool} . x z (y z)) u$  como subtérmino.

1.  $u x (y z) (\lambda v : \text{Bool} . v y) \Rightarrow ((u x) (y z)) (\lambda v : \text{Bool} . v y)$   
Renombramos y armamos el árbol



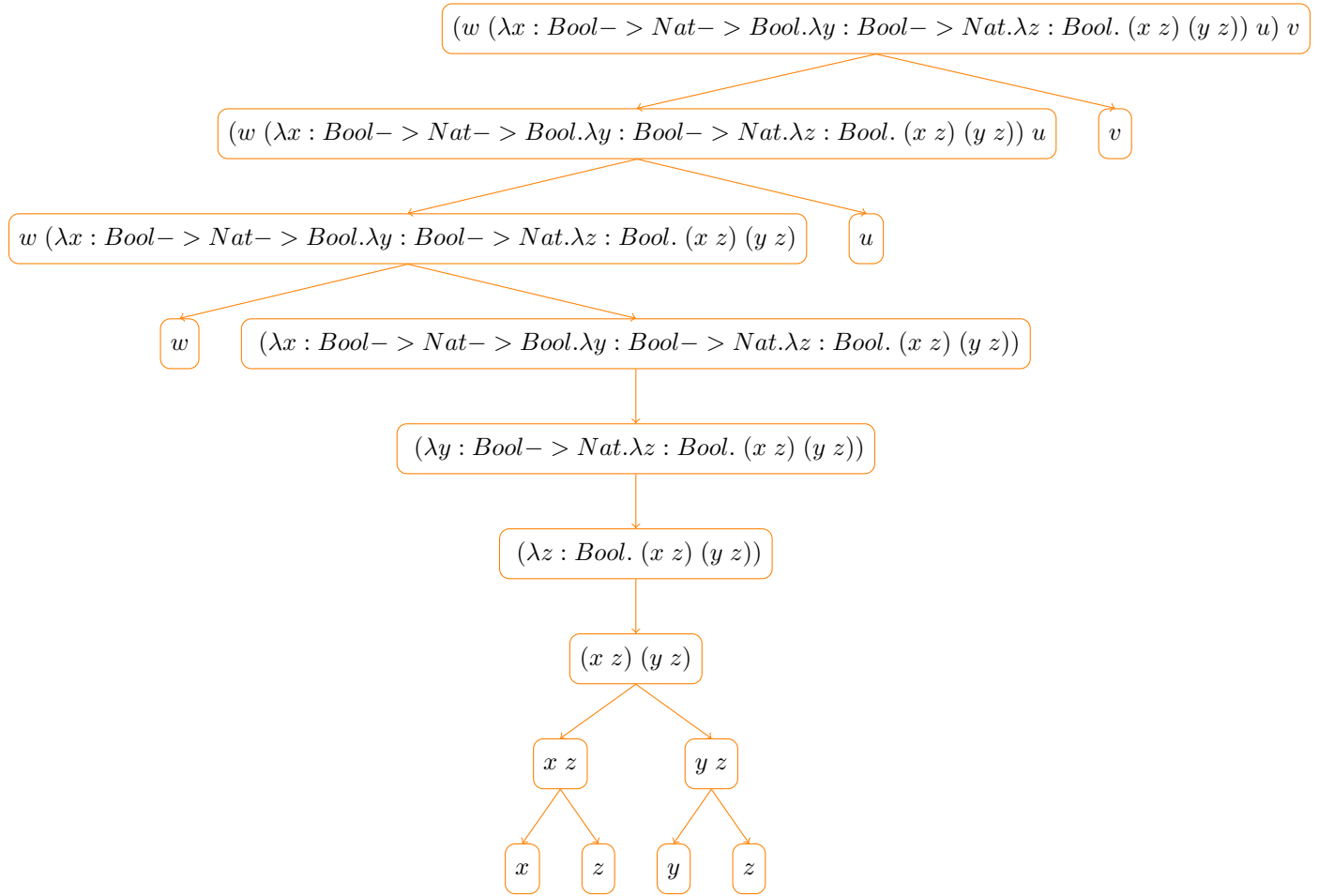
El conjunto de las variables libres es  $\{y'\}$ , luego, todas ligadas. No aparece la expresión.

2.  $(\lambda x : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} \rightarrow \text{Bool} . \lambda y : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} . \lambda z : \text{Bool} . x z (y z)) u v w \Rightarrow$   
 $(((\lambda x : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} \rightarrow \text{Bool} . \lambda y : \text{Bool} \rightarrow \text{Nat} . \lambda z : \text{Bool} . (x z) (y z)) u) v) w$ . Veamos el árbol



Ahora bien, las variables libres son  $\{u, v, w\}$ , las demás están ligadas. En esta expresión sí es subtérmino.

3.  $w (\lambda x : Bool \rightarrow Nat \rightarrow Bool. \lambda y : Bool \rightarrow Nat. \lambda z : Bool. x z (y z)) u v \Rightarrow$   
 $(w (\lambda x : Bool \rightarrow Nat \rightarrow Bool. \lambda y : Bool \rightarrow Nat. \lambda z : Bool. (x z) (y z)) u) v$   
 Miremos el árbol



En este caso, también aparece como subtérmino la expresión. El conjunto de variables libres es  $\{w, u, v\}$ .

## 2 Tipado

### 2.1 Ejercicio 6 : Derivaciones

Nos piden dar una derivación, y en caso de no poder dar explicación de por qué, para cada uno de los siguientes juicios de tipado:

1.  $\vdash \text{if } true \text{ then } zero \text{ else } succ(zero) : Nat$

$$\frac{\frac{}{\Gamma \vdash true : Bool} \text{T-TRUE} \quad \frac{}{\Gamma \vdash zero : Nat} \text{T-ZERO} \quad \frac{\frac{}{\Gamma \vdash zero : Nat} \text{T-TRUE}}{\Gamma \vdash succ(zero) : Nat} \text{T-SUCC}}{\vdash \text{if } true \text{ then } zero \text{ else } succ(zero) : Nat} \text{T-IF}$$

2.  $x : Nat, y : Bool \vdash \text{if } true \text{ then } false \text{ else } (\lambda z : Bool. z) true : Bool.$

$$\frac{\frac{}{\vdash true : Bool} \text{T-TRUE} \quad \frac{}{\vdash false : Bool} \text{T-FALSE} \quad \frac{\frac{\frac{}{z : Bool \vdash z : Bool} \text{T-VAR}}{\vdash (\lambda z : Bool. z) : Bool \rightarrow Bool} \text{T-ABS} \quad \frac{}{\vdash true : Bool} \text{T-TRUE}}{\vdash (\lambda z : Bool. z) true : Bool} \text{T-APP}}{x : Nat, y : Bool \vdash \text{if } true \text{ then } false \text{ else } (\lambda z : Bool. z) true : Bool} \text{T-IF}$$

3.  $\vdash \text{if } \lambda x : Bool \text{ then } zero \text{ else } succ(zero) : Nat$

$$\frac{\frac{\text{No TIPA, no cumple con la regla T-IF}}{\vdash (\lambda x : Bool. x) : Bool \rightarrow Bool} \quad \frac{}{\vdash zero : Nat} \text{T-ZERO} \quad \frac{\dots}{\vdash succ(zero) : Nat}}{\vdash \text{if } \lambda x : Bool. x \text{ then } zero \text{ else } succ(zero) : Nat} \text{T-IF}$$

4.  $x : Bool \multimap Nat, y : Bool \vdash x y : Nat$

$$\frac{\frac{}{x : Bool \multimap Nat, y : Bool \vdash x : Bool \multimap Nat} \text{T-VAR} \quad \frac{}{x : Bool \multimap Nat, y : Bool \vdash y : Nat} \text{T-VAR}}{x : Bool \multimap Nat, y : Bool \vdash x y : Nat} \text{T-APP}$$

## 2.2 Ejercicio 7

Se modifica la regla de tipado de la abstracción ( $\rightarrow_i$ ) y se la cambia por

$$\frac{\Gamma \vdash M : \tau}{\Gamma \vdash \lambda x : \sigma. M : \sigma \rightarrow \tau} \rightarrow_{i2}$$

Con esto en mente, nos piden exhibir un juicio de tipado derivable en el original, pero no en este. Veamos

$$\frac{\Gamma \vdash z : Bool}{\vdash (\lambda z : Bool. z) : Bool \multimap Bool} \rightarrow_{i2}$$

Pero como vimos en el ejercicio 6 punto 2, con la regla tradicional, es derivable. El problema es que no podemos deducir con el conjunto de premisas que  $z : Bool$  y por tanto, no es derivable en  $\rightarrow_{i2}$

## 2.3 Ejercicio 9 : Tipos habitados

Decimos que un tipo  $\tau$  está **habitado**, si existe un término  $M$  tal que el juicio  $\vdash M : \tau$  es derivable. En este caso, decimos que  $M$  es un **habitante de  $\tau$** . Por ejemplo, dado un tipo  $\sigma$ , la identidad  $\lambda x : \sigma. x$  es un habitante del tipo  $\sigma \rightarrow \sigma$ . Demostrar que los siguientes tipos están habitados (para cualquier  $\sigma, \tau$  y  $\rho$ ):

1.  $\sigma \rightarrow \tau \rightarrow \sigma$

Queremos algo que cumpla

$$\frac{\dots}{\vdash M : \sigma \rightarrow \tau \rightarrow \sigma}$$

Con esto en mente, nos proponemos llegar a algo como

$$\frac{\frac{\dots \vdash M'' : \sigma}{\dots \vdash M' : \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}}{\dots \vdash M : \sigma \rightarrow \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}$$

Con esto, podríamos pensar qué  $\lambda$  armar y qué premisas son necesarias para que cumpla. Arranquemos por premisas

$$\frac{\frac{x : \sigma, y : \tau \vdash M'' : \sigma}{x : \sigma \vdash M' : \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}}{\vdash M : \sigma \rightarrow \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}$$

Ahora completamos las expresiones  $M$

$$\frac{\frac{\frac{}{x : \sigma, y : \tau \vdash x : \sigma} \text{T-VAR}}{x : \sigma \vdash \lambda y : \tau. x : \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}}{\vdash \lambda x : \sigma. \lambda y : \tau. x : \sigma \rightarrow \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS}$$

2.  $(\sigma \rightarrow \tau \rightarrow \rho) \rightarrow (\sigma \rightarrow \tau) \rightarrow \sigma \rightarrow \rho$  Qué es este bicho ? Si prestamos atención tenemos una función que recibe un  $\sigma$  y  $\tau$  otra que recibe  $\sigma$  y devuelve un  $\tau$  y otra que recibe un  $\sigma$  y devuelve  $\rho$ . Les ponemos nombres :

$$\begin{aligned} f &:: \sigma \rightarrow \tau \rightarrow \rho \\ g &:: \sigma \rightarrow \tau \\ x &:: \sigma \\ h &:: f \ x \ (g \ x) \end{aligned}$$

Con esta idea en mente...

5.  $x : \sigma, y : \tau \vdash xy : \tau$ .
6.  $x : \sigma \vdash x \text{ true} : \tau$
7.  $x : \sigma \vdash x \text{ true} : \sigma$  no hay solución
8.  $x : \sigma \vdash xx : \sigma$  no hay solución

## 3 Semántica

### 3.1 Ejercicio 13

Sean  $\sigma, \tau, \rho$  tipos. Renombrar variables en ambos términos para que las sustituciones no cambien su significado. Según la definición de sustitución, calcular:

1.  $(\lambda y : \sigma. x (\lambda x : \tau. x))\{x := (\lambda y : \rho. x y)\}$

- Primero, como recomienda la consigna, renombramos

$$(\lambda y : \sigma. x (\lambda a : \tau. a))\{x := (\lambda y : \rho. x y)\}$$

- Luego, por definición de sustitución : reemplazamos cada ocurrencia libre de  $x$  en  $M$  por  $N$

$$(\lambda y : \sigma. (\lambda y : \rho. x y) (\lambda a : \tau. a))$$

2.  $(y (\lambda v : \sigma. x v))\{x := (\lambda y : \tau. v y)\}$

- Análogo a lo anterior, renombramos primero

$$(y (\lambda v : \sigma. x v))\{x := (\lambda a : \tau. b a)\}$$

- A continuación, seguimos la definición :

$$(y (\lambda v : \sigma. (\lambda a : \tau. b a) v))$$

### 3.2 Ejercicio 15

Determinar si las siguientes expresiones son valores

1.  $(\lambda x : Bool. x) true$

No es valor, es una aplicación. Se puede evaluar  $(\lambda x : Bool. x) true \rightarrow true$

2.  $\lambda x : Bool. 2$ . Es valor

3.  $\lambda x : Bool. pred(2)$ . Es valor

4.  $\lambda y : Nat. (\lambda x : Bool. pred(2)) true$ . Es un valor porque es una lambda y lo de adentro es término.

5.  $x$  no lo es.

6.  $succ(succ(zero))$  es valor porque  $succ$  aplicado a  $succ(zero)$  es valor.

### 3.3 Ejercicio 16

En este ejercicio no hay que considerar la regla  $pred(Zero) \rightarrow Zero$ .

Antes de comenzar miremos las definiciones de

- **Programa** : decimos que  $M$  es un programa cuando cumple ser un **término cerrado y tipable**. Es decir, todas sus variables están ligadas, como consecuencia  $fv(M) = \emptyset$  y en un contexto  $\Gamma$  de tipos,  $M$  puede ser probado y derivado y tiene un tipo válido.
- **Forma Normal** : decimos que una forma normal es un **programa**  $M$  tal que **no existe**  $M'$  que cumpla  $M \rightarrow M'$

Con esto en mente, nos piden determinar si las siguientes expresiones son programas, en caso de serlo, hacer la evaluación y concluir algo sobre esa evaluación (si es un valor o un error)

1.  $(\lambda x : Bool. x) true \xrightarrow{\beta} true$  la regla también se llama *E-APPABS*. Entoces, es un programa, ya que no tiene variables libre y tipa. Lo podemos evaluar con la regla de *evaluación de abstracción*  $\beta$  y concluimos que el resultado es un valor.

2.  $\lambda x : Nat. pred(succ(x)) \xrightarrow{E-PREDSUCC} \lambda x : Nat. x$  por tanto se trata de un programa que evalúa a un término de nuestra gramática. Por tanto, el resultado de la evaluación es un valor.

3.  $\lambda x : Nat. pred(succ(y))$  podríamos querer nuevamente aplicar *E-PREDSUCC* pero desafortunadamente esta expresión no es un programa ya que  $fv(\dots) = y$  y por tanto no es cerrado.

4.  $(\lambda x : Bool. pred(isZero(x))) true$  en este caso, si quisiésemos aplicar la regla *T-PRED* nos daríamos cuenta que la expresión no tipa, esto se debe a que  $pred$  espera un  $Nat$ . Como conclusión, la expresión es cerrada, pero no tipa.

5.  $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. f \text{ zero})(\lambda x : Nat. isZero(x))$  miramos las expresiones y vemos que ambas cumplen con las reglas de tipado y que además el término es cerrado. Concluimos que se trata de un programa y que procedemos a evaluarlo.  
 $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. f \text{ zero})(\lambda x : Nat. isZero(x)) \xrightarrow{\beta} (\lambda x : Nat. isZero(x)) \text{ zero} \xrightarrow{\beta} isZero(\text{zero}) \xrightarrow{E-ISZEROZERO} true$   
 Conclusión, obtenemos un término de la gramática que fue resultado de una evaluación y por tanto, obtuvimos un valor
6.  $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. x)(\lambda x : Nat. isZero(x))$  el problema de esta expresión es que la  $x$  en  $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. x)$  está libre y por tanto no puede ser programa un término con  $fv(...) \neq \emptyset$ .
7.  $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. f \text{ pred}(\text{zero}))(\lambda x : Nat. isZero(x))$  Caso borde, ya sabemos por consigna que se nos va a romper el  $\text{pred}(\text{zero})$  pero eso ocurre una vez que evaluamos. Por tanto, la expresión cumple con las condiciones de ser programa. Por que  $\text{pred}$  espera un  $Nat$ , y  $\text{Zero}$  lo es, y también vale que no hay variables libres. Concluimos que es programa y procedemos a su evaluación.  
 $(\lambda f : Nat \rightarrow Bool. f \text{ pred}(\text{zero}))(\lambda x : Nat. isZero(x)) \xrightarrow{\beta} (\lambda x : Nat. isZero(x)) \text{ pred}(\text{zero}) \xrightarrow{\beta} isZero(\text{pred}(\text{zero})) \rightarrow ERROR$   
 No tenemos en las reglas de semántica operacional definido  $\text{pred}(\text{zero})$  por tanto, esta evaluación concluye a un **estado de error, es decir, un estado de evaluación donde el término está en forma normal pero no es un valor**
8.  $\mu y : Nat. succ(y)$  este último caso tiene una notación en cálculo  $\lambda$  llamada especial donde  $\mu$  es un *operador de punto fijo o recursión explícita*. Esto es,  $\mu$  **devuelve el punto de fijo de una función**. La notación sería

$$\mu x. f(x) \equiv f(\mu x. f(x))$$

Con esto en mente, decimos que

$$\mu y : Nat. succ(y) \rightarrow succ(\mu y : Nat. succ(y)) \rightarrow succ(succ(\mu y : Nat. succ(y))) \rightarrow \dots$$

Como en este caso diverge ya que no termina nunca, no podemos evaluarlo.

## 4 Extensiones

### 4.1 Ejercicio 20 (pares o productos)

Este ejercicio extiende el cálculo- $\lambda$  tipado con pares. Las gramáticas de los tipos y los términos se extienden de la siguiente manera:

$$\begin{aligned} \tau &::= \dots \mid \tau \times \tau \\ M &::= \dots \mid \langle M, M \rangle \mid \pi_1(M) \mid \pi_2(M) \end{aligned}$$

donde  $\sigma \times \tau$  es el tipo de los pares cuya primera componente es de tipo  $\sigma$  y cuya segunda componente es de tipo  $\tau$ ,  $\langle M, N \rangle$  construye un par y  $\pi_1(M)$  y  $\pi_2(M)$  proyectan la primera y la segunda componente de un par, respectivamente.

Nos piden definir las reglas de tipado para los nuevos constructores de términos. Con esas reglas y ciertos tipos, exhibir habitantes de las siguientes expresiones :

a) Definimos las reglas de tipado

$$\frac{\Gamma \vdash M_1 : \tau_1 \quad \Gamma \vdash M_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash \langle M_1, M_2 \rangle : \tau_1 \times \tau_2} \text{ T-PAR}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \tau_1 \times \tau_2}{\Gamma \vdash \pi_1(M) : \tau_1} \text{ T-FIRST}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \tau_1 \times \tau_2}{\Gamma \vdash \pi_2(M) : \tau_2} \text{ T-SECOND}$$

b) Veamos entonces las siguientes expresiones. Antes, repasemos lo que era un **término habitante del tipo**. Esto es, en simple palabras, **una lambda que tiene ese tipo**. La idea es proponer uno que cumpla y hacer la derivación para probarlo como hicimos en el ejercicio 9.

1. Constructor de pares :  $\sigma \rightarrow \tau \rightarrow (\sigma \times \tau)$

$$\begin{aligned} &\frac{}{\Gamma, x : \sigma, y : \tau \vdash x : \sigma} \text{ T-VAR} \quad \frac{}{\Gamma, x : \sigma, y : \tau \vdash y : \tau} \text{ T-VAR} \\ &\frac{}{\Gamma, x : \sigma, y : \tau \vdash \langle x, y \rangle : \sigma \times \tau} \text{ T-PAR} \\ &\frac{}{\Gamma, x : \sigma \vdash \lambda y : \tau. \langle x, y \rangle : \sigma \rightarrow (\sigma \times \tau)} \text{ T-ABS} \\ &\frac{}{\Gamma \vdash \lambda x : \sigma. \lambda y : \tau. \langle x, y \rangle : \sigma \rightarrow \tau \rightarrow (\sigma \times \tau)} \text{ T-ABS} \end{aligned}$$



2. Proyecciones :  $(\sigma \times \tau) \rightarrow \sigma$  y  $(\sigma \times \tau) \rightarrow \tau$

–  $(\sigma \times \tau) \rightarrow \sigma$

$$\frac{\frac{\frac{}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash x : (\sigma \times \tau)}{\text{T-VAR}}}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash \pi_1(x) : \sigma} \text{T-FIRST}}{\Gamma \vdash \lambda x : (\sigma \times \tau). \pi_1(x) : (\sigma \times \tau) \rightarrow \sigma} \text{T-APP}$$

–  $(\sigma \times \tau) \rightarrow \tau$

$$\frac{\frac{\frac{}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash x : (\sigma \times \tau)}{\text{T-VAR}}}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash \pi_2(x) : \tau} \text{T-SECOND}}{\Gamma \vdash \lambda x : (\sigma \times \tau). \pi_2(x) : (\sigma \times \tau) \rightarrow \tau} \text{T-APP}$$

3. Conmutatividad  $(\sigma \times \tau) \rightarrow (\tau \times \sigma)$

$$\frac{\frac{\frac{}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash x : (\sigma \times \tau)}{\text{T-VAR}}}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash \pi_2(x) : \tau} \text{T-SECOND} \quad \frac{\frac{\frac{}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash x : (\sigma \times \tau)}{\text{T-VAR}}}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash \pi_1(x) : \sigma} \text{T-FIRST}}{\Gamma, x : (\sigma \times \tau) \vdash \langle \pi_2(x), \pi_1(x) \rangle : (\tau \times \sigma)} \text{T-PAR}}{\Gamma \vdash \lambda x : (\sigma \times \tau). \langle \pi_2(x), \pi_1(x) \rangle : (\sigma \times \tau) \rightarrow (\tau \times \sigma)} \text{T-ABS}$$

4. Asociatividad  $((\sigma \times \tau) \times \rho) \rightarrow (\sigma \times (\tau \times \rho))$  y  $(\sigma \times (\tau \times \rho)) \rightarrow ((\sigma \times \tau) \times \rho)$

–  $((\sigma \times \tau) \times \rho) \rightarrow (\sigma \times (\tau \times \rho))$

La idea es encontrar una lamda que tome algo como  $\langle \langle x, y \rangle, z \rangle$  y evalúe a  $\langle x, \langle y, z \rangle \rangle$ . Con esto en mente (lo escribo en color para que se vea mejor):

$$\frac{\frac{\frac{\frac{}{\Gamma' \vdash x : (\sigma \times \tau) \times \rho} \text{T-VAR}}{\Gamma' \vdash \pi_1(x) : \sigma \times \tau} \text{T-FIRST}}{\Gamma' \vdash \pi_1(\pi_1(x)) : \sigma} \text{T-FIRST} \quad \frac{\frac{\frac{}{\Gamma' \vdash x : (\sigma \times \tau) \times \rho} \text{T-VAR}}{\Gamma' \vdash \pi_2(x) : \tau \times \sigma} \text{T-SECOND}}{\Gamma' \vdash \pi_1(\pi_2(x)) : \tau} \text{T-FIRST} \quad \frac{\frac{\frac{}{\Gamma' \vdash x : (\sigma \times \tau) \times \rho} \text{T-VAR}}{\Gamma' \vdash \pi_2(x) : \rho} \text{T-SECOND}}{\Gamma' \vdash \langle \pi_1(\pi_2(x)), \pi_2(x) \rangle : (\tau \times \rho)} \text{T-PAR}}{\Gamma, x : ((\sigma \times \tau) \times \rho) \vdash \langle \pi_1(\pi_1(x)), \langle \pi_1(\pi_2(x)), \pi_2(x) \rangle \rangle : (\sigma \times (\tau \times \rho))} \text{T-PAR}}{\Gamma \vdash \lambda x : ((\sigma \times \tau) \times \rho). \langle \pi_1(\pi_1(x)), \langle \pi_1(\pi_2(x)), \pi_2(x) \rangle \rangle : ((\sigma \times \tau) \times \rho) \rightarrow (\sigma \times (\tau \times \rho))} \text{T-ABS}$$

–  $(\sigma \times (\tau \times \rho)) \rightarrow ((\sigma \times \tau) \times \rho)$

Muy parecido al ítem anterior

5. Currificación  $((\sigma \times \tau) \rightarrow \rho) \rightarrow (\sigma \rightarrow \tau \rightarrow \rho)$  y  $(\sigma \rightarrow \tau \rightarrow \rho) \rightarrow ((\sigma \times \tau) \rightarrow \rho)$

c) Para extender el conjunto de valores, agregamos el par que es un valor, donde cada una de sus componentes lo es :

$$V ::= \dots \mid \langle V_1, V_2 \rangle$$

d) Las reglas de semántica operacional son las reglas que definen cómo los términos del programa se evalúan hasta llegar a un resultado, la estructura básica es :

$$\frac{M \rightarrow M'}{f(M) \rightarrow f(M')} \text{ E- nombre}$$

La idea es que si un término  $M$  evalúa a  $M'$ , entonces la evaluación cumple que cierta función sobre el término evaluará a la misma función aplicada a  $M'$ . Por supuesto, hay casos que es directo porque  $M$  es una forma normal. Veamos :

$$\frac{}{\pi_1(\langle V_1, V_2 \rangle) \rightarrow V_1} \text{ E-FIRSTVALUE}$$

$$\frac{}{\pi_2(\langle V_1, V_2 \rangle) \rightarrow V_2} \text{ E-SECONDVALUE}$$

Qué pasa si el término no es un valor y puede ser evaluado ... ?

$$\frac{M \rightarrow M'}{\pi_1(M) \rightarrow \pi_1(M')} \text{ E-FIRST}$$

$$\frac{M \rightarrow M'}{\pi_2(M) \rightarrow \pi_2(M')} \text{ E-SECOND}$$

Vamos con el constructor de pares

$$\frac{M \rightarrow M'}{\langle M, N \rangle \rightarrow \langle M', N \rangle} \text{E-PARES1}$$

$$\frac{N \rightarrow N'}{\langle M, N \rangle \rightarrow \langle M, N' \rangle} \text{E-PARES2}$$

Por qué no existe algo como ...

$$\frac{N \rightarrow N', M \rightarrow M'}{\langle M, N \rangle \rightarrow \langle M', N' \rangle} \text{E-PARES3}$$

La respuesta es que esta forma de evaluar rompería el determinismo, es decir, cada término tiene a lo sumo una regla que puede aplicarse en cada paso. Si hiciésemos algo de ese estilo estaríamos permitiendo que la reducción de términos tengan dos reglas diferentes que podrían aplicarse al mismo tiempo y produzcan resultados diferentes. Esto básicamente rompe el determinismo.

- e) La propiedad de preservación de tipos afirma que si  $\Gamma \vdash M : \tau$  y  $M \rightarrow N$ , entonces  $\Gamma \vdash N : \tau$ . Esto vale, ya que en nuestro caso todas las reglas de evaluación que postulamos, preservan el tipo de los términos.

La propiedad de progreso dice que si  $\Gamma \vdash M : \tau$ , entonces  $M$  es un valor o existe un  $N$  tal que  $M \rightarrow N$ . En nuestro caso, cualquier término bien tipado es un valor o puede reducirse

## 4.2 Ejercicio 22

Este ejercicio extiende el Cálculo Lambda tipado con listas. Comenzamos ampliando el conjunto de tipos:

$$\tau ::= \dots \mid [\tau]$$

donde  $[\tau]$  representa el tipo de las listas cuyas componentes son de tipo  $\tau$ . El conjunto de términos ahora incluye:

$$M, N, O ::= \dots \mid []_\tau \mid M :: N \mid \text{case } M \text{ of } \{ [] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O \} \mid \text{foldr } M \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O$$

donde:

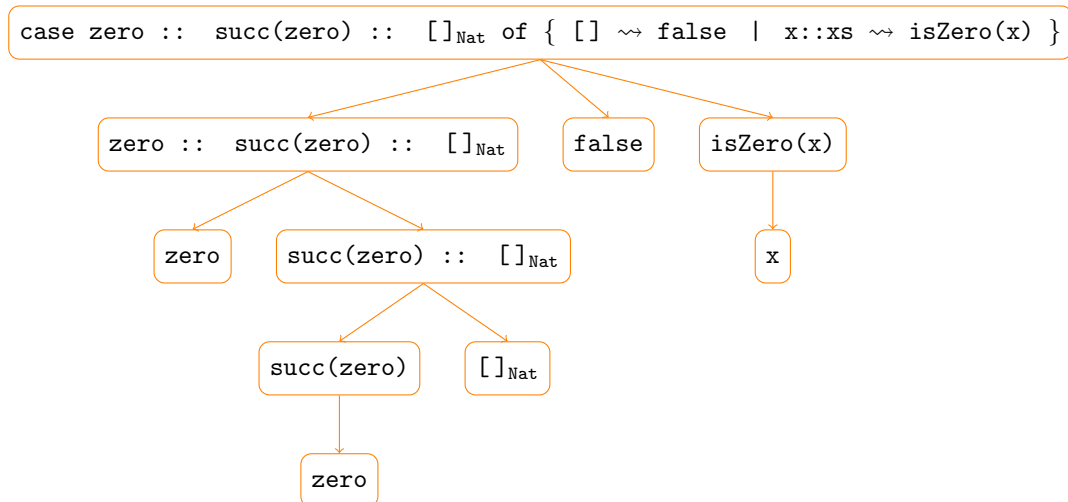
- $[]_\sigma$  es la lista vacía cuyos elementos son de tipo  $\sigma$ .
- $M :: N$  agrega  $M$  al principio de la lista  $N$ .
- $\text{case } M \text{ of } \{ [] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O \}$  es el observador de listas. Por su parte, los nombres de variables que se indiquen luego del  $\mid$  ( $h$  y  $t$  en este caso) son variables que pueden aparecer libres en  $O$  y se ligan con la cabeza y cola de la lista respectivamente.
- $\text{foldr } M \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O$  es el operador de recursión estructural (no curricado). Los nombres de variables entre paréntesis ( $h$  y  $r$  en este caso) son variables que pueden aparecer libres en  $O$  y deberán ser ligadas con la cabeza y el resultado de la recursión, respectivamente.

Por ejemplo:

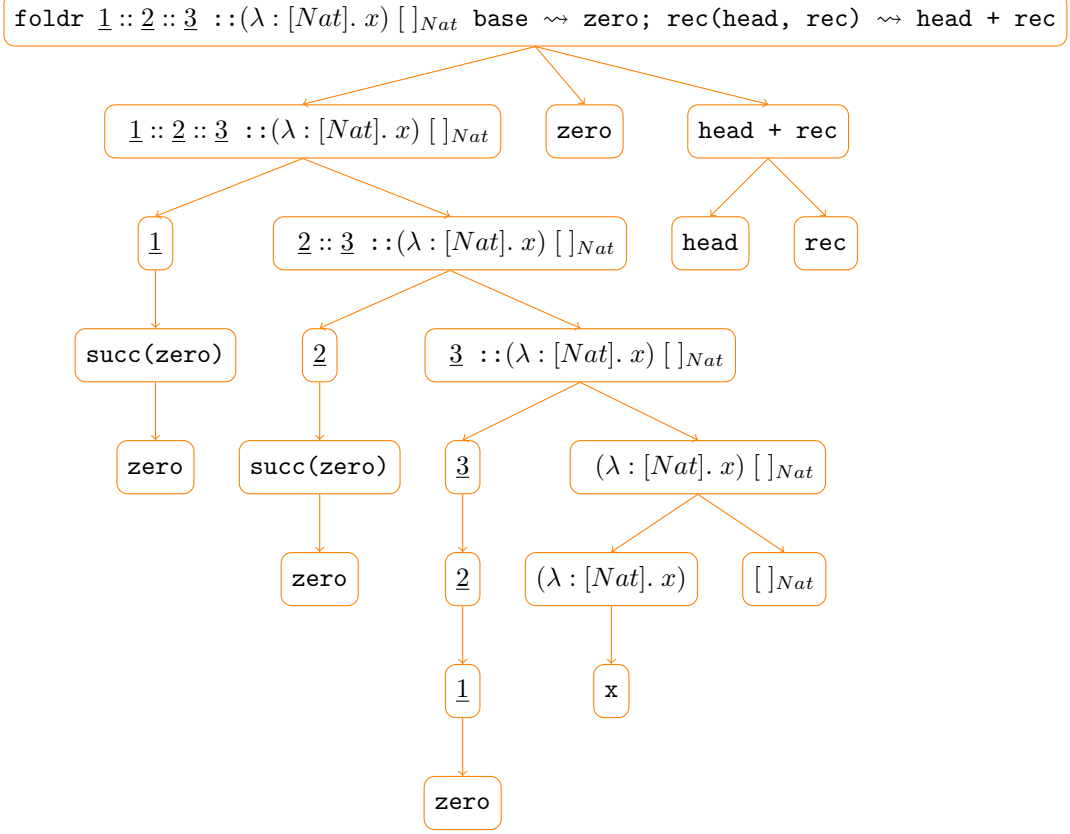
$$\begin{aligned} &\text{case zero} :: \text{succ}(\text{zero}) :: []_{\text{Nat}} \text{ of } \{ [] \rightsquigarrow \text{false} \mid x :: xs \rightsquigarrow \text{isZero}(x) \} \rightarrow \text{true} \\ &\text{foldr } \underline{1} :: \underline{2} :: \underline{3} :: (\lambda x : [\text{Nat}].x) []_{\text{Nat}} \text{ base } \rightsquigarrow \text{zero}; \text{rec}(\text{head}, \text{rec}) \rightsquigarrow \text{head} + \text{rec} \rightarrow \underline{6} \end{aligned}$$

- a) Mostrar el árbol sintáctico para los ejemplos

I. Case ... of ...



## II. foldr



b) Agregar las reglas de tipado

$$\frac{}{\Gamma \vdash []_{\sigma} : [\sigma]} \text{T-EMPTY}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \quad \Gamma \vdash N : [\sigma]}{\Gamma \vdash M :: N : [\sigma]} \text{T-APPEND}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : [\sigma] \quad \Gamma, [] \vdash N : \tau \quad \Gamma, h : \tau, t : [\sigma] \vdash O : \tau}{\Gamma \vdash \text{case } M \text{ of } \{[] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O\} : \tau} \text{T-CASE}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : [\sigma] \quad \Gamma \vdash N : \tau \quad \Gamma, h : \sigma, r : \tau \vdash O : \tau}{\Gamma \vdash \text{foldr } M \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O : \tau} \text{T-FOLDR}$$

c) Demostrar el juicio de tipado

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash x : Bool}{\Gamma \vdash x :: x :: y : [Bool]} \text{T-VAR} \quad \frac{\frac{\Gamma \vdash x : Bool}{\Gamma \vdash x :: y : [Bool]} \text{T-VAR} \quad \frac{\Gamma \vdash y : [Bool]}{\Gamma \vdash x :: y : [Bool]} \text{T-APPEND} \quad \frac{\Gamma \vdash y : [Bool]}{\Gamma \vdash y : [Bool]} \text{T-VAR} \quad \frac{\frac{\Gamma' \vdash b : Bool}{\Gamma, b : Bool, a : [Bool] \vdash \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]} \text{T-IF} \quad \frac{\frac{\Gamma' \vdash b : Bool}{\Gamma, b : Bool, a : [Bool] \vdash \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]} \text{T-IF} \quad \frac{\Gamma' \vdash a : [Bool]}{\Gamma, b : Bool, a : [Bool] \vdash \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]} \text{T-IF} \quad \frac{\Gamma' \vdash []_{Bool} : [Bool]}{\Gamma, b : Bool, a : [Bool] \vdash \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]} \text{T-IF} \quad \frac{\Gamma \vdash x :: x :: y : [Bool] \quad \Gamma \vdash y : [Bool] \quad \Gamma, b : Bool, a : [Bool] \vdash \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]}{x : Bool, y : [Bool] \vdash \text{foldr } x :: x :: y \text{ base } \rightsquigarrow y; \text{rec}(b, a) \rightsquigarrow \text{if } b \text{ then } a \text{ else } []_{Bool} : [Bool]} \text{T-FOLDR}$$

d) Extensión del conjunto de valores

$$V ::= \dots \mid V :: V \mid []_{\sigma}$$

e) Agregar las reglas de deducción

$$\frac{N \rightarrow N'}{V :: N \rightarrow V :: N'} \text{E-APPEND1}$$

$$\frac{M \rightarrow M'}{M :: N \rightarrow M' :: N} \text{E-APPEND2}$$

Veamos qué sucede con *case*. Esta función reducirá, dependiendo quién sea M, a una expresión o a otra, veamos primero los casos simples

$$\frac{}{\text{case } []_{\sigma} \text{ of } \{[] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O\} \rightarrow N} \text{E-CASEEMPTY}$$

$$\frac{}{\text{case } V_1 :: V_2 \text{ of } \{[] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O\} \rightarrow O\{h := V_1\}\{t := V_2\}} \text{E-CASEVALUES}$$

Si  $M$  no es valor y se puede evaluar,  $M \rightarrow M'$ :

$$\frac{M \rightarrow M'}{\text{case } M \text{ of } \{[] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O\} \rightarrow \text{case } M' \text{ of } \{[] \rightsquigarrow N \mid h :: t \rightsquigarrow O\}} \text{E-CASE}$$

Veamos *foldr*, primero los casos simples, cuando la lista a foldear es vacía o tiene valores

$$\frac{}{\text{foldr } []_{\sigma} \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O \rightarrow N} \text{E-FOLDREEMPTY}$$

$$\frac{}{\text{foldr } V_1 :: V_2 \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O \rightarrow O\{h := V_1\}\{r := \text{foldr } V_2 \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O\}} \text{E-FOLDRVALUES}$$

$$\frac{M \rightarrow M'}{\text{foldr } M \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O \rightarrow \text{foldr } M' \text{ base } \rightsquigarrow N; \text{rec}(h, r) \rightsquigarrow O} \text{E-FOLDR}$$

### 4.3 Ejercicio 23

A partir de la extensión del ejercicio 22, definir una nueva extensión que incorpore expresiones de la forma  $\mathbf{map}(M, N)$ , donde  $N$  es una lista y  $M$  una función que se aplicará a cada uno de los elementos de  $N$ .

Importante: tener en cuenta las anotaciones de tipos al definir las reglas de tipado y semántica.

La heurística es similar a lo que venimos haciendo. Primero, extendemos a los términos el nuevo, luego, extendemos las reglas de tipo, si falta agregar un valor, lo agregamos, finalmente, postulamos las reglas de la semántica operacional para saber cómo evaluar y *c'est fini!*.

- Agregamos el término

$$M, N ::= \dots \mid \text{map}(M, N)$$

- Extendemos las reglas de tipo

$$\frac{\Gamma \vdash M : \tau \rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash N : [\tau]}{\Gamma \vdash \text{map}(M, N) : [\sigma]} \text{T-MAP}$$

- No falta ningún valor

- Extendemos las reglas de semántica operacional

Qué pasa si  $N$  es una lista vacía ? Recordar que  $N$  es una lista de tipo  $\tau$  y esperamos evaluar a una lista de tipo  $\sigma$ . Es lo mismo si  $M$  todavía no es valor ? Para la siguiente regla  $M$  es un valor

$$\frac{}{\text{map}(M, []_{\tau}) \rightarrow []_{\sigma}} \text{E-MAPEMPTY}$$

Qué pasa si  $M$  no es un valor ? En qué contexto podría pasar ? Una función que deba ser evaluada para devolver otra que sea la que se aplique al valor  $\tau$  de  $N$ .

$$\frac{M \rightarrow M'}{\text{map}(M, N) \rightarrow \text{map}(M', N)} \text{E-MAP1}$$

Veamos si  $M$  es un valor y la lista  $N$  ya es un valor...

$$\frac{}{\text{map}(M, V_1 :: V_2) \rightarrow M V_1 :: \text{map}(M, V_2)} \text{E-MAPVALUES}$$

Último caso, qué pasa si  $N$  se puede reducir ? En el contexto normal, donde la lista todavía no exhibe los valores como  $V_1 :: V_2$  o  $[]_{\tau}$

$$\frac{N \rightarrow N'}{\text{map}(M, N) \rightarrow \text{map}(M, N')} \text{E-MAP2}$$

## 4.4 Ejercicio 27

Se desea extender el Cálculo Lambda tipado con colas bidireccionales (también conocidas como deque). Se extenderán los tipos y términos de la siguiente manera:

$$\begin{aligned}\sigma &::= \dots \mid \text{Cola}_\sigma \\ M &::= \dots \mid \langle \rangle_\sigma \mid M_1 \bullet M_2 \mid \text{proximo}(M) \mid \text{desencolar}(M) \mid \text{case } M \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow M_2; c \bullet x \rightsquigarrow M_3\end{aligned}$$

donde  $\langle \rangle_\sigma$  es la cola vacía en la que se pueden encolar elementos de tipo  $\sigma$ ;  $M_1 \bullet M_2$  representa el agregado del elemento  $M_2$  al final de la cola  $M_1$ ; los observadores  $\text{proximo}(M_1)$  y  $\text{desencolar}(M_1)$  devuelven, respectivamente, el primer elemento de la cola (el primero que se encoló), y la cola sin el primer elemento (estos dos últimos solo tienen sentido si la cola no es vacía); y el observador  $\text{case } M_1 \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow M_2; c \bullet x \rightsquigarrow M_3$  permite operar con la cola en sentido contrario, accediendo al último elemento encolado (cuyo valor se ligará a la variable  $x$  en  $M_3$ ) y al resto de la cola (que se ligará a la variable  $c$  en el mismo subtérmino).

a) Nos piden las reglas de tipo

$$\begin{aligned}\frac{}{\Gamma \vdash \langle \rangle_\sigma : \text{Cola}_\sigma} \text{T-EMPTYQUEUE} \\ \frac{\Gamma \vdash M_1 : \text{Cola}_\sigma \quad \Gamma \vdash M_2 : \sigma}{\Gamma \vdash M_1 \bullet M_2 : \text{Cola}_\sigma} \text{T-}\bullet \\ \frac{\Gamma \vdash M : \text{Cola}_\sigma}{\Gamma \vdash \text{proximo}(M) : \sigma} \text{T-PROXIMO} \\ \frac{\Gamma \vdash M : \text{Cola}_\sigma}{\Gamma \vdash \text{desencolar}(M) : \text{Cola}_\sigma} \text{T-DESENCOLAR} \\ \frac{\Gamma \vdash M_1 : \text{Cola}_\sigma \quad \Gamma \vdash M_2 : \tau \quad \Gamma, c : \text{Cola}_\sigma, x : \sigma \vdash M : \tau}{\Gamma \vdash \text{case } M_1 \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow M_2; c \bullet x \rightsquigarrow M_3 : \tau} \text{T-CASE}\end{aligned}$$

b) Conjunto de valores

$$V ::= \dots \mid \langle \rangle_\sigma \mid V \bullet V$$

Las reglas de cómputo son :

$$\begin{aligned}\frac{}{\text{case } \langle \rangle_\sigma \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow M_2; c \bullet x \rightsquigarrow M_3 \rightarrow M_2} \text{E-CASEEMPTY} \\ \frac{}{\text{case } V_1 \bullet V_2 \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow M_2; c \bullet x \rightsquigarrow M_3 \rightarrow M_3\{c := V_1\}\{x := V_2\}} \text{E-CASENOTEMPTY} \\ \frac{}{\text{proximo}(\langle \rangle_\sigma \bullet V) \rightarrow V} \text{E-PROXIMO1 un sólo elemento} \\ \frac{}{\text{proximo}(V_1 \bullet V_2 \bullet V_3) \rightarrow \text{proximo}(V_1 \bullet V_2)} \text{E-PROXIMO2 al menos 2 elementos} \\ \frac{}{\text{desencolar}(\langle \rangle_\sigma \bullet V) \rightarrow \langle \rangle_\sigma} \text{E-DESENCOLAR1} \\ \frac{}{\text{desencolar}(V_1 \bullet V_2 \bullet V_3) \rightarrow \text{desencolar}(V_1 \bullet V_2) \bullet V_3} \text{E-DESENCOLAR2}\end{aligned}$$

Y luego, son 5 reglas de congruencia para los caso en que  $M \rightarrow M'$  (próximo, desencolar y case + 2 del bullet que es una de un lado que se reduce y luego la del otro)

- Reducir

$$\begin{aligned}\text{case } \langle \rangle_{\text{Nat}} \bullet 1 \bullet 0 \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow \text{proximo}(\langle \rangle_{\text{Bool}}); c \bullet x \rightsquigarrow \text{isZero}(x) \\ \xrightarrow{E\text{-CASENOTEMPTY}} \text{isZero}(x)\{c := \langle \rangle_{\text{Nat}} \bullet 1\}\{x := 0\} \\ \rightarrow \text{isZero}(0) \\ \xrightarrow{E\text{-ISZEROZERO}} \text{True}\end{aligned}$$

- Definir como macro la función  $\text{ultimo}_\sigma$

$$\begin{aligned}\text{ultimo}_\tau \stackrel{\text{def}}{=} \lambda x : \text{Cola}_\sigma \text{ case } x \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow \perp_\tau; c \bullet u \rightsquigarrow u \\ \Gamma \vdash \text{ultimo}(M) : \text{Cola}_\sigma \rightarrow \sigma\end{aligned}$$

Habría que demostrar  $\Gamma \vdash \lambda x : \text{Cola}_\sigma \text{ case } x \text{ of } \langle \rangle \rightsquigarrow \perp_\tau; c \bullet u \rightsquigarrow u : \text{Cola}_\sigma \rightarrow \sigma$