

Paradigmas de Lenguajes de Programación

Tomás Agustín Hernández



Programación Funcional

Consiste en definir funciones y aplicarlas para procesar información. Las funciones son verdaderamente funciones (parciales):

- Aplicar una función no tiene efectos secundarios.
- A una misma entrada le corresponde siempre la misma salida.
- Las estructuras de datos son inmutables.

Las funciones, además son datos como cualquier otro:

- Se pueden pasar como parámetros.
- Se pueden devolver como resultados.
- Pueden formar parte de estructuras de datos. Ej.: Un árbol binario que en sus nodos hay funciones.

Expresiones

Son secuencias de símbolos que sirven para representar datos, funciones, y funciones aplicadas a los datos. Una expresión puede ser:

- Un constructor: `True`, `False`, `[]`, `(:)`, `0`, `1`, `2`.
 - Type Constructor: Es un constructor que se utiliza para crear un nuevo tipo.
 - Data Constructor: Se utiliza para crear valores de ese tipo.
 - Ej.: `data Color = Rojo | Verde | Azul`. `Azul` es un **data constructor** pues nos permite crear valores del tipo `Color` mientras que el Type Constructor es `Color`.
 - Ej.: `data Complejo = C Float Float`. `C` es una función que recibe dos `Float` y es un constructor de `Complejo`.
- Una variable: `longitud`, `ordenar`, `x`, `xs` `(+)`, `(*)`.
- La aplicación de una expresión a otra: `ordenar lista`, `not True`, `(+) 1`.

Función Parcialmente Aplicada

Una función parcialmente aplicada es una función a las cuales se llama otra función pero no se le proporcionan todos los argumentos.

Ahora, es importante que para que esta función parcialmente aplicada tenga sentido se le manden todos los parámetros. Es una especie de $a \rightarrow b$ Ej.:

```
1 | add :: Int -> Int -> Int
2 | add x y = x + y
3 |
4 | add5 :: Int -> Int
5 | add5 = add 5
6 |
7 | add5 es una función que ejecuta la función parcial add pues le manda solo un parámetro y necesita dos.
```

Una buena pregunta entonces es ¿pero por qué es una función parcial `add 5`? Pues hay una función `add5` que la implementa sin pasarle todos los parámetros directamente.

```
1 | add5 3 -> Este 3 llega como "y" a add
2 |
3 | add5 = add 5
4 | add = 5 + y
5 | add = 5 + 3
6 | add = 8
```

Otro ejemplo

```
1 | const :: a -> b -> a
2 | const x y = x
3 |
4 | const (const 1) 2 -> const 1
5 | El llamado de (const 1) es una función parcialmente aplicada porque no envía el valor de y, sin embargo,
   | const (const 1) 2 no la aplica parcialmente porque le termina mandando los dos parámetros.
```

Aplicación de Expresiones

Es asociativa hacia la izquierda:

- $f\ x\ y \equiv (f\ x)\ y$
- $((((f\ a)\ b)\ c)\ d)$: Primero calcula el resultado que devuelve la expresión f enviando el valor de a . Nótese que la idea sería que $(f\ a)$ devuelva una expresión del tipo función pues luego le pasamos otro parámetro (b) .

Importancia de la Aplicación de las Expresiones

¿Qué sucede si aplicamos `Head Tail` l? Recordemos que la asociatividad a la izquierda haría algo así `Head(Tail) l` pero `Tail` en ese momento no es nada, y si aplicamos `head` explota. En este caso los paréntesis son importantes: `(head (tail l))`

Veamos otro ejemplo `map(\x → x 0) (map(+) [1, 2, 3])`. En este caso la asociatividad a la izquierda nos muestra algo así `map(\x → x 0) ((map(+) [1, 2, 3]))`. Esto genera `map(\x → x 0) [2, 3, 4]` ahora según lo que haga la función x , hace una cosa u otra. Imaginemos que lo llamamos como `map (+1) [2, 3, 4]` esto daría `[3, 4, 5]`

Función \$

Aplica una función a un valor

1		$g :: (a \rightarrow b) \rightarrow (a \rightarrow b)$
2		$g\ x\ y = x\ y$

Construyendo una lista paso a paso con constructores

Ej.: ¿Como construimos la lista `[1, 2]` utilizando constructores?

- Lo primero que necesitamos, es un constructor de listas. Para eso tenemos la expresión `(:)`. Recordando que la aplicación de expresiones es asociativo a izquierda.
- Veamos su tipo desde GHCI `(:) :: a -> [a] -> [a]`.
- Necesitamos enviarle un valor de tipo a , una lista y como resultado, la operación `(:)` devuelve una lista.
- Preguntemos lo siguiente: ¿Con `((:) 1)` nos basta para agregar a una lista? No, porque no estamos cumpliendo el tipado del constructor. Si quisiéramos una lista con solamente el 1 si bastaría, pero acá también queremos el 2.
- Entonces, comenzamos aplicando la expresión `(:)` con el número 2, y ahí sí enviamos como segundo parámetro una lista vacía (que da como resultado) una lista vacía.
- `(((:) 2) []) = [2]`
- Por último, `((:) 1) [2]` también cumple el tipo pues nos quedaría `((:) 1) [2] = [1, 2]`

¿Y si quisiéramos construir 1, 2, 3, 4? Recordemos la asociatividad a la izquierda, pero a la hora de querer utilizar una expresión, hay que cumplir el tipado. Hasta que ese tipado no se cumpla, Haskell tratará de resolver la expresión más profunda para ver si reduciendo cumple el tipo.

`((:)(1) (((:) 4) (((:) 2) (((:) 3) []))))`

Esto lo podemos ver como $a \rightarrow (b \rightarrow (c \rightarrow (d)))$ pues para conocer a , necesitamos construir la lista de la derecha, para conocer a b necesitamos la lista de la derecha, para conocer a c necesitamos la lista de d , y d inicializa la lista vacía. Esto es importantísimo porque claramente no podríamos usar `(:) 1` sin una lista. Entonces Haskell evalúa todo lo de la derecha hasta que obtenga una lista. Si no se obtuviera una lista, sería inválido.

Polimorfismo

Sucede en aquellas expresiones que tienen más de un tipo.

- $id :: a \rightarrow a$
- $(:) :: a \rightarrow [a] \rightarrow [a]$

- $fst :: (a, b) \rightarrow a$
- $cargarStringArray :: String \rightarrow \square \rightarrow [String]$. No es una expresión Polimórfica.

Nota: Es importante que si tenemos 2 parámetros de tipo a significa que los dos parámetros deben ser de ese tipo. Si tenemos 2 parámetros uno de tipo a y uno de b podría suceder que sean diferentes pero puede que sean el mismo. **Importante:** Recordar que si usamos operadores, colocar las clases que correspondan. Ej.: $a > 0$ a debe ser $(Num\ a, Ord\ a)$. Véase anexo para ver ejemplos de las clases de tipos.

Polimorfismo con Clases (Type Classes)

Es posible limitar el polimorfismo a clases específicas. Es decir, si nos mandan un tipo a podemos decir que ese tipo a es genérico pero de una clase específica.

Ejemplo: $func :: Num\ a \implies a \rightarrow a \rightarrow a$

En este caso, $Num\ a$ es una Type Class.

Modelo de Cómputo (cálculo de valores)

Dada una expresión, se computa su valor usando las ecuaciones siempre y cuando estén bien tipadas.

Importante: Que una expresión se cumpla el tipado, no significa que devuelva un valor.

- $sumarUno :: a \rightarrow a$: No falla nunca (función total)
- $division :: a \rightarrow b$: Falla si $b = 0$. Esto nos demuestra que aunque los parámetros estén bien tipados, podemos tener indefiniciones (función parcial).

¿Cómo está dado un programa en Funcional?

Un programa funcional está dado por un conjunto de **ecuaciones orientadas**. Se les llama de esta forma pues del **lado izquierdo está lo que define y del lado derecho la definición** (o expresión que produce el valor) Una ecuación $e1 = e2$ se interpreta desde dos puntos de vista

- **Denotacional:** Declara que $e1$ y $e2$ tienen el mismo significado.
 - "Denotan lo mismo"
- **Operacional:** Computar el valor de $e1$ se reduce a computar el valor de $e2$.
 - "Operan de la misma forma"

¿Cómo es el lado izquierdo de una ecuación orientada?

No es una expresión arbitraria. Debe ser una función aplicada a **patrones**.

Un patrón puede ser:

- Una variable: a, b, c .
- Un comodín: $_$.
- Un constructor aplicado a patrones: Recordemos que un constructor sería algo que construye un tipo.
 - $True, False, 1$, etc.

Importante: El lado izquierdo NO debe contener variables repetidas.

Ej.: $iguales\ x\ x = True$ es una expresión mal formada. Esto pues dos valores que pueden ser diferentes, no pueden caer en la misma variable.

Ej.: $predecesor\ (n + 1) = n$ también está mal formada porque estamos haciendo un cálculo del lado izquierdo, y recordemos que del lado izquierdo solo hay definiciones. Del lado derecho se hacen los cálculos o cálculo de los valores.

¿Cómo evaluamos las expresiones?

- Buscamos la subexpresión más externa que coincida con el lado izquierdo de una ecuación.
- Reemplazar la subexpresión que coincide con el lado izquierdo de la ecuación por la expresión correspondiente al lado derecho.
- Continuar evaluando la expresión resultante.

¿Cuándo se detiene la evaluación de una expresión?

- Cuando el programa estalla.
 - Loop infinito.
 - Indefinición.
- Cuando la expresión es una función **parcialmente aplicada**. ¿qué sería esto? ¿se refiere a utilizar mal la función parcialmente aplicada?
- La expresión es un constructor o un constructor aplicado. Ej.: True, (:) 1, [1, 2, 3].
 - Yo lo veo como algo más del tipo: una fórmula atómica o algo irreducible.

¿Cómo ayuda el Lazy Evaluation (Evaluación Perezosa) a Haskell?

Muchas veces nos ayuda a evitar tocar con un valor indefinido aunque esté ahí. Como no evalúa cosas que no necesita, si hay un indefinido por ahí y no necesita ni siquiera llegar, no lo toca.

```
1 |   indefinido :: Int
2 |   indefinido = indefinido
3 |   head(tail [indefinido, 1, indefinido])
```

¿Qué hace tail? Toma la cola de la lista, entonces como resultado arroja [1, indefinido] (ni siquiera evaluó el primer indefinido)
¿Qué hace head ahora entonces? [1] (ni siquiera evaluó el indefinido del final)

Importancia del orden de las Ecuaciones

El criterio más fuerte debe ir por encima del resto. Porque puede haber un caso que matchee y nunca se evalúe el siguiente caso.

Veamos un ejemplo:

```
1 |   esCorta (_ :: _) = False
2 |   esCorta _ = True
```

Considerando este orden:

- Si mando una lista que siempre tiene ≥ 3 elementos da False.
- Si mando una lista que tiene < 3 elementos es siempre True.

Cambiamos el orden y veamos qué cambia

```
1 |   esCorta _ = True
2 |   esCorta (_ :: _) = False
```

Considerando este orden:

- Si la lista tiene 0, 1, 2, 3, 4, ... n elementos siempre dará True.

En la segunda aplicación ¡nunca caemos en el caso 2! y esto es importante porque sabemos que si tiene 1 cae siempre en la primera.

Notación Infija & Notación Prefija

Infija: argumento + funcion + argumento

Prefija: funcion + argumentos

Importante: $(\leq)18 \neq (\leq 18)$ pues la opción de $(\leq)18$ sería $(18 \leq x)$ mientras que (≤ 18) sería $(x \leq 18)$. Donde claramente denota que el parámetro cuando está fuera de la notación infija es el primer argumento mientras que si lo ponemos adentro hardcodeamos su posición. Es decir $(18 \leq)$ estaríamos diciendo $(18 \leq x)$

Curricación

Una función es curificada cuando tiene la siguiente forma $ab :: Int \rightarrow Int \rightarrow Int$

Esto puede parecer que recibe 2 parámetros y devuelve uno, pero en realidad lo que hace es básicamente por cada parámetro asociar a la izquierda y hacer una función por cada parámetro.

Es decir, sería algo así $ab :: Int \rightarrow (Int \rightarrow Int)$

La función Curry **NO CAMBIA** la manera en que la función original curificada recibe los argumentos, sino que, la función curry es una especie de *punto de puente* para que nosotros mandemos los argumentos separados y los aplique a la función no

currificada.

Importante: No tiene sentido hablar de currficación cuando las funciones tienen un solo parámetro. Las funciones currificadas son realmente importantes en la Programación Funcional porque nos permite aplicarlas de forma parcial. Es una especie mas reutilizable.

Una función no currificada tiene esta pinta $\text{suma} :: (\text{Int}, \text{Int}) \rightarrow \text{Int} \rightarrow \text{Int}$ porque acá estoy obligando a la función suma a recibir una tupla de elementos, no puedo ir mandando de a uno parcialmente. Véase **anexo** para armar una función curry y uncurry

Funciones de Orden Superior

Son funciones que reciben como parámetro otras funciones.

Definamos la composición de funciones $(g \circ f)$

Recordemos que en Álgebra vimos Composición de Funciones y es algo así: sean $A : B \rightarrow C$ y $D : A \rightarrow B$

La composición gof es $A \rightarrow B$. Es decir, va desde el dominio de D hasta la imagen de A. (la salida de una función debe ser la entrada de la otra.)

En Haskell, la podemos definir así

```
1  ent: Entrada sal: Salida
2
3  (.) :: (b -> c) -> (a -> b) -> (a -> c)
4
5  Queremos: (g . f) x ==> g (f x)
6
7  Desglosemos
8  (.) :: (ent. de g -> sal. de g) -> (ent. de f -> sal. de f) -> (ent. de f -> sal. de g)
9
10 El resultado de la composición nos da una nueva función que tiene como entrada un valor de tipo a, y la
    salida es un valor de tipo c.
11
12 Entonces, primero se evalúa f x, lo cual produce un resultado de tipo b.
13
14 Luego, este resultado (de tipo b) se pasa a g, produciendo un resultado de tipo c.
15
16 (g . f) x: envía el parámetro x a la función f, y el resultado de f x se manda a g. Esto da como resultado
    g (f x)
```

Otra forma de definir la composición es usando Notación Lambda.

```
1  (.) :: (b -> c) -> (a -> b) -> (a -> c)
2  g . f = \ x -> g (f x)
```

Recordemos que esto es algo recordable pues fog sería meter g adentro de f y para eso, la salida de g debe ser la entrada de f. Y luego se devuelve como salida el dominio de g y la salida de f. Nótese que la notación lambda es súper útil para definir funciones sin nombre, que solamente hagan algo. Esto es muy útil cuando queremos mandar una función por parámetro y que una función dada la llame a esta función.

Llamados estándar vs llamados en composición

$\text{not}(\text{null } x) \equiv (\text{not} \circ \text{null}) x$

Esto quiere decir que si primero componemos todas las funciones que queremos aplicarle a un valor, es lo mismo que ir aplicando de una a una las funciones al argumento.

Importante: La composición funciona **sí y solo sí** alguna de las funciones está parcialmente aplicada. Ej.: $(== 0) \text{ mod } n \text{ mod } m$ no funciona, pero $(== 0) \text{ mod } n$ sí.

Funciones Lambda

Son funciones anónimas, es decir, no tienen nombre.

$(\backslash x \rightarrow x + 1)$: Es una función anónima que dado un x, te devuelve una función que le aplica x+1.

Funciones Lambda Anidadas

$\backslash y \rightarrow (\backslash x \rightarrow y)$: Esto a ojo es una función constante, porque dado un valor y , se aplica la función x pero se devuelve el mismo valor y .

Los parámetros se obvían en algunos casos, este es uno. La mejor forma sería $\backslash y \rightarrow \backslash x \rightarrow y$.

Mejor notación para funciones anidadas: $\backslash y \ x \rightarrow y$

Reducción de Lambda

Preguntar $foldr(\backslash x \ rec \rightarrow fx : rec) \equiv \backslash x \rightarrow (:)(fx) \ y \ \backslash x \rightarrow ex \equiv e$

Asignar nombre a una función

$a = \backslash x \rightarrow x$: al nombre **a** le asigno la función anónima $\backslash x \rightarrow x$

¿Para qué queremos funciones de orden superior? Pt 1

```
1 | dobleL :: [Float] -> [Float]
2 | dobleL [] = []
3 | dobleL (x:xs) = x * 2 : dobleL xs
4 |
5 | esParL :: [Int] -> [Bool]
6 | esParL [] = []
7 | esParL (x:xs) = x `mod` 2 == 0 : esParL xs
```

¿Qué es lo que tienen en común? Todas tienen una estructura bastante similar.

```
1 | g [] = []
2 | g (x : xs) = f x : g xs
```

Lo único que cambia es **qué se hace** en cada paso recursivo.

Hagamos una pregunta ¿la cantidad de elementos de la entrada es igual a la de la salida? en este caso sí pero ¿qué operación se está haciendo? se están haciendo ciertas manipulaciones de los datos y se devuelve la información modificada en una lista nueva.

Esto, en varios lenguajes se conoce como **map**. Se hace una manipulación de los datos pero se devuelve **la misma cantidad de elementos**.

Map

Recibe como parámetro una función que es aplicada a todos los elementos y devuelve una lista nueva. Se utiliza para modificar los valores de una lista dada según lo que haga la función.

```
1 | map :: (a -> b) -> [a] -> [b]
2 | map f [] = []
3 | map f (x : xs) = f x : map f xs
```

Entonces, podemos definir **qué operación de modificación** se le realizan a los elementos de una lista dada.

```
1 | multiplicarPorDos :: [a] -> [b]
2 | multiplicarPorDos xs = map (\x -> x * 2) xs
3 |
4 | dividirPorDos :: [a] -> [b]
5 | dividirPorDos xs :: map (\x -> x / 2) xs
```

Entonces gracias a Map nos abstraemos de tener miles de funciones con la misma estructura pero solo cambien **qué hacen** con los elementos.

Véase **anexo** para ver ejercicios interesantes con Map.

¿Para qué queremos funciones de orden superior? Pt 2

```
1 | negativos :: [Int] -> [Int]
2 | negativos [] = []
3 | negativos (x:xs) = if x < 0
4 |                     then x : negativos xs
5 |                     else negativos xs
```

```

6 |
7 | pares :: [Int] -> [Int]
8 | pares [] = []
9 | pares (x:xs) = if x `mod` 2 == 0
10 |                 then x : pares xs
11 |                 else pares xs

```

¿Qué es lo que tienen en común? Todas tienen una estructura bastante similar, pero lo único que cambia es **cuando vamos a agregar a la lista los elementos**.

```

1 | g [] = []
2 | g (x:xs) = f x : g xs

```

Hagamos una pregunta ¿la cantidad de elementos de la entrada es igual a la de la salida? Puede que sí, puede que no. ¿Qué operación se está haciendo? se están filtrando ciertos elementos de una lista que no cumplan una condición dada. Esto, en varios lenguajes se conoce como **filter**. Se devuelve una nueva lista con los elementos que cumplan una condición dada.

Filter

Recibe como parámetro una función que es aplicada a todos los elementos. Se utiliza para "borrar" elementos de una lista, o quitar aquellos que no cumplan un criterio dado.

```

1 | filter :: (a -> Bool) -> [a] -> [a]
2 | filter p [] = []
3 | filter p (x : xs) = if p x
4 |                       then x : filter p xs
5 |                       else filter p xs

```

La función que le enviamos es para especificar **qué elementos nos queremos quedar**.

Entonces, podemos definir **qué operación de filtro** se le realizan a los elementos de una lista dada.

```

1 | eliminarImpares :: [a] -> [a]
2 | eliminarImpares xs = filter (\x -> x `mod` 2 == 0) xs
3 |
4 | borrarNegativos :: [a] -> [a]
5 | borrarNegativos xs = filter (\x -> x > 0) xs

```

Entonces gracias a Filter nos abstraemos de tener miles de funciones con la misma estructura pero solo cambien **con qué elementos nos quedamos** dada una condición

Recursión

¿Qué tienen en común los siguientes problemas? ¿En qué difieren?

```

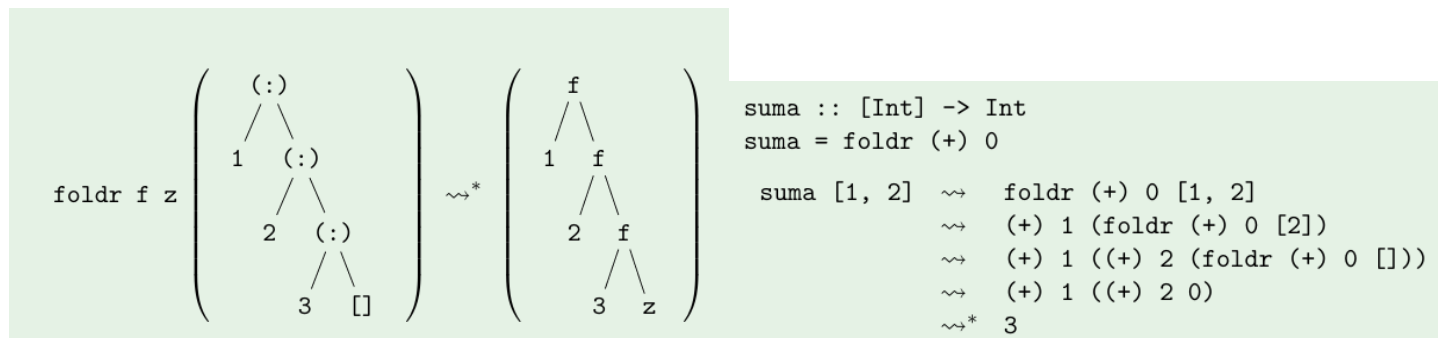
1 | concat :: [[a]] -> [a]
2 | concat [] = []
3 | concat (x:xs) = x ++ concat xs
4 |
5 | reverso :: [a] -> [a]
6 | reverso [] = []
7 | reverso (x:xs) = reverso xs ++ [x]
8 |
9 | sum :: [Int] -> Int
10 | sum [] = 0
11 | sum (x:xs) = x + sum xs
12 |
13 | En común:
14 |     1. Todos tienen un caso base, pero es diferente.
15 |     2. Todos hacen un paso recursivo, pero cambia la operación que hacen.
16 |     3. El tipo de entrada puede no coincidir con el de la salida.

```

En este tipo de problemas lo mejor que podemos hacer es realizar una especie de función que nos permita modularizar lo más posible y aquello que difiere, pasarlo por parámetros. Este tipo de problemas lo podemos solucionar con Foldr.

Recursión Estructural (foldr)

Se la conoce como Plegado a la Derecha porque va anidando el llamado de la función hacia adentro hasta que llega al caso base. Cuando llega al caso base, resuelve de derecha a izquierda. Una función f está dada por recursión estructural sí:



- El caso base devuelve un valor fijo z .
- El caso recursivo es una función de x y $(g\ xs)$
- Se trabaja solamente con la cabeza de la lista.
- Se hace recursión sobre la cola pero no se tiene acceso a ella, sino al llamado recursivo. Es decir, el caso recursivo no usa xs .
- La recursión es la clásica, va desde derecha a izquierda. La R de foldr es de Right.

Su estructura formal es la siguiente

- 1 $g\ [] = \text{caso base} \rightarrow \text{valor}$
- 2 $g\ (x:xs) = \text{caso recursivo} \rightarrow \text{función cabeza de la lista y resultado de la recursión.}$

Por lo tanto foldr se define como

- 1 $\text{foldr} :: (a \rightarrow (b \rightarrow b)) \rightarrow b \rightarrow [a] \rightarrow b$
- 2 $\text{foldr}\ f\ z\ [] = z$
- 3 $\text{foldr}\ f\ z\ (x:xs) = f\ x\ (\text{foldr}\ f\ z\ xs)$

Importantísimo: El tipado de foldr es $Foldable\ t \implies (a \rightarrow b \rightarrow b) \rightarrow b \rightarrow ta \rightarrow b$

- a = Es el elemento que tenemos actualmente en la recursión.
- b = Es cualquier tipo que nos permita acumular. Puede ser una tupla, un número, lo que sea. Pero en cada paso recursivo hay que llenar eso. El caso base tiene que cumplir este tipo b .
- Véase [anexo](#) para ver ejemplos usando foldr.

¿Qué es lo que produce foldr $(:)\ []$? Es una identidad sobre listas porque haría recursión sobre una lista vacía.

¿Qué es lo que hace la siguiente función foldr? $\text{foldr}(\backslash x\ r \rightarrow x)\ 0\ [1, 2]$

- Toma la lista y hace recursión. Empieza con el 2, ejecuta la función y devuelve 2. Hace el paso recursivo.
- Toma la lista y hace recursión. Ahora sigue con el 1, recibe 1 y la salida es 1.
- Esta función agarra el primer elemento de una lista, sería el head.

IMPORTANTÍSIMO: Se pueden recorrer dos listas, tres listas, las que quieras a la vez con Foldr. La recursion se hace sobre una sola, pero las $n-1$ listas las enviarías por argumento en cada paso recursivo. Véase [anexo](#) para ver ver el árbol de recursión y un ejemplo práctico. **Importante:** Foldr puede trabajar con listas infinitas.

Véase [anexo](#) para ver ejemplos de Foldr.

Recursión que no es estructural

- 1 $\text{ssort} :: \text{Ord}\ a \implies [a] \rightarrow [a]$
- 2 $\text{ssort}\ [] = []$
- 3 $\text{ssort}\ (x:xs) = \text{minimo}\ (x:xs) : \text{ssort}(\text{sacarMinimo}(x:xs))$

No es estructural pues se esta usando xs para el llamado de $\text{minimo}(x:xs)$ y no solamente en el llamado recursivo de ssort .

Iteración (foldl)

Se la conoce como Plegado a la Izquierda porque va resolviendo inmediatamente de izquierda a derecha hasta que termine el proceso.

Este tipo de recursión es más que recursión una iteración, en este caso empezamos yendo desde el primer valor hasta el

$$\text{foldl } f \text{ ac} \left(\begin{array}{c} (:) \\ / \quad \backslash \\ 1 \quad (:) \\ / \quad \backslash \\ 2 \quad (:) \\ / \quad \backslash \\ 3 \quad [] \end{array} \right) \rightsquigarrow^* \left(\begin{array}{c} f \\ / \quad \backslash \\ f \quad 3 \\ / \quad \backslash \\ f \quad 2 \\ / \quad \backslash \\ \text{ac} \quad 1 \end{array} \right)$$

```
bin2dec :: [Int] -> Int
bin2dec = foldl (\ ac b -> b + 2 * ac) 0

bin2dec [1, 0, 0]
  ~> foldl (\ ac b -> b + 2 * ac) 0 [1, 0, 0]
  ~> foldl (\ ac b -> b + 2 * ac) (1 + 0) [0, 0]
  ~> foldl (\ ac b -> b + 2 * ac) (0 + 2 * (1 + 0)) [0]
  ~> foldl (\ ac b -> b + 2 * ac) (0 + 2 * (0 + 2 * (1 + 0))) []
  ~> 0 + 2 * (0 + 2 * (1 + 0))
  ~>* 4
```

último.

En este enfoque voy modificando una solución parcial.

Por lo tanto foldl se define como

```
1 | foldl :: (b -> a -> b) -> b -> [a] -> b
2 | foldl f ac [] = ac
3 | foldl f ac (x:xs) = foldl f (f ac x) xs
```

¿Qué es lo que sucede en el siguiente ejemplo?

```
1 | foldl (\x y -> 1) 0 unos
2 | foldl f (f 0 1) unos
3 | foldl f(f(f 0 1) 1) unos
```

Esto es in-realizable con foldl. Es decir, foldl no puede manejar listas infinitas.

Importantísimo: El tipado de foldl es $Foldable\ t \implies (b \rightarrow a \rightarrow b) \rightarrow b \rightarrow ta \rightarrow b$

- b = Es cualquier tipo que nos permita acumular. Puede ser una tupla, un número, lo que sea. Pero en cada paso recursivo hay que llenar eso. El caso base tiene que cumplir este tipo b.
- a = Es el elemento que tenemos actualmente en la recursión.

Véase [anexo](#) para ver ejemplos usando foldl.

¿Por qué foldl es peor que foldr?

foldl: Procesa la lista de izquierda a derecha, lo que requiere evaluar toda la lista antes de devolver un resultado, lo que no es posible con listas infinitas.

foldr: Procesa la lista de derecha a izquierda, permite trabajar de manera perezosa y puede manejar listas infinitas si la función y el valor inicial permiten una evaluación parcial o completa sin necesidad de procesar todos los elementos.

Recursión Primitiva (recr)

No existe en Haskell. Es una manera de nosotros podemos tener las mismas ventajas de foldr pero en este caso, la recursión primitiva nos permite utilizar la cola de la lista

- Se trabaja solamente con la cabeza de la lista y la cola.
- Se hace recursión sobre la cola.

Su estructura forma les la siguiente

```
1 | g [] = b
2 | g (x:xs) = f x xs (g xs)
```

Por lo tanto recr se define como

```
1 | recr :: (a -> [a] -> b -> b) -> b -> [a] -> b
2 | recr f z [] = z
3 | recr f z (x:xs) = f x xs (recr f z xs)
```

Tipos

Existen diferentes maneras de definir tipos. Esto es según sea el objetivo. Definimos tipos con la palabra **data** + Nombre = Tipo1 — Tipo2 — Tipo 3

Si hacemos en GHCi : *tTipo1* saldrá que es de tipo Nombre.

Nota: | indica que a continuación hay otro tipo.

Tipos Comunes

Son no recursivos, ej: *data Dia = Lu|Ma|Mi|Mie|Ju|Vi|Sa|Do*

Lu, Ma, Mi, ... son constructores del tipo dia.

Los argumentos podrán ser recibidos diciendo qué tipo se espera, y usamos pattern matching para utilizarlos.

```
1 |     EsLunes :: Dia -> Bool
2 |     EsLunes Lu = True
3 |     EsLunes _ = False
4 |
5 |     EsFinDeSemana :: Dia -> Bool
6 |     EsFinDeSemana Sa = True
7 |     EsFinDeSemana Do = True
8 |     EsFinDeSemana _ = False
```

Tipos con Funciones

Los tipos también pueden tener tipos que necesiten argumentos. Difieren en la info que devuelven.

Ej.: *data Persona = LaPersona String String Int*

Importante

- Si evaluamos : *tLaPersona* sin enviar los argumentos retornará *LaPersona :: String -> String -> Int*.
- Si evaluamos : *tLaPersona "T", "H", 23* enviando los argumentos retornará que *LaPersona* es de tipo *Persona*

```
1 |     Edad :: Persona -> Int
2 |     Edad (LaPersona n a e) = e
3 |
4 |     Cumpleaños :: Persona -> Persona
5 |     Cumpleaños (LaPersona n a e) = LaPersona n a (e+1)
```

Importante: Nótese que estamos devolviendo **una nueva persona**. En programación funcional no existe el concepto de "modificar." algo, sino crear algo nuevo con lo anterior y cambiarle algo.

Tipos Recursivos

Cuando tengo tipos recursivos, las funciones que los usen deben manejar casos bases y la recursión

Ej.: *data Nat = Zero — Succ Nat*

Tipos Polimórficos

Al igual que las funciones, podemos definir que los tipos tengan constructores de un tipo específico.

```
1 |     data List a = Vacía | Const a (List a)
```

Importante en Tipos

No se puede repetir un mismo constructor para un mismo tipo.

Es decir

```
1 |     data List = Vacía | Cons Int ListI
2 |     data List a = Vacía | Cost a (List a)
3 |
4 |     Error. No puede estar Vacía como constructor de dos tipos diferentes.
```

Listas

- Por extensión: Es dar la lista implícita escribiendo todos sus elementos. Ej. [1, 2, 3]
- Secuencias: Progresiones aritméticas en un rango particular. Ej.: [3..7] es la lista que tiene los números del 3 al 7.
- Por compresión: Se definen de la siguiente manera [expresion — selectores, condiciones]. Ej.: [(x,y) — x i- [0..5], y i- [0..3], x+y==4] es la lista de pares que tienen elementos de x e y que dan menos que 4

Estructuras Recursivas sobre Otras Estructuras de Datos

¿Cómo podemos plantear la estructura de un foldr para un árbol binario o cualquier estructura plegable que no sea una lista?

Lo primero que podemos intuir es que en las listas, solo hay una recursión, sobre la lista propiamente pero en un Árbol Binario tenemos dos caminos: rama izquierda y rama derecha. Esto quiere decir que de alguna manera, tenemos que capturar 2 recursiones.

- Planteamos varios problemas acerca de esa estructura de datos y vemos qué patrones hay en común.
- Las cosas que sean diferentes, las pasamos por parámetros.

Por ejemplo, sean estas operaciones de un árbol binario

```
1 |   nodos :: AB -> Int
2 |   nodos Nil = 0
3 |   nodos (Bin i r d) = nodos i + 1 + nodos d
4 |
5 |   preorder :: AB -> [a]
6 |   preorder Nil = []
7 |   preorder (Bin i r d) = [r] ++ preorder i ++ preorder d
```

Podemos observar que cambia lo siguiente

- Tipos de salida: En el primer ejemplo devolvemos un int, en el segundo una lista de a. La lista de a sería el tipo que tenga el AB.
- Caso base: En uno es [] y en otro 0. Por lo tanto tenemos que admitir un tipo b para el caso base. El caso base es del mismo tipo que el tipo de salida **siempre**.
- Función que realiza: En uno hace sumas, en el otro hace concatenaciones.

¿Cómo podríamos escribir las funciones anteriormente mencionadas de manera anónima?

```
1 |   nodos: (\ri r rd -> ri + 1 + rd)(nodos i) r (nodos d)
2 |   preorder: (\ri r rd -> [r] ++ ri ++ rd) (preorder i) r (preorder d)
```

Recordemos la firma de foldr: $Foldable\ t \implies (a \rightarrow b \rightarrow b) \rightarrow b \rightarrow t\ a \rightarrow b$

Donde b era el caso base / recursivo y a el elemento actual, acá tenemos dos.

Recordemos la estructura del tipo AB: $AB\ a = Nil \mid Bin\ (AB\ a)\ a\ (AB\ a)$

Entonces nuestra función foldAB va a tener que estar preparado para recibir ambos (AB a) y a. $foldAB :: (b \rightarrow a \rightarrow b \rightarrow b) \rightarrow b \rightarrow AB\ a \rightarrow b$ donde $t\ Bin: (AB\ a) \rightarrow a \rightarrow (AB)\ a \rightarrow AB\ a$ donde

- $(b \rightarrow a \rightarrow b \rightarrow b)$
 - la primera b: recursión rama izquierda
 - la a: la raíz
 - la segunda b: recursión rama derecha
 - la tercera b: el resultado del proceso.
- b: el resultado.
- AB a: la entrada
- b: el resultado.

Es súper importante entender que la firma de la función que acepta foldAB está prácticamente atada al tipo de la estructura de dato.

Validación y Verificación de Programas

- Trabajaremos con estructuras de datos **finitas**. Más técnicamente, con tipos de datos **inductivos**.
- Trabajamos con **funciones totales**
 - Las ecuaciones deben cubrir todos los casos posibles.
 - La recursión siempre termina.
- El programa **no depende del orden** de las ecuaciones.

Principio de Reemplazo

Sea $e1 = e2$ una ecuación del programa. Las siguientes operaciones preservan la igualdad de expresiones.

- Reemplazar **cualquier instancia** de $e1$ por $e2$.
- Reemplazar **cualquier instancia** de $e2$ por $e1$.

Importante: Si una igualdad se puede demostrar usando sólo el principio de reemplazo, decimos que la igualdad vale **por definición**.

PRINCIPIO DE REEMPLAZO

Sea $e1 = e2$.

Las siguientes operaciones preservan la igualdad de expresiones

→ Reemplazar $e1$ por $e2$
→ Reemplazar $e2$ por $e1$

{l0} LENGTH [] = 0
{l1} LENGTH (x:xs) = 1 + LENGTH xs
{s0} SUMA [] = 0
{s1} SUMA (x:xs) = x + SUMA xs

PROBAN: LENGTH ["A", "B"] = SUMA [1, 1]

LENGTH ["A", "B"]
 $L1 = 1 + \text{LENGTH ["B"]}$
 $L1 = 1 + (1 + \text{LENGTH []})$
 $L1 = 1 + (1 + 0)$
 $S0 = 1 + (1 + \text{SUMA []})$
 $S1 = 1 + \text{SUMA [1]}$
 $S1 = \text{SUMA [1, 1]}$

Inducción Estructural

Cada tipo de datos tiene su propio principio de inducción.

Importante: El `.` acá cumple el rol del `()` en el \forall es decir $\forall x :: Bool. \mathcal{P} \equiv (\forall x :: Bool)(\mathcal{P})$ y el `::` cumple el rol de **es del tipo...**

Los constructores de tipo NO recursivos serán los casos base mientras que aquellos constructores recursivos serán las hipótesis inductivas.

Formas de demostrar

Existen 3 formas conocidas de demostrar cosas, por lo menos en la materia lo hacemos de maneras determinadas. Cuando usar una o la otra depende de la experiencia, y no es tan intuitivo saber cuando usar una opción u otra.

- Forma Álgebra: Arrancás desarrollando el lado izquierdo de tu TI. Aplicás la HI y tratás de llegar al lado derecho del TI.
- Forma Intermedia: Llegar de ambos lados de la TI a aplicar la HI. Solo funciona si estamos probando **igualdades**.
- Desarrollando lado derecho en base a contexto: Esta suele ser la opción más coherente en muchos casos. Consiste en desarrollar el TI del lado izquierdo, aplicar la HI y cuando llegamos a algo trivial o que no podemos seguir reduciendo, empezamos a desarrollar el lado derecho de la TI pero asumiendo las hipótesis del lado izquierdo.
 - Digamos que del lado izquierdo para aplicar la HI tuvimos que entrar a varios casos, por ejemplo: $xs = (z:zs)$, $e == z$. Si llegamos a una respuesta trivial del lado izquierdo entonces desarrollamos el lado derecho asumiendo que xs tiene la pinta $(z:zs)$ y efectivamente $e == z$. Esto nos hará todo mucho más corto.

Estas estrategias, las dejaré en el anexo para que claramente se note su diferencia y ventajas en cada caso.

Inducción sobre booleanos

Si $\mathcal{P}(\text{True})$ y $\mathcal{P}(\text{False})$ entonces $\forall x :: \text{Bool } \mathcal{P}(x)$

INDUCCIÓN CON BOOLEANOS:

{NT} NOT TRUE = FALSE

{NF} NOT FALSE = TRUE

PROBAR: $(\forall x :: \text{Bool}) (\text{NOT}(\text{NOT } x) = x)$

Hay 2 CASOS: $x = \text{TRUE}$ y $x = \text{FALSE}$

CASO TRUE:

NOT (NOT TRUE) = TRUE

{NT} \Rightarrow NOT FALSE = TRUE

{NF} \Rightarrow TRUE = TRUE

$\Rightarrow \checkmark$

CASO FALSE:

NOT (NOT FALSE) = FALSE

{NF} \Rightarrow NOT TRUE = FALSE

{NT} \Rightarrow FALSE = FALSE

$\Rightarrow \checkmark$

Inducción sobre pares

Si $(\forall x :: a)(\forall y :: b)(\mathcal{P}(x, y))$ entonces $\forall p :: (a, b)\mathcal{P}(p)$

```
{FST}  fst (x, _) = x
{SND}  snd (_, y) = y
{SWAP} swap (x, y) = (y, x)
```

Para probar $\forall p :: (a, b). \text{fst } p = \text{snd } (\text{swap } p)$
basta probar:

$$\forall x :: a. \forall y :: b. \text{fst } (x, y) = \text{snd } (\text{swap } (x, y))$$
$$\text{fst } (x, y) = x = \text{snd } (y, x) = \text{snd } (\text{swap } (x, y))$$

INDUCCIÓN SOBRE PANES:

$\{FST\} \quad FST(x, _) = x$
 $\{SND\} \quad SND(_, y) = y$
 $\{SWAP\} \quad SWAP(x, y) = (y, x)$

PROBAR: $(\forall p :: (a, b)) (fst\ p = snd\ (swap\ p))$

Recurs proof $(\forall a::a) (\forall b::b) (FST(x,y) = SND(SWAP(a,b)))$

$\text{FST}(x, y)$
 $\{ \text{FST} \} \quad x$
 $\{ \text{SND} \} \quad \text{SND}(y, x)$
 $\{ \text{SWAP} \} \quad \text{SND}(\text{SWAP}(x, y))$

Inducción sobre naturales

Si $\mathcal{P}(\text{Zero})$ y $(\forall n :: \text{Nat})(\mathcal{P}(n) \implies \mathcal{P}(\text{Suc } n))$ entonces $(\forall n :: \text{Nat})(\mathcal{P}(n))$ donde

- $\mathcal{P}(n)$: Hipótesis Inductiva.
- $\mathcal{P}(Suc\ n)$: Tesis Inductiva.

Ejemplo

$\{S0\}$ suma Zero $m = m$
 $\{S1\}$ suma (Suc n) $m = \text{Suc (suma n) } m$

Para probar $\forall n :: \text{Nat. suma } n \text{ Zero} = n$
 basta probar:

1. suma Zero Zero = Zero.

Inmediato por S0.

2. $\underbrace{\text{suma } n \text{ Zero} = n}_{\text{H.I.}} \Rightarrow \underbrace{\text{suma (Suc } n) \text{ Zero} = \text{Suc } n}_{\text{T.I.}}$

suma (Suc n) Zero = Suc (suma n Zero) = Suc n
 \uparrow S1 \uparrow H.I.

INDUCCIÓN SOBRE NATURALES:

DATA NAT = ZERO | SUC NAT

2 CONSTRUCCIONES = 2 CASOS

Si $\underbrace{P(\text{ZERO})}_{\text{CB}}$ y $\underbrace{(\forall m :: \text{Nat}) (P(m) \Rightarrow P(\text{SUC } m))}_{\text{H.I.}} \mid \text{ent } \underbrace{P(m)}_{\text{Q.V.Q.}} (\forall m :: \text{Nat})$

$\{S0\}$ SUMA ZERO $m = m$

$\{S1\}$ SUMA (SUC m) $m = \text{SUC (SUMA } m) \mid m$

PROBAR: $(\forall m :: \text{Nat}) (\text{SUMA } m \text{ ZERO} = m)$

CB: SUMA ZERO ZERO = ZERO

PI: $\underbrace{\text{SUMA } m \text{ ZERO} = m}_{\text{H.I.}} \Rightarrow \underbrace{\text{SUMA (SUC } m) \text{ ZERO} = \text{SUC } m}_{\text{Q.V.Q.}}$

$\text{SUMA (SUC } m) \text{ ZERO} = \text{SUC (SUMA } m \text{ ZERO)} = \text{SUC } m$
 \uparrow S1 \uparrow H.I.

Inducción Estructural: Caso General

Sea \mathcal{P} una propiedad acerca de las expresiones tipo T tal que

- \mathcal{P} vale sobre todos los constructores base de T ,
- \mathcal{P} vale sobre todos los constructores recursivos de T , asumiendo como hipótesis inductiva que vale para los parámetros de tipo T ,

entonces $(\forall x :: T)(\mathcal{P}(x))$

INDUCCIÓN SOBRE LISTAS:

DATA $[a] = [] \mid a : [a]$ 2 CONSTRUCCIONES = 2 CASOS

$\wedge_i \underbrace{P([])}_{CB} \wedge (\forall x::a) (\forall xs::[a]) (\underbrace{P(xs)}_{Hi} \Rightarrow \underbrace{P(x:xs)}_{QVQ}) \text{ ent } (\forall xs::[a]) (P(xs))$

{M0} MAP f [] = []

{M1} MAP f (x:xs) = f x : MAP f xs

{A0} [] ++ ys = ys

{A1} (x:xs) ++ ys = x : (xs ++ ys)

CB: $P([])$

PI: $(\forall x::a) (\forall xs::[a]) (P(xs) \Rightarrow P(x:xs))$

PROPIEDAD: $\wedge_i f::a \rightarrow b, xs::[a], ys::[a] \text{ ent}$

$P = \text{MAP } f (xs ++ ys) = \text{MAP } f xs ++ \text{MAP } f ys$

$Hi = P(xs) : \text{MAP } f (xs ++ ys) = \text{MAP } f xs ++ \text{MAP } f ys$

$QVQ = P(x:xs) : \text{MAP } f ((x:xs) ++ ys) = \text{MAP } f (x:xs) ++ \text{MAP } f ys$

$P([]) = xs = []$

CB: $\text{MAP } f ([] ++ ys)$

{A0} MAP f ys \leadsto (Forma: $[] ++ ys$ donde $ys = \text{MAP } f ys$)

{A0} [] ++ MAP f ys

{M0} MAP f [] ++ MAP f ys

se cumple $P([]) \Rightarrow \text{MAP } f xs ++ \text{MAP } f ys$ pues $xs = []$

PI: $\text{MAP } f ((x:xs) ++ ys)$

{A1} MAP f (x : (xs ++ ys))

{M1} f x : MAP f (xs ++ ys) ys

{Hi} $f x : \text{MAP } f xs ++ \text{MAP } f ys$ (Forma: $x : (xs ++ ys)$)

{A1} (f x : MAP f xs) ++ MAP f ys

{M1} MAP f (x:xs) ++ MAP f ys

QVQ

Principio de Inducción sobre Árboles Binarios

Ejemplo: principio de inducción sobre árboles binarios

```
data AB a = Nil | Bin (AB a) a (AB a)
```

Sea \mathcal{P} una propiedad sobre expresiones de tipo `AB a` tal que:

- ▶ $\mathcal{P}(\text{Nil})$
- ▶ $\forall i :: \text{AB } a. \forall r :: a. \forall d :: \text{AB } a.$
$$\underbrace{((\mathcal{P}(i) \wedge \mathcal{P}(d))}_{\text{H.I.}} \Rightarrow \underbrace{\mathcal{P}(\text{Bin } i \ r \ d))}_{\text{T.I.}}$$

Entonces $\forall x :: \text{AB } a. \mathcal{P}(x)$.

Principio de Inducción sobre Polinomios

Ejemplo: principio de inducción sobre polinomios

```
data Poli a = X  
            | Cte a  
            | Suma (Poli a) (Poli a)  
            | Prod (Poli a) (Poli a)
```

Sea \mathcal{P} una propiedad sobre expresiones de tipo `Poli a` tal que:

- ▶ $\mathcal{P}(X)$
- ▶ $\forall k :: a. \mathcal{P}(\text{Cte } k)$
- ▶ $\forall p :: \text{Poli } a. \forall q :: \text{Poli } a.$
$$\underbrace{((\mathcal{P}(p) \wedge \mathcal{P}(q))}_{\text{H.I.}} \Rightarrow \underbrace{\mathcal{P}(\text{Suma } p \ q))}_{\text{T.I.}}$$
- ▶ $\forall p :: \text{Poli } a. \forall q :: \text{Poli } a.$
$$\underbrace{((\mathcal{P}(p) \wedge \mathcal{P}(q))}_{\text{H.I.}} \Rightarrow \underbrace{\mathcal{P}(\text{Prod } p \ q))}_{\text{T.I.}}$$

Entonces $\forall x :: \text{Poli } a. \mathcal{P}(x)$.

Relación entre foldr y foldl

Propiedad: Si $f :: a \rightarrow b \rightarrow b, z :: b, xs :: [a]$ entonces $\text{foldr } f \ z \ xs = \text{foldl } (\text{flip } f) \ z \ (\text{reverse } xs)$

Lema: Si $g :: b \rightarrow a \rightarrow b, z :: b, x :: a, xs :: [a]$ entonces $\text{foldl } g \ z \ (xs ++ [x]) = g \ (\text{foldl } g \ z \ xs) \ x$

Puntos de vista intensional vs extensional

Sí, es con `s`. Es intensional.

¿Es equivalente `mergesort = insertionSort`? La realidad es que: hacen lo mismo (llegan al mismo resultado); ordenan algo pero de una manera diferente.

- Punto de vista intensional: Dos valores son iguales si están definidos de la misma manera.
- Punto de vista extensional: Dos valores son iguales si son indistinguibles al observarlos.

Entonces mergesort = insertionSort desde el lado extensional, porque hacen lo mismo pero no son iguales desde el punto de vista intensional.

Principio de Extensionalidad Funcional

Sean $f, g :: a \rightarrow b$.

Principio de extensionalidad funcional: Si $(\forall x :: a)(f\ x = g\ x)$ entonces $f = g$

El ppio. de extensionalidad funcional nos dice que si son funciones son iguales entonces son iguales punto a punto donde las evaluemos.

Principio de Extensionalidad

Nos permite predicar sobre la forma de algo particular y nos da la ventaja de poder seguir estudiando algo particular y poder sacar ciertas conclusiones.

Importante: Es súper común tener que aplicar este tipo de estrategias durante una demostración varias veces.

Principio de Extensionalidad de Booleanos

Dada una condición booleana, difurcamos en dos casos: o es verdadero, o es falso.

Ej.: $e == x$ se separa en dos casos

- $e == x = \text{true}$
- $e == x = \text{false}$

Principio de Extensionalidad sobre Listas

Dada una lista, que no sabemos que pinta tiene, podemos predicar sobre ella diciendo que tenemos dos casos

- $xs = []$
- $\exists z :: a, z :: [a] / xs = (z : zs)$

Demostración de Desigualdades

¿Cómo demostramos que no vale una igualdad $e1 = e2 :: A$?

Entiendo que básicamente hay que encontrar hacer **ALGO** para demostrar que no son iguales. Este **ALGO** es una funcionalidad que devuelva algo con uno, y otra cosa con otro. Por lo tanto debería ser del tipo $obs\ a :: A \rightarrow Bool$.

Demostrar que **no** vale la igualdad: $id = swap :: (Int, Int) \rightarrow (Int, Int)$.

Esto es fácil de probar porque sabemos que id nos da exactamente lo mismo que envíamos, y $swap$ justamente da vuelta todo. Por lo tanto podemos comparar el primer elemento con id y el primer elemento haciendo el $swap$.

Ej.: $(1, 2) \rightarrow id(1, 2) \rightarrow (1, 2)$ pero $swap(1, 2) = (2, 1)$ y el primer elemento de $id(1, 2) \rightarrow (1, 2)$ es decir, $1 \neq 2$ que arroja el $swap$.

Por lo tanto

1		Ej: (1, 2)
2		obs :: ((Int, Int) -> (Int, Int)) -> Bool
3		obs f = fst (f (1,2)) == 1
4		
5		obs id -> True
6		obs swap False

Nótese que el `obs` está **exactamente armado para este caso particular**. Para demostrar que las funciones no hacen lo mismo.

Isomorfismo de Tipos

Decimos que dos tipos son isomorfos si podemos pasar de uno al otro aplicando alguna función y al componerlas el resultado arroja la función identidad.

1		("hola", (1, True)) :: (String, (Int, Bool))
2		((True, "hola"), 1) :: ((Bool, String), Int)
3		Estos dos tipos son isomorfos porque podemos transformar los valores de un tipo en valores del otro
4		
5		f :: (String, (Int, Bool)) -> ((Bool, String), Int)

```

6 | f (s, (i, b)) = f((b, s), i)
7 |
8 | g :: ((Bool, String), Int) -> (String, (Int, Bool))
9 | g ((b, s), i) = f (s, (i, b))

```

¡Es básicamente crear una función que reciba los parámetros de otra manera y los mande a la otra función de la otra forma! Una especie de Curry/Uncurry.

Con esto se puede demostrar que $g.f = id$ y $f.g = id$

Formalmente, podemos decir que dos tipos de datos A y B son **isomorfos** si

- Hay una función $f :: A \rightarrow B$ total.
- Hay una función $g :: B \rightarrow A$ total
- Se puede demostrar que $g.f = id :: A \rightarrow A$
- Se puede demostrar que $f.g = id :: B \rightarrow B$

En criollo: Debe existir una función que me mapee de f a g y viceversa. Por último, si hago f(g) o g(f) tienen que dar la identidad.

Notación: $A \simeq B$ indican que A y B son isomorfos.

Intérpretes

Un intérprete ejecuta programas, no los traduce como si fuese un compilador.

Sintaxis Concreta

Se pueden representar programas como cadenas de texto. Es tedioso de interpretar algo así: if $x > 0$ then x else -x

Sintaxis Abstracta

Podemos representar instrucciones a través de árboles: (Eif (gt (var "x") cte 0)) (var("x")) (neg (var("x"))))

Lenguaje de Expresiones Aritméticas

Veamos como hacer un intérprete que pueda reconozca números y haga sumas.

Primero tenemos que definir los tipos de expresiones que vamos a querer reconocer (expresiones) en nuestro intérprete.

```

1 | data Expr = EConstNum Int
2 |           | EAdd Expr Expr

```

Nótese que EAdd es un constructor del tipo Expr recursivo que en algún momento llegará al caso base de EConstNum que devuelve un Int.

¿Es posible comparar los resultados de las Expr desde una manera de igualdad? ¡No! Los tipos no aceptan **ningún tipo de operación** a menos que lo indiquemos. Si queremos que estos tipos puedan compararse de la siguiente forma $n_1 = n_2$ tenemos que configurar **deriving (EQ)** donde EQ es una clase.

```

1 | data Expr = EConstNum Int
2 |           | EAdd Expr Expr
3 |           deriving Eq

```

¿Es posible mostrar el resultado en consola de las operaciones que hagamos? ¡No! Los tipos no aceptan **ningún tipo de operación** a menos que lo indiquemos. Si queremos que el resultado pueda mostrarse en consola de alguna manera específica tenemos que hacer una instancia de Show.

```

1 | instance Show Expr where
2 |   show = showExpr
3 |   where
4 |     showExpr :: Expr -> String
5 |     showExpr (EConstNum n) = show n
6 |     showExpr (EAdd e1 e2) = "(" ++ show e1 ++ "+" ++ show e2 ++ ")"

```

Bueno, ahora sí. ¿Cómo podemos usar todo esto para computar nuestras expresiones? Necesitamos de alguna manera una función que nos permita enviar expresiones, tomarlas por pattern matching y hacer algo.

```

1 | evalExpr :: Expr -> Int
2 | evalExpr (EConstNum n) = n
3 | evalExpr (EAdd n m) = evalExpr n + evalExpr m

```

Pero ¿cómo lo usamos?. Primero tenemos que llamar a la función enviando la información que nos pide, es decir, algo del tipo Expr.

Probemos hacer 1+2, esto en sintáxis concreta sería algo como: `evalExpr (EAdd (EConstNum 1) (EConstNum 2))`. ¡Nótese que estamos utilizando los constructores del tipo!

Entonces, el resultado es: `ghci > evalExpr (EAdd (EConstNum 1) (EConstNum 2)) ==> 3`

Nuestro Lenguaje de Expresiones Aritméticas con Booleanos

Queremos agregarle booleanos a nuestro lenguaje. ¿Qué debemos hacer? Lo primero es lo primero, tenemos que ver si debemos refactorizar algo o simplemente extender. Como hasta ahora hicimos solamente cosas de números raramente vamos a tener que refactorizar algo aunque eso está por verse.

Por lo tanto lo primero que debemos hacer es aceptar que el booleano sea un constructor del tipo Expr

```
1 | data Expr = EConstNum Int
2 |           | EConstBool Bool
3 |           | EAdd Expr Expr
```

Entonces ahora podemos extender la clase Show

```
1 | ... mismo antes
2 | showExpr (EConstBool b) = show b
```

Por último, podemos aceptar evaluar la expresión de booleano (que sería un caso base) ante eventuales operaciones de este tipo.

```
1 | evalExpr :: Expr -> Int
2 | evalExpr (EConstNum n) = n
3 | evalExpr (EConstBool b) = b
4 | evalExpr (EAdd n m) = evalExpr n + evalExpr m
```

¿Cuál es el problema que estamos viendo? El problema es que ahora `evalExpr` **no** solo devuelve Int sino que Bool. Por esto, podemos crear un nuevo tipo que sean los tipos de salida de nuestras expresiones.

```
1 | data Val = VN Int | VB Bool deriving Eq
```

Luego,

```
1 | evalExpr :: Expr -> Val
2 | evalExpr (EConstNum n) = VN n
3 | evalExpr (EConstBool b) = VB b
4 | evalExpr (EAdd n m) = evalExpr n + evalExpr m
```

Pero ahora hay otro problema: **evalExpr n y evalExpr m devuelven un tipo Val, el tipo Val es un Int — Bool.** Veamos para qué tipos está permitida la suma infija (`Num a => a -> a -> a`). Por lo tanto, **ahora que estamos usando Val no podemos usar la suma porque Val no necesariamente es un número, también puede ser un booleano.** Así que como nosotros sabemos que **vamos a usar el +** cuando tenemos números hay que hacer una función específica para ese tipo.

Creamos entonces, una función que vamos a llamar para que nos devuelva una nueva instancia del tipo Val que haga las sumas correspondientes

```
1 | addVal :: Val -> Val -> Val
2 | addVal (VN n) (VN m) = VN (n+m)
3 | addVal _ _ = error "Algún sumando no es numérico"
```

Por lo tanto, reemplazamos + con addVal

```
1 | evalExpr :: Expr -> Val
2 | evalExpr (EConstNum n) = VN n
3 | evalExpr (EConstBool b) = VB b
4 | evalExpr (EAdd n m) = addVal (evalExpr n) (evalExpr m)
```

¿Qué falta ahora? Configurar el show de nuestra nueva clase Val porque `evalExpr` nos devuelve algo de tipo Val y todavía no definimos cómo mostrarlo.

```
1 | instance Show Val where
2 |   show = showVal
3 |   where
4 |     showVal :: Val -> String
5 |     showVal (VN n) = show n
6 |     showVal (VB b) = show b
```

Por último, ejecutamos igual que antes y funcionará todo: `evalExpr (EAdd (EConstNum 1) (EConstNum 2)) -> 3`

Nuestro Lenguaje de Expresiones con Definiciones en el Ambiente

Queremos aceptar expresiones del tipo *let x = 3 in (let y = x + x in 1 + y)*

Recordemos que en Haskell, un `let` define una variable en un environment para que la podamos utilizar. Si nosotros llegamos a mencionar una variable y no está definida da error.

Sabiendo esto, necesitamos dos procedimientos: definir una variable con un valor, y una función que dada una variable me de su valor.

Extendamos nuestro tipo de `Expr`

```
1 | type Id = String
2 | data Expr = EConstNum Int
3 |           | EConstBool Bool
4 |           | EAdd Expr Expr
5 |           | ELet Id Expr Expr
6 |           | EVar Id
```

Nota: `Id` es básicamente la forma que vamos a identificar las variables, en este caso con un `String`. Ej. "x"

¿Qué es lo que tenemos que refactorizar? Tenemos que aceptar los casos de `EVar` y `ELet` en nuestro `evalExpr` por lo tanto

```
1 | evalExpr :: Expr -> Val
2 | evalExpr (EConstNum n) = VN n
3 | evalExpr (EConstBool b) = VB b
4 | evalExpr (ELet x e1 e2) = ?
5 | evalExpr (EVar x) = ?
6 | evalExpr (EAdd n m) = addVal (evalExpr n) (evalExpr m)
```

¿Cuál es el problema de esto? ¡No tenemos en el environment donde queremos almacenar la definición de la variable `x`!

Importante: Recordar que el Environment de Haskell inicialmente vamos a enviarlo vacío. Si llegase a haber una acción sobre él, devolvemos una instancia nueva.

Ej.: Si tenía `x = 2` y ahora quiero agregar `z = 4`, voy a tener lo anterior + `z = 4` en un nuevo ambiente. Sería una especie de asegura de especificación.

Por lo tanto, definamos **de qué manera** vamos a usar el Environment.

```
1 |
2 | data Env a = EE [(Id, a)]
3 |
4 | emptyEnv :: Env a
5 | emptyEnv = EE []
6 |
7 | lookupEnv :: Env a -> Id -> a
8 | lookupEnv (EE e) x =
9 |   case lookup x e of
10 |     Just y -> y
11 |     Nothing -> error ("La variable " ++ x ++ " no está definida.")
12 |
13 | extendEnv :: Env a -> Id -> a -> Env a
14 | extendEnv (EE e) x a = EE ((x, a) : e)
15 |
16 | data Val = VN Int | VB Bool | VS String deriving Eq -> Agregamos VS String (para el ID)
17 |
18 | instance Show Val where
19 |   show = showVal
20 |   where
21 |     showVal :: Val -> String
22 |     showVal (VN n) = show n
23 |     showVal (VB b) = show b
24 |     showVal (VS s) = show s -> Agregamos
```

Ahora sí, extendamos nuestro `evalExpr`

```
1 | evalExpr :: Expr -> Env Val -> Val
2 | evalExpr (EConstNum n) _ = VN n
3 | evalExpr (EConstBool b) _ = VB b
4 | evalExpr (EAdd n m) env = addVal (evalExpr n env) (evalExpr m env)
5 | evalExpr (EVar x) env = lookupEnv env x
6 | evalExpr (ELet x e1 e2) env = ?
```

¿Cómo definimos x con la expresión 1 y la expresión 2?

Recordemos nuevamente, que acá tenemos que ir pisando el environment, que x es una expresión y en el environment tenemos que guardar su **valor** por lo tanto no hay que olvidarnos de obtener el valor de x.

```

1 | evalExpr (ELet x e1 e2) env =
2 |     let v = evalExpr e1 env
3 |     env' = extendEnv env x v
4 | ----- in evalExpr e2 env'
```

Luego, agregamos el show a la aplicación del let y el var

```

1 | ...lo anterior
2 | showExpr (ELet x e1 e2) = "let " ++ x ++ " = " ++ show e1 ++ " in " ++ show e2
3 | showExpr (EVar x) = x
```

Ahora, ejecutemos alguna instrucción que haya funcionado antes

evalExpr (EAdd (EConstNum 1) (EConstNum 2)) emptyEnv → 3

Probemos ahora sí ejecutar expresiones del tipo let y var. Definamos una variable x = 3, hagamos y = 4 y luego x + y

■ Sintaxis

- Input: (ELet "x" (EConstNum 3) (ELet "y" (EConstNum 4) (EAdd (EVar "x") (EVar "y"))))
- Output Esperado: let x = 3 in let y = 4 in (x+y)

■ Código

- Input: evalExpr (ELet "x" (EConstNum 3) (ELet "y" (EConstNum 4) (EAdd (EVar "x") (EVar "y")))) emptyEnv
- Output: 7

Simulando un Lenguaje Imperativo con nuestro Intérprete

¿Qué es lo que tiene un lenguaje imperativo que no tiene un lenguaje funcional? la asignación.

La asignación en un lenguaje imperativo se hace comúnmente de la siguiente forma

- El nombre de la variable se busca su address en memoria.
- Se hace una escritura sobre ese address con un nuevo valor manteniendo el mismo nombre.

Entonces de alguna manera necesitamos simular una memoria. Para eso definamos el tipo y las funciones que necesitamos (los dió la catedra).

```

1 | module Memory (Addr, Mem, emptyMem, freeAddress, load, store) where
2 |
3 | type Addr = Int
4 | data Mem a = MM [(Addr, a)]
5 |
6 | instance Show (Mem a) where
7 | show (MM _) = "<memoria>"
8 |
9 | emptyMem :: Mem a
10 | emptyMem = MM []
11 |
12 | freeAddress :: Mem a -> Addr
13 | freeAddress (MM []) = 0
14 | freeAddress (MM xs) = maximum (map fst xs) + 1
15 |
16 | load :: Mem a -> Addr -> a
17 | load (MM xs) a =
18 | case lookup a xs of
19 | Just b -> b
20 | Nothing -> error "La dirección de memoria no está."
21 |
22 | store :: Mem a -> Addr -> a -> Mem a
23 | store (MM xs) a b = MM ((a, b) : xs)
```

Luego, modificamos las acciones que pueden tener nuestras expresiones en un lenguaje imperativo: asignar un valor nuevo a una variable y ejecutar una secuencia de expresiones


```

1 | type Id = String
2 | data Expr = EConstNum Int
3 |           | EConstBool Bool
4 |           | EAdd Expr Expr
5 |           | ELet Id Expr Expr
6 |           | EVar Id
7 |           | EAssignID Expr
8 |           | ESeq Expr Expr

```

Entonces ahora sí ¿qué cambia de evalExpr?

- Ya no recibimos el valor por una Env sino que ahora recibimos un address.
- El valor de un address particular está atado a la memoria y depende de esa memoria.

```

1 | evalExpr :: Expr -> Env Addr -> Mem Val -> (Val, Mem Val)
2 | evalExpr (EVar x) env mem = (load mem (lookupEnv x), mem)
3 | evalExpr (EAdd e1 e2) env mem =
4 |   let (v1, mem') = evalExpr e1 env mem
5 |   ----- let (v2, mem') = evalExpr e2 env mem'
6 |   ----- in (addVal v1 v2, mem')
7 | ----- evalExpr (ELet x e1 e2) env mem =
8 | ----- let addr = freeAddr mem
9 | ----- (val, mem') = evalExpr e1 env mem
10 |          mem' = store mem' addr v
11 | ----- in evalExpr e2 env mem'
12 | evalExpr (EAssign x expr) env mem =
13 |   let addr = lookupEnv env x
14 |   (v, mem') = evalExpr e env mem
15 | ----- mem' = store mem' addr v
16 |   in (v, mem')
17 |
18 | evalExpr (ESeq e1 e2) env mem =
19 |   let (v1, mem') = evalExpr e1 env mem
20 |   ----- in eval e2 env mem'

```

Agregando los condicionales a nuestro intérprete

```

1 | evalExpr (EIf c t e) env mem =
2 |   case eval c env mem of
3 |     (VB b, m) -> evalExpr (if b then t else e) env m
4 |     (VN n, m) -> error "Cond-no-bool"

```

Nota: Es posible encontrar este código en la carpeta de teóricas hecho por mí.

Características Funcionales

Volvamos a nuestro lenguaje púramente funcional sin memoria ni direcciones.

```

1 | evalExpr :: Expr -> Env Val -> Val
2 | evalExpr (EConsNum n) _ = h
3 | evalExpr (EConsBool b) _ = b
4 | evalExpr (EAdd e1 e2) _ = evalExpr e1 env 'addVal' evalExpr e2 env
5 | evalExpr (EVar x) env = lookup env x
6 | evalExpr (ELet x e1 e2) env = evalExpr e2 (extendEnv env x (evalExpr x env))
7 | evalExpr (EIf c t e) env = evalExpr (if isTrue (evalExpr c env) then t else e) env
8 |   where isTrue (v b x) = x
9 |         isTrue _ = False

```

Prácticamente todos los lenguajes funcionales están basados en el cálculo-λ

El cálculo-λ es un lenguaje que tiene solamente tres constructores.

- EVar Id — x

- ELam Id Expr $\rightarrow \lambda x \rightarrow e$
- EApp Expr Expr $\rightarrow e1\ e2$

Ahora queremos evaluar cosas como $(\lambda x \rightarrow x + x)$

Por lo tanto en nuestro data Val agreguemos el constructor VFunction, y en las expresiones que queremos evaluar agreguemos la composición y las funciones lambda.

```

1 | data Val = VN Int | VB Bool | VFunction Id Expr
2 |
3 | data Expr = ...
4 |           | ELam Id expr  $\rightarrow \lambda x \rightarrow e$ 
5 |           | EApp expr expr  $\rightarrow e1(e2)$ 

```

Ahora agreguemos el cuerpo de esas operaciones de expresiones

```

1 | ...
2 | evalExpr (ELam x e) env = VFunction x e
3 | evalExpr (EApp e1 e2) env =
4 |     let v1 = evalExpr e1 env
5 |     let v2 = evalExpr e2 env
6 |     in case v1 of
7 |         VFunction x e  $\rightarrow$  evalExpr e (extendEnv env x v2)
8 |         _  $\rightarrow$  error "aplicando una no-funcion"

```

Importante: la e es el cuerpo de la función mientras que (extendEnv env x v2) es el pasaje de parámetros a una función lambda. Los parámetros se pasan a través del environment.

Con esta implementación tenemos un problema, si queremos hacer lo siguiente

```

1 | let suma =  $\lambda x \rightarrow \lambda y \rightarrow x + y$  in
2 | let f = suma 5 in
3 | let x = 0 in
4 |     f 3

```

Tenemos el problema que nosotros querríamos que eso sea 8, pues estamos justamente aplicando parcialmente suma enviando un 5 pero esto da 3. ¿Por qué?

En Haskell, este comportamiento no sucede (porque ya lo contempla) pero es importante entender **qué es lo que pasa**.

Cuando hacemos let f = suma 5, f es un nombre a la función parcialmente aplicada suma que como primer argumento se le envía 5.

Sin embargo, cuando hacemos x = 0 f 3 lo que estamos haciendo es pisar el comportamiento de f diciendo ahora que la x que antes habíamos indicado vía (suma 5) ya no es suma 5, sino que ahora es suma 0.

Entonces, el paso a paso sería algo así

```

1 | let suma =  $\lambda x \rightarrow \lambda y \rightarrow x + y$  in
2 | let f = suma 5 in
3 |
4 | f =  $\lambda y \rightarrow x + y \rightarrow$  f no recuerda nada de lo definido parcialmente
5 |
6 | let x = 0 in
7 |     f 3
8 |
9 | f =  $\lambda 3 \rightarrow x + 3 \rightarrow$  x tiene el valor de 0 en el entorno
10 | f = 0 + 3 = 3

```

Importante: Las funciones parcialmente aplicadas deben recordar la definición en el ambiente que se les dió y qué parametros se les dieron a la hora de definir las. De lo contrario, podría cambiar su comportamiento. Esto es conocido como **Closures**

Closures

Son funciones que recuerdan su ambiente a la hora de ser definidas. Cuando decimos ambiente decimos también con qué argumentos se definieron. Se utiliza para **capturar el entorno** en el que la función fue creada, permitiendo que acceda a variables externas en su ámbito local.

En lenguajes como JavaScript se ven de la siguiente forma

```

1 | function crearContador() {
2 |     let contador = 0;
3 |     return function() {

```

```

4 |         contador++;
5 |         return contador;
6 |     }
7 | }
8 |
9 | const contador1 = crearContador();
10 | console.log(contador1()); // 1
11 | console.log(contador1()); // 2

```

Importante: Un closure mantiene la referencia al entorno donde fue creada, permitiendo que acceda a las variables de ese entorno en ese momento incluso después de que el entorno ya no exista. En nuestro intérprete debemos reemplazar las VFunctions por VClosures.

Los Closures suelen estar ligados a estrategias de evaluación, es decir, a las técnicas para evaluar aplicaciones de dos funciones.

Thunk

Un Thunk es una función que **no se evalúa hasta que realmente se lo necesite**. Es una técnica para diferir la evaluación de una expresión hasta que su valor sea necesario.

Ej.: `let exp = 2 + 3` no devuelve 5 hasta que realmente se lo necesite.

En lenguajes como JavaScript se ven de la siguiente forma: `let thunk = () => 2 + 3`; entonces cuando la necesitamos hacemos básicamente `thunk()`

Importante: Un Thunk difiere la evaluación de una expresión pero no capturan variables de su entorno.

Estrategias de Evaluación de dos funciones

- Llamada por valor (call-by-value)
 - Se evalúa e1 hasta que sea un closure.
 - Se evalúa e2 hasta que sea un valor.
 - Se evalúa el cuerpo de la función utilizando el resultado de e2 (valor)
 - El parámetro queda ligado al valor de e2.
- Llamada por nombre (call-by-name)
 - Se evalúa e1 hasta que sea un closure.
 - Se evalúa el cuerpo de la función.
 - El parámetro queda ligado a la expresión e2 sin evaluar (en este contexto, es un thunk)
 - Cada vez que se usa el parámetro se evalúa la expresión e2.
- Llamada por necesidad (call-by-need)
 - Se evalúa e1 hasta que sea un closure..
 - Se evalúa el cuerpo de la función.
 - El parámetro queda ligado a la expresión e2 sin evaluar.
 - La primera vez que el parámetro se necesita, se evalúa e2.
 - Se guarda el resultado para evitar evaluar e2 nuevamente (necesito memoria)

Importante: En colores, están los pasos que comparten entre las diferentes estrategias.

Aplicando Closures a nuestro Intérprete (Call By Value)

Cambiamos entonces, VFunction por VClosures.

```

1 | data Val = VN Int | VB Bool | VClosure Id Expr (Env Val)

```

¡Importante el env! Es la idea de los closures.

Ahora modifiquemos el evalExpr para utilizar closures.

```

1 | evalExpr :: Expr -> Env Val -> Val
2 | evalExpr (ELam x e) env = VClosure x e env
3 | evalExpr (EApp e1 e2) env =
4 |     let v1 = eval e1 env
5 |     let v2 = eval e2 env
6 |     in case v1 of
7 |         VClosure x e env' -> evalExpr e (extendEnv env' x v2)
8 |         _ -> error "Aplicando una no función"

```

¿Por qué esta estrategia es Call By Value? Porque al evaluar la expresión e estamos directamente pasando el valor de evaluar e_2 de antemano.

Aplicando Closures a nuestro Intérprete (Call By Name)

Como acá necesitamos sí o sí diferir de no calcular el valor de e_2 de antemano, entonces acá **evaluamos expresiones no valores**.

```

1  data Thunk = TT Expr (Env Thunk)
2  data Val = ...
3          | VClosure Id Expr (Env Thunk)
4
5  evalExpr :: Expr -> Env Thunk -> Val
6  evalExpr (EVar x) env =
7      case lookup env x of
8      tt e env' -> eval e env'
9  evalExpr (EApp e1 e2) env =
10     let v1 = eval e1 env
11     in case v1 of
12         VClosure x e env' -> evalExpr e (extendEnv env' x) (tt e2 env)
13         _ -> error "Aplicando una no-función"

```

¿Por qué esta estrategia es Call By Name? Porque en ningún momento evaluamos e_2 si no la necesitamos. Sino que solamente se evalúa obteniendo su valor cuando se necesita en su ambiente dado.

Aplicando Closures a nuestro Intérprete (Call By Need)

En call-by-need hay dos tipos de valores

- Valores que ya están calculados (atómicos): enteros, booleanos, closures.
- Valores pendientes de ser evaluados (thunks).

Para utilizar call by need tenemos que tener en cuenta

- Asociación de Identificadores a Direcciones: Esto quiere decir que el entorno (Env) asocia los nombres de las variables (identificadores) con **direcciones de memoria**.
- Asociación de Direcciones a Valores: Esas direcciones de memoria de los identificadores tienen valores finales o thunks.
- Evaluar una expresión: Nos da como resultado su valor final.

Ej conceptual: $\text{let } x = (2 + 3) * 4$

En este ejemplo x es básicamente un nombre o identificador que almacena un thunk dentro $(2+3) * 4$.

Si en algún momento se llegase a utilizar, x toma el valor de 20 y lo guarda en la memoria.

Sistemas Deductivos

Es una herramienta matemática que formaliza el lenguaje de la demostración.

Existen muchos sistemas deductivos, acá vamos a ver el de deducción natural que es uno parecido a la forma de pensar del humano.

Está dado por un conjunto de **axiomas** y **reglas de inferencia** que tienen la siguiente estructura

$$\frac{}{\langle \text{axioma} \rangle} \quad \langle \text{nombre} \rangle \quad \frac{\langle \text{premisa}_0 \rangle \langle \text{premisa}_1 \rangle \dots \langle \text{premisa}_n \rangle}{\langle \text{conclusion} \rangle} \quad \langle \text{nombre de la regla} \rangle$$

Axioma: Afirmaciones básicas que se asumen como verdaderas. No es posible deducirlas de otras afirmaciones.

Reglas de Inferencia: Permiten derivar afirmaciones (teoremas) a partir de axiomas y otras afirmaciones.

Árbol de Derivación

- Las premisas son hojas.
- Los nodos representan afirmaciones.
- La raíz es la afirmación que se quiere probar.
- Las ramas representan las reglas de inferencias que conectan a las afirmaciones.

Si llegamos a una prueba correcta, **las hojas son axiomas**.

Afirmación Derivable (Teorema)

Una afirmación es derivable si existe alguna derivación sin premisas que la tiene como conclusión.

Fórmulas

- Cualquier variable proposicional es una fórmula.
- Si ρ es una fórmula, entonces $\neg\rho$ es una fórmula.
- Si ρ y σ son fórmulas, $\rho \wedge \sigma$ es una fórmula.
- Si ρ y σ son fórmulas, $\rho \vee \sigma$ es una fórmula.
- Si ρ y σ son fórmulas, $\rho \implies \sigma$ es una fórmula.
- Si ρ y σ son fórmulas, $\rho \iff \sigma$ es una fórmula.

Al ser un conjunto inductivo, viene provisto de

- Esquema de prueba para probar propiedades sobre ellos **inducción estructural**.
- Esquema de recursión para definir funciones sobre el conjunto **recursión estructural**.

Gramática de la Lógica Proposicional

Las fórmulas son las expresiones que se pueden generar a partir de la siguiente gramática

$$\tau, \sigma, \rho \dots ::= P \mid \perp \mid (\tau \wedge \sigma) \mid (\tau \implies \sigma) \mid (\tau \vee \sigma) \mid \neg\tau$$

Llamamos **contexto** a un conjunto finito de fórmulas.

Valuación

Una valuación es una función $v : \mathcal{V} \implies \{V, F\}$ que asigna valores de verdad a las variables proposicionales.

Una valuación satisface una proposición τ si $v \models \tau$ donde:

- $v \models P$ sii $v(P) = V$
- $v \models \neg\tau$ sii $v \not\models \tau$
- $v \models \tau \vee \sigma$ sii $v \models \tau$ o $v \models \sigma$
- $v \models \tau \wedge \sigma$ sii $v \models \tau$ y $v \models \sigma$
- $v \models \tau \implies \sigma$ sii $v \not\models \tau$ o $v \models \sigma$
- $v \models \tau \iff \sigma$ sii $v \models \tau$ sii $v \models \sigma$

Nota: Una valuación es una fila de la tabla de verdad.

Nota 2: \models se lee como **satisface**

A modo de ejercicio escribamos uno de estas valuaciones con árboles de derivación a nivel de sistema deductivo:

$$\frac{v \models \tau \quad v \models \sigma}{\langle v \models \tau \wedge \sigma \rangle} \quad \langle \wedge \rangle$$

Equivalencia Lógica y Tipos de Fórmulas

Dadas dos fórmulas τ y σ :

- τ es lógicamente equivalente a σ cuando $v \models \tau$ sii $v \models \sigma$ para toda valuación v .

Una fórmula τ es:

- Una tautología si $v \models \tau$ para toda valuación v .
- Satisfactible si existe una valuación v tal que $v \models \tau$
- Insatisfactible si no es satisfactible.

Un conjunto de fórmulas Γ es

- Satisfactible si existe una valuación v tal que $\forall \tau \in \Gamma$ se tiene $v \models \tau$
- Insatisfactible si no es satisfactible.

Teorema de la Insatisfactibilidad

Una fórmula τ es una tautología sii $\neg\tau$ es insatisfactible.

Sistema Deductivo basado en Reglas de Prueba

- Secuente (expresión que incluye conclusión): $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n \vdash \sigma$
 - Denota que a partir de asumir que el conjunto de fórmulas $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n$ son tautologías, podemos obtener una prueba de la validez de σ
- Reglas de prueba:

$$\frac{\Gamma_1 \vdash \tau_1 \dots \Gamma_n \vdash \tau_n}{\Gamma \vdash \sigma : \text{conclusion}} \quad \text{nombre de la regla}$$

Convenciones de Notación

- Omitimos los paréntesis más externos de las fórmulas: $\tau \wedge \neg(\sigma \vee \rho) = (\tau \wedge \neg(\sigma \vee \rho))$
- La implicación es asociativa a la derecha: $\tau \implies \sigma \implies \rho = (\tau \implies (\sigma \implies \rho))$
- Los conectivos \wedge, \vee **no** son conmutativos ni asociativos
 - $\tau \vee (\sigma \vee \rho) \neq (\tau \vee \sigma) \vee \rho$
 - $\tau \wedge \sigma \neq \sigma \wedge \tau$

Consecuencia Lógica

- \perp es siempre falso
- $v \vdash \emptyset$
- $\emptyset \vdash T$ todas las tautologías

Lógica Intuicionista (NJ) vs Lógica Clásica (NK)

Las reglas de la lógica intuicionista están contenidas en las reglas de la lógica clásica.

Algunas reglas que podemos aplicar en la **lógica clásica** que no podemos usar en la Lógica Intuicionista

- PBC (proof by contradiction): No es derivable, es decir, no se puede deducir.
- LEM (law of excluded middle): Es un axioma, no tiene premisas y por lo tanto no se puede probar.
- $\neg\neg e$ (doble negation elimination)

Las reglas **PBC**, **LEM** y $\neg\neg e$ son equivalentes.

$\frac{\Gamma \vdash \tau \quad \Gamma \vdash \sigma}{\Gamma \vdash \tau \wedge \sigma} \wedge_i$	
$\frac{\Gamma, \tau \vdash \sigma}{\Gamma \vdash \tau \Rightarrow \sigma} \Rightarrow_i$	
$\frac{\Gamma \vdash \tau}{\Gamma \vdash \tau \vee \sigma} \vee_{i_1}$	$\frac{\Gamma \vdash \sigma}{\Gamma \vdash \tau \vee \sigma} \vee_{i_2}$
$\frac{\Gamma, \tau \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg\tau} \neg_i$	
Lógica intuicionista	
$\overline{\Gamma, \tau \vdash \tau} \text{ ax}$	
$\frac{\Gamma \vdash \tau \wedge \sigma}{\Gamma \vdash \tau} \wedge_{e_1} \quad \frac{\Gamma \vdash \tau \wedge \sigma}{\Gamma \vdash \sigma} \wedge_{e_2}$	
$\frac{\Gamma \vdash \tau \Rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash \tau}{\Gamma \vdash \sigma} \Rightarrow_e$	
$\frac{\Gamma \vdash \tau \vee \sigma \quad \Gamma, \tau \vdash \rho \quad \Gamma, \sigma \vdash \rho}{\Gamma \vdash \rho} \vee_e$	
$\frac{\Gamma \vdash \tau \quad \Gamma \vdash \neg\tau}{\Gamma \vdash \perp} \neg_e$	
$\frac{\Gamma \vdash \perp}{\Gamma \vdash \tau} \perp_e$	
Lógica clásica	
$\frac{\Gamma \vdash \neg\neg\tau}{\Gamma \vdash \tau} \neg\neg_e$	

Reglas intuicionistas	
$\frac{\Gamma \vdash \tau}{\Gamma \vdash \neg\neg\tau} \neg\neg_i$	$\frac{\Gamma \vdash \tau \Rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash \neg\sigma}{\Gamma \vdash \neg\tau} \text{MT}$
Reglas clásicas	
$\frac{\Gamma, \neg\tau \vdash \perp}{\Gamma \vdash \tau} \text{PBC}$	$\frac{}{\Gamma \vdash \tau \vee \neg\tau} \text{LEM}$

Weakening (Debilitamiento) y Strengthening (Fortalecimiento)

Weakening: Lo voy a decir en criollo, su demostración se hace por inducción, pero básicamente es que si algo se cumple solo con τ entonces si agrego otras hipótesis también seguirá valiendo.

Se dice que es Weakening porque estamos haciendo más débil la prueba, esto es porque a mayor cantidad de información que tiene el contexto es más difícil de probar.

$$\frac{}{\Gamma \models \sigma} \quad \Longrightarrow \quad \frac{}{\Gamma, \tau \models \sigma}$$

Strengthening: Es lo contrario a Weakening, la idea es que podemos ir sacando hipótesis que no nos sirven y poder seguir probando que vale. Se utiliza mucho en algo llamado Cálculo Lambda que veremos luego.

Se dice que es Strengthening porque estamos haciendo más fuerte la prueba, esto es porque a menor cantidad de información que tiene el contexto es más fácil de probar.

Correctitud (Soundness) y Completitud

Importante: Utilizamos \models para hablar de satisfacibilidad en el contexto de **semántica** mientras que utilizamos \vdash para indicar que una fórmula se puede derivar en el contexto de **sintaxis**.

Correctitud y Completitud responde a la siguiente pregunta: ¿cuál es la relación entre la sintaxis y la semántica?

- **Sintaxis:** Conjunto de fórmulas τ tal que $\neg\tau$ es un seciente válido.
- **Semántica:** Conjunto de fórmulas τ tal que $v \models \tau$ para toda valuación v . Ej: Tautologías.

$$\Gamma \models T \iff \Gamma \vdash T$$

Corrección

$\models \tau$ seciente válido implica que τ es tautología.

- $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n \vdash \tau$ seciente válido implica que $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n \models \tau$

Para demostrar: Hacemos inducción en la estructura de la prueba analizando por casos la última regla aplicada en la prueba.

Caso base, la última regla fue un axioma.

Casos recursivos, el resto de reglas $\wedge_i, \wedge_{e1}, \text{etc}$

Completitud τ tautología implica que $\vdash \tau$ es seciente válido.

- $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n \models \tau$ implica que $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n \vdash \tau$ es un seciente válido.

Para demostrar: Usamos el contrarrecíproco: si $P \implies Q$ vale que $\neg Q \implies \neg P$

Luego probar estos dos lemas

- Si $\Gamma \not\vdash \tau$ entonces $\Gamma \cup \{\neg\tau\}$ es consistente (sale por contrarrecíproco).
- Si Γ es consistente, entonces tiene modelo. Ej.: Γ es satisfactible (es más difícil).

Consecuencia Semántica

Sean $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n, \sigma$ fórmulas de la lógica proposicional.

$$\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n \models \sigma \iff \forall v \text{ valuación } ((v \models \tau_1 \wedge v \models \tau_2 \wedge \dots \wedge v \models \tau_n) \implies (v \models \sigma))$$

En criollo: Vale que $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n \models \sigma \iff$ para toda valuación v tal que v satisface a todas las hipótesis $v \models \tau_i$ para toda $i \in 1, \dots, n \implies v \models \sigma$

Consistencia

Decimos que Γ es consistente si $\Gamma \not\vdash \perp$, es decir, Γ es consistente si no se puede derivar una contradicción a partir de él.

Cálculo Lambda (λ)

Con booleanos

Definamos algunas cosas

- **Tipos:** $\tau, \sigma, \rho, \dots ::= \text{bool} \mid \tau \rightarrow \sigma$. Asumimos que el constructor de tipos \leftarrow es asociativo a derecha.
- **Términos:** Variables $X = \{X, Y, Z, \dots\}$
- **Construcción explícita de función (sin nombre):** $\lambda x.M$
- **Aplicación de una función a un argumento:** MN
- **Constantes para cada valor de verdad:** true y false.

Observación: Todo es una función, es decir, una función tomando un argumento constante u otra función es lo mismo.

Ej.: Una función que toma una función y la compone consigo misma es $\lambda f.\lambda x.f(fx)$

Observación 2: No existen funciones que tomen varios argumentos.

Ej.: $f(x, y) = \text{if } y \text{ then } x \text{ else true}$ en cálculo lambda se escribe $\lambda y.\lambda x.\text{if } x \text{ then } y \text{ else true}$

Observación 3: La aplicación asocia a la izquierda: $F \text{ false true} = (F \text{ false}) \text{ true}$

Observación 4: La abstracción y el if tienen menor precedencia que la aplicación.

Ej.: $\lambda x : \tau.M \ N = \lambda x : \tau.(M \ N) \neq (\lambda x : \tau.M)N$

Observación 5: Las implicaciones asocian a la derecha $A \rightarrow B \rightarrow C = A \rightarrow (B \rightarrow C)$

Gramática del cálculo lambda con booleanos

Los términos válidos de cálculo lambda con booleanos los podemos describir con una gramática formal

$$M ::= x \mid \lambda x . M \mid MM \mid \text{true} \mid \text{false} \mid \text{if } M \text{ then } M \text{ else } M$$

0.1. Tipos en Cálculo Lambda

En el Cálculo Lambda tipado damos los tipos en las operaciones.

Ej.: $\lambda x : \sigma . M$

Función Identidad

En cálculo lambda existe una función id **propia por cada tipo**.

0.2. Semántica Operacional

La **gramática** nos dice qué terminos podemos escribir sintácticamente.

La **semántica** nos da el significado de los términos.

Las siguientes reglas tienen la forma $M \rightarrow N$ y se lee M reduce a N o M se reescribe como N

- $(\lambda x.M)N \rightarrow M\{x := N\}$ (β reducción)
- $\text{if true then } M \text{ else } N \rightarrow M$ (if_t)
- $\text{if false then } M \text{ else } N \rightarrow N$ (if_f)

0.2.1. Captura de variables

$\lambda x : \text{bool} . x \equiv \text{boolean main}(\text{boolean var})\{\text{return } x\}$

Cuando las variables están ligadas a un cuantificador podemos cambiarle el nombre sin problema alguno (pensar en el nombre de un parámetro de función en un lenguaje imperativo).

Ej.: $x (\lambda x : \text{bool} . x) \equiv x (\lambda y : \text{bool} . x)$

Esto de que cambiar el nombre de la variable ligada al cuantificador se debe a que son clases de equivalencia (α).

0.2.2. Conjunto de Variables Libres

Se denota como $fv(M)$.

0.3. Sistema de Tipos

Hasta ahora veníamos utilizando tipos estrictos, pero normalmente el Cálculo Lambda **no viene tipado**. Los tipos de cálculo lambda con booleanos los definimos inductivamente por

- Bool es un tipo.
- Si τ y σ son tipos, $\tau \rightarrow \sigma$ es un tipo que representa las funciones de τ en σ .

Gracias a los tipos, debemos escribir **de qué tipo son cada una de las variables**.

Importante: Solo nos vamos a interesar en **términos sin variables libres**, es suficiente con escribir el tipo cuando se liga la variable.

Nota: Solo los subtérminos tendrán variables libres.

Ej.: $\lambda x : \text{Bool}.x$ es la identidad sobre los booleanos.

Ej.: $\lambda x : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}.x$ es la identidad sobre las funciones de booleanos en booleanos.

La gramática de cálculo lambda con booleanos tipado la definimos con una **gramática de tipos** y una de **términos** de la siguiente manera

- $\tau ::= \text{Bool} \mid \tau \rightarrow \tau$
 - Nota: $\tau \rightarrow \tau$ representa una función.
- $M ::= x \mid \lambda x : \tau. M \mid M M \mid tt \mid ff \mid \text{if } M \text{ then } M \text{ else } M$

Donde M representa un término y τ el tipo.

0.4. Contexto

Dijimos anteriormente que solo damos tipo a los **términos sin variables libres** pero ¿que pasa con este caso: $\lambda x : \text{Bool}.yx$?

Podemos notar que y es una variable libre, y como estamos usando tipos booleanos tiene que ser una función Bool en algo pero ¿como defino ese algo?

Un **contexto** nos da tipos para variables, entonces en vez de decir $\lambda x : \text{Bool}.yx : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$ decimos, si $y : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$, entonces $\lambda x : \text{Bool}.yx : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$

Notación: $y : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \vdash \lambda x : \text{Bool}.yx : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$ donde del lado izquierdo del \vdash definimos el contexto.

0.4.1. Contexto de Tipado

Es un conjunto finito de pares $(x_i : \tau_i)$

$$\{x_1 : \tau_1, \dots, x_n : \tau_n\}$$

Nota: Lo notamos con letras griegas mayúsculas (Γ, Δ) y **sin variables repetidas**, es decir, $(i \neq j \implies x_i \neq x_j)$

0.4.2. Juicios de Tipado

El sistema de tipos predica sobre **juicios de tipado** de la forma: $\Gamma \vdash M : \tau$

Se lee como “en el contexto Γ , M es de tipo τ ”

The image shows a handwritten derivation of the typing judgment for the expression $\text{if } x \text{ then } t \text{w}e \text{ else } y$ in a typed lambda calculus with booleans. The derivation is written on a grid background and uses various colors to highlight different parts of the proof.

Derivation Steps:

- Assumptions (Ax):**
 - Ax_v : $\Gamma' \vdash x : \text{Bool}$
 - Ax_t : $\Gamma' \vdash t \text{w}e : \text{Bool}$
 - Ax_y : $\Gamma' \vdash y : \text{Bool}$
- IF Rule:**
 - From the assumptions, we derive: $\Gamma' \vdash \text{if } x \text{ then } t \text{w}e \text{ else } y : \text{Bool}$
- Function Introduction (\rightarrow_i):**
 - We assume $x : \text{Bool}$ and $y : \text{Bool}$ to derive the body type: $\Gamma \vdash (\text{if } x \text{ then } t \text{w}e \text{ else } y) : (\text{Bool} \rightarrow \text{Bool})$
- Function Elimination (\rightarrow_e):**
 - We use the previous result to derive: $\Gamma \vdash (\lambda x : \text{Bool}. \text{if } x \text{ then } t \text{w}e \text{ else } y) : (\text{Bool} \rightarrow \text{Bool}) \rightarrow \text{Bool}$
- Final Result:**
 - We conclude: $\vdash (\lambda x : \text{Bool}. \lambda y : \text{Bool}. \text{if } x \text{ then } t \text{w}e \text{ else } y) \text{ FALSE} : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$

Handwritten Notes:

- M (under the lambda expression)
- $\text{Ax. Doseo a is lapa}$ (next to the final result)
- VÁLIDO.** (at the bottom left)

0.5. Sistema de tipos

La relación de tipado $\Gamma \vdash M : \tau$ se define inductivamente por:

$$\begin{array}{c} \frac{}{\Gamma, x : \tau \vdash x : \tau} ax_v \quad \frac{\Gamma, x : \tau \vdash M : \sigma}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau. M : \tau \rightarrow \sigma} \rightarrow_i \quad \frac{\Gamma \vdash M : \tau \rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\Gamma \vdash MN : \sigma} \rightarrow_e \\[10pt] \frac{}{\Gamma \vdash \mathbf{tt} : \mathbf{Bool}} ax_t \quad \frac{}{\Gamma \vdash \mathbf{ff} : \mathbf{Bool}} ax_f \quad \frac{\Gamma \vdash M : \mathbf{Bool} \quad \Gamma \vdash N_1 : \tau \quad \Gamma \vdash N_2 : \tau}{\Gamma \vdash \text{if } M \text{ then } N_1 \text{ else } N_2 : \tau} \text{if} \end{array}$$

donde

- ax_v : variable
- ax_t : true
- ax_f : false
- \rightarrow_i : abstracción
- \rightarrow_e : aplicación
- if : condicional

Importante: Es posible que también se utilice la siguiente notación.

$$\begin{array}{c} \frac{}{\Gamma \vdash \text{true} : \text{bool}} \text{T-TRUE} \quad \frac{}{\Gamma \vdash \text{false} : \text{bool}} \text{T-FALSE} \\[10pt] \frac{\Gamma \vdash M : \text{bool} \quad \Gamma \vdash N : \tau \quad \Gamma \vdash P : \tau}{\Gamma \vdash \text{if } M \text{ then } N \text{ else } P : \tau} \text{T-IF} \\[10pt] \frac{}{\Gamma, x : \tau \vdash x : \tau} \text{T-VAR} \quad \frac{\Gamma, x : \tau \vdash M : \sigma}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau. M : \tau \rightarrow \sigma} \text{T-ABS} \\[10pt] \frac{\Gamma \vdash M : \tau \rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\Gamma \vdash MN : \tau} \text{T-APP} \end{array}$$

0.5.1. Árbol Sintático

Es muy útil hacerlo.

Véase [anexo](#) para ver ejemplos para reducir expresiones y verificar si son términos.

0.5.2. Término Bueno

Decimos que un término es bueno si existe un contexto del que puedo derivarlo.

0.5.3. Término Válido

Está atado a como está sintácticamente formado. Es importante que solo tengan tipos válidos.

- xM : No es válido. No podemos usar genéricos como M.
- $\lambda x : \mathbf{Bool}$: No es válido. Las funciones toman algo y devuelven algo. Esta lambda no es $\tau \rightarrow \tau$.
- $\lambda x.x$: No es válido. No sabemos el tipo de x.
- $\text{if } x \text{ then } \lambda x : \mathbf{Bool}x$: No es válido, los condicionales tienen una rama else.

- $\lambda x : Bool \rightarrow Bool.xy \lambda y : Bool.x$
 - Si colocamos los paréntesis de la asociación queda así: $((\lambda x : Bool \rightarrow Bool.xy) (\lambda y : Bool.x))$
 - Por un lado se resuelve $(\lambda x : Bool \rightarrow Bool.xy)$ y por otro $(\lambda y : Bool.x)$.
 - Finalmente, cuando reduce, se realiza la aplicación. En negrita, están marcadas las variables libres.
 - Este término es válido.
- $\lambda y : \sigma.y$: No es válido, no existe el tipo σ . Solo existe $Bool \mid \tau \implies \tau$
- $xy \lambda x : Bool \rightarrow Bool.xy$
 - Asociemos hacia la izquierda entonces queda $(xy) (\lambda x : Bool \rightarrow Bool.xy)$
 - Cada lado se resuelve por separado y luego se componen.

Para ver ejemplos de esto utilizando árboles sintáticos véase [anexo](#)

0.5.4. Término Cerrado

Decimos que un término es cerrado sí y solo sí no tiene variables libres.

0.5.5. Contexto Vacío

Un contexto está vacío si no existe ninguna variable libre.

0.5.6. Tipando operaciones

PASO 1: *Preparar* o AXIOMAS.

$\frac{}{A \vdash x : Bool}$	$\frac{}{A \vdash y : Bool}$	$6: \text{TIPO}$
$\frac{}{A \vdash x : Bool \rightarrow Bool, A \vdash y : Bool \vdash xy : Bool} \rightarrow e$		
$\frac{}{A \vdash \lambda x : Bool \rightarrow Bool, \lambda y : Bool \vdash xy : Bool} \rightarrow \lambda$		
$\frac{}{A \vdash \lambda x : Bool \rightarrow Bool \vdash \lambda y : Bool xy : Bool} \rightarrow \lambda$		
$\emptyset \vdash (\lambda x : Bool \rightarrow Bool \cdot \lambda y : Bool xy)$		

PASO 2: TIPAR de ARRIBA a ABAJO

$\frac{}{A \vdash x : Bool}$	$\frac{}{A \vdash y : Bool}$	$6: \text{TIPO}$
$\frac{}{A \vdash x : Bool \rightarrow Bool, A \vdash y : Bool \vdash xy : Bool} \rightarrow e$		
$\frac{}{A \vdash \lambda x : Bool \rightarrow Bool, \lambda y : Bool \vdash xy : Bool} \rightarrow \lambda$		
$\frac{}{A \vdash \lambda x : Bool \rightarrow Bool \vdash \lambda y : Bool xy : Bool} \rightarrow \lambda$		
$\emptyset \vdash (\lambda x : Bool \rightarrow Bool \cdot \lambda y : Bool xy) : (Bool \rightarrow Bool) \rightarrow (Bool \rightarrow Bool)$		

$$\begin{array}{c}
\frac{\frac{\frac{}{Ax_v} \quad \frac{\Gamma', \gamma: Bool \vdash \gamma: Bool}{\rightarrow i} \quad \frac{}{Ax_v} \quad \Gamma' \vdash x: Bool}{\rightarrow e} \quad \frac{}{Ax_F} \quad \Gamma' \vdash FALSE: Bool}{\Gamma' \vdash x: Bool \quad \Gamma' \vdash (\lambda \gamma: Bool. \gamma) x: Bool \quad \Gamma' \vdash FALSE: Bool} if \\
\hline
\Gamma' \vdash \lambda x: Bool. if x THEN (\lambda \gamma: Bool. \gamma) x ELSE FALSE: Bool \rightarrow i \\
\hline
\emptyset \vdash \lambda x: Bool. if x THEN (\lambda \gamma: Bool. \gamma) x ELSE FALSE: Bool \rightarrow Bool
\end{array}$$

0.5.7. Clases de Equivalencia (Alfa equivalencia)

Los términos que difieren sólo en el nombre de las variables *ligadas* se consideran iguales: $\lambda x: bool. x \equiv_{\alpha} \lambda y: bool. xy$

0.5.8. Aplicando Clases de Equivalencia

Recordemos que las variables ligadas, en cualquier lenguaje de programación serían como el parámetro de una función y da igual que nombre le pongamos. Lo importante es NO tener dos parámetros con el mismo nombre.

¡ERROR! Ambas están ligadas, poseen el mismo nombre y dif tipo.

$$\frac{\lambda x: Bool \rightarrow Bool, \lambda x: Bool \vdash x}{\rightarrow i}$$

$$\frac{\lambda x: Bool \rightarrow Bool \vdash \lambda x: Bool. x}{\rightarrow i} \quad \times$$

$$\emptyset \vdash \lambda x: Bool \rightarrow Bool. \lambda x: Bool. x$$

SOLUCIÓN: Man a EQUIVALENCIA

$$\frac{\lambda x: Bool \rightarrow Bool, \lambda y: Bool \vdash y}{\rightarrow i}$$

$$\frac{\lambda x: Bool \rightarrow Bool \vdash \lambda y: Bool. y}{\rightarrow i} \quad \checkmark$$

$$\emptyset \vdash \lambda x: Bool \rightarrow Bool. \lambda y: Bool. y$$

Nota: Al igual que en un lenguaje de programación da igual a qué variable ligada le cambiemos su nombre.

0.5.9. Unicidad de Tipos

Si $\Gamma \vdash M : \sigma$ y $\Gamma \vdash M : \rho$ ent $\sigma = \rho$

0.5.10. Teorema (Weakening + Strengthening)

Si $\Gamma \vdash M : \tau$ es derivable y $fv(M) \subseteq \Gamma \cap \Gamma'$ entonces $\Gamma' \vdash M : \tau$ es derivable

- Weakening: Agregar más hipótesis hace que la afirmación sea más débil y difícil de demostrar.

- **Strengthening:** Sacar hipótesis hace que la afirmación sea más fuerte y fácil de demostrar.

Veamos un ejemplo de Strengthening: $x : Bool \vdash True : Bool$

Hagámonos una pregunta ¿utilizamos en algún lado la x ? No, entonces tenemos que preguntarnos ¿realmente la necesitamos en el contexto? No. Entonces podemos quitarla y la afirmación será aún más fuerte.

Entonces $\emptyset \vdash True : Bool$

0.6. Tipos Habitados

Un tipo está habitado si existe una función de ejemplo que use ese tipo.

Por ejemplo, si nos piden algo que cumpla $\vdash M : (\tau \rightarrow \rho) \rightarrow (\sigma \rightarrow \tau) \rightarrow (\sigma \rightarrow \rho)$.

Podemos notar que una función que haga esto, sería la composición: $\lambda f : \tau \rightarrow e. \lambda g : \sigma \rightarrow \tau. \lambda x : \sigma. f(gx)$ o mejor escrita $(\lambda f : \tau \rightarrow e)(\lambda g : \sigma \rightarrow \tau)(\lambda x : \sigma)(f(gx))$

0.7. Semántica Formal

El sistema de tipos nos indica cómo se construyen los programas pero además queremos darles **significado** (semántica). Existen tres formas de dar semántica formal

- **Semántica Operacional:** Indica cómo se ejecuta el programa hasta llegar a un resultado.
 - Es la que vamos a usar en la materia.
 - Trabaja en base a reglas de reducción \rightarrow entre términos. Cuando tenemos $M \rightarrow N$, M reduce.
 - La idea es llegar a formas normales, es decir, expresiones irreducibles que no existe ninguna regla que las pueda deducir.
 - small-step: ejecución paso a paso.
 - big-step: evaluación directa al resultado.
- **Semántica Denotacional:** Interpreta los programas como objetos matemáticos.
- **Semántica Axiomática:** Establece relaciones lógicas entre el estado del programa antes y después de la ejecución.

Importante: Nosotros vamos a usar la estrategia de reducción call by value, y nos va a interesar mantener el determinismo de las reglas de reducción. **IMPORTANTÍSIMO:** Cada término **debe reducirse** a un paso a la vez y con **una sola elección** de regla semántica. Si existe más de una regla semántica para un paso dado, no es determinista.

0.8. Semántica Operacional

0.8.1. Small-Step

La semántica operacional predica sobre **juicios de evaluación:** $M \rightarrow N$ donde M y N son programas.

0.8.2. Valores

Los valores son los posibles resultados de evaluar programas: $V ::= true \mid false \mid \lambda x : \tau. M$

Los valores ya tienen todos sus parámetros completamente reducidos, de lo contrario, no serían valores.

Ej.: $V ::= \dots \mid Nil \mid Bin(V, V)$ corresponde a los valores de trabajar con un árbol binario.

Cantidad de Reglas de Congruencia

Suele ser una de reducción por cada término, pero es importante recalcar que si un término tiene más de un parámetro (sin variables libres) entonces ese término tiene más de una regla de reducción.

A su vez, hay que hacer hincapié en por qué resalté el **sin variables libres**. Esto es porque los términos que tienen variables libres no se reducen, sino que solamente se sustituyen porque no son términos cerrados.

Lo que hay que meterse en la cabeza es que: si no reducimos completamente todo en las reglas de congruencia es: porque o nos falta algo, o se van a sustituir en las reglas de cómputo. TODO debe finalizar siendo un valor.

Ej.: Sean $M, N, O ::= \dots \mid []_\sigma \mid M :: N \mid FOLDR\ M\ BASE \rightarrow N; REC(h, r) \rightarrow O$

¿Qué reglas de Congruencia existen para estos términos? bueno, tenemos aparentemente 3.

- Reducir M de $M::N$
- Reducir N de $M::N$
- Reducir M del FOLDR. h NO se reduce porque es un valor (cabeza de la lista) y r tampoco, porque r al ser un caso recursivo tiene variables libres.

¿Cuándo reducir y cuándo no?

- Si tiene variables libres no se reduce.
- Si es un caso condicional, no se reduce, porque de antemano no sabés en qué casos necesitás reducirlo. Por ejemplo, los CASE, IF o FOLDER no se suelen reducir sus términos (sí las guardas), porque no es necesario gastar cómputo en algo que no se sabe si vamos a usar.

Cantidad de Reglas de Cómputo

Todos los valores posibles tienen una regla de Cómputo, usualmente, cada valor va a estar asociada a las posibles operaciones de las reglas de Congruencia.

Siguiendo el ej. anterior, defina los posibles valores del sistema y dé las reglas de cómputo.

Bueno, los posibles valores con listas hay dos: $V ::= []_\sigma \mid V :: V$

¿Qué operaciones deberíamos poder realizar con estos valores?: FOLDER con lista vacía, y FOLDER sin una lista vacía.

- Si el FOLDER tiene lista vacía entonces devuelve simplemente N.
- Si el FOLDER NO tiene lista vacía, entonces, debo sustituir las variables h y r con la información para el paso recursivo.

0.9. Semántica Operacional

$$\begin{array}{ll} (\lambda x : \sigma.M)V \rightarrow M\{x := V\} & (\beta) \\ \text{if true then } M \text{ else } N \rightarrow M & (\text{if}_t) \\ \text{if false then } M \text{ else } N \rightarrow N & (\text{if}_f) \end{array}$$

Si $M \rightarrow N$, entonces:

$$\begin{array}{ll} MO \rightarrow NO & (\mu) \\ VM \rightarrow VN & (\nu) \\ \text{if } M \text{ then } O \text{ else } P \rightarrow \text{if } N \text{ then } O \text{ else } P & (\text{if}_c) \end{array}$$

Importante: μ , ν , if_c son reglas de congruencia, es decir, nos permiten “ingresar a la expresión para luego aplicar las reglas de cómputo” las cuales, las reglas de cómputo son β , (if_t) , (if_f)

Importante 2: Aplicar la regla β NO cuenta como regla de reducción.

Importante 3: β se utiliza **SOLO** con valores.

Importante 4: Recordar que \rightarrow indica a qué reduce, por ejemplo, en el caso del if false, tiene sentido que si el else es N, la operación te devuelva N.

Veamos a continuación unos ejemplos

CALCULE EL RESULTADO DE EVALUAR:

1) $((\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda y:\text{Bool} \cdot \text{IF } x \text{ THEN TRUE ELSE } y) \text{ FALSE}) \text{ TRUE}$

$\rightarrow_{\mu} (\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda y:\text{Bool} \cdot \text{IF } x \text{ THEN TRUE ELSE } y) \text{ FALSE}$

$\rightarrow_{\beta} \lambda y:\text{Bool} \cdot \text{IF FALSE THEN TRUE ELSE } y$

Otro: que resolvimos a, con b.

$\rightarrow_{\beta} \text{IF FALSE THEN TRUE ELSE TRUE}$

$\rightarrow_{\text{IFF}} \text{TRUE}$

2) $(\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(yx)) ((\lambda z:\text{Bool} \cdot \text{TRUE}) \text{ FALSE}) (\lambda w:\text{Bool} \cdot w)$

PRIMERO, DISCUAMOS.

$((\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(yx)) ((\lambda z:\text{Bool} \cdot \text{TRUE}) \text{ FALSE})) (\lambda w:\text{Bool} \cdot w)$

Otro: resolvimos.

$\rightarrow_{\mu} (\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(yx)) ((\lambda z:\text{Bool} \cdot \text{TRUE}) \text{ FALSE}) (\lambda w:\text{Bool} \cdot w)$

$\rightarrow_{\nu} ((\lambda z:\text{Bool} \cdot \text{TRUE}) \text{ FALSE})$

$\rightarrow_{\beta} \text{TRUE} \sim \text{VALOR} \sim \text{COMPUTO}$

Otro: tenemos $(\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(yx)) \text{ TRUE} (\lambda w:\text{Bool} \cdot w)$

$\rightarrow_{\mu} (\lambda x:\text{Bool} \cdot \lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(yx)) \text{ TRUE}$

$\rightarrow_{\beta} (\lambda y:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(y \text{ TRUE}))$

Luego, $(\lambda t:\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \cdot y(y \text{ TRUE})) (\lambda w:\text{Bool} \cdot w)$

$\rightarrow_{\beta} (\lambda w:\text{Bool} \cdot w) ((\lambda w:\text{Bool} \cdot w) \text{ TRUE})$

$\rightarrow_{\nu} (\lambda w:\text{Bool} \cdot w) \text{ TRUE}$

$\rightarrow_{\beta} \text{TRUE}$

Reglas de Tipado vs Reglas de Semántica

1. En las Reglas de Tipado **existe** el contexto mientras que en las Reglas de Semántica **no existe**.

La excepción de usar un contexto en las reglas de semántica se da cuando tenemos alguna especie de guarda o un caso donde tenemos que devolver cosas de algún tipo específico, pero sin contexto no tenemos esa información.

$$\emptyset \vdash V_1 : \sigma$$

$$\text{FROM } V_1 \text{ UNTIL}_x N \text{ BY } V_2 \rightarrow \text{IF } N\{x := V_1\} \text{ THEN } []_{\sigma} \text{ ELSE } V_1 :: (\text{FROM } V_2 V_1 \text{ UNTIL}_x N \text{ BY } V_2)$$

En este ejemplo podemos ver que como estamos en un lenguaje con **tipado estricto**, necesitamos que tanto el THEN como el ELSE devuelvan el mismo tipo. Entonces no podemos devolver una lista vacía sin especificar el tipo de sus elementos.

2. En las Reglas de Semántica no se coloca el tipo de retorno en cada una de las reglas.

0.9.1. Sustitución

La operación de sustitución $M\{x := N\}$ nos devuelve un nuevo término tal que resulta de reemplazar todas las ocurrencias libres de x en M por N .

Nota: Se implementa por pattern matching porque es un constructor recursivo.

$$\begin{aligned}
x\{x := N\} &\stackrel{\text{def}}{=} N \\
a\{x := N\} &\stackrel{\text{def}}{=} a \text{ si } a \in \{\text{true}, \text{false}\} \cup \mathcal{X} \setminus \{x\} \\
(\text{if } M \text{ then } P \text{ else } Q)\{x := N\} &\stackrel{\text{def}}{=} \begin{aligned} &\text{if } M\{x := N\} \\ &\text{then } P\{x := N\} \\ &\text{else } Q\{x := N\} \end{aligned} \\
(M_1 M_2)\{x := N\} &\stackrel{\text{def}}{=} M_1\{x := N\} M_2\{x := N\} \\
(\lambda y : \tau. M)\{x := N\} &\stackrel{\text{def}}{=} \begin{cases} \lambda y : \tau. M & \text{si } x = y \\ \lambda y : \tau. M\{x := N\} & \text{si } x \neq y, y \notin \text{fv}(N) \\ \lambda z : \tau. M\{y := z\}\{x := N\} & \text{si } x \neq y, y \in \text{fv}(N), \\ & z \notin \{x, y\} \cup \text{fv}(M) \cup \text{fv}(N) \end{cases}
\end{aligned}$$

3. No existen los axiomas como tal en las Reglas de Semántica. Los valores siempre están ligados ante una operación dada que los utiliza.

0.10. Propiedades de la Evaluación

0.10.1. Teorema (Determinismo)

Si $M \rightarrow N_1$ y $M \rightarrow N_2$ entonces $N_1 = N_2$

En criollo: No hay más de una forma de reducir algo.

0.10.2. Teorema (Preservación de Tipos o Subject Reduction)

Si $\Gamma \vdash M : \tau$ y $M \rightarrow N$ entonces $\Gamma \vdash N : \tau$

Si deducimos el tipo τ para un término sin ejecutar el programa, y luego ejecutamos el programa obteniendo N , entonces el término N tiene el mismo tipo.

0.10.3. Teorema (Progreso)

Si $\vdash M : \tau$ entonces:

- O bien M es un término cerrado irreducible bien tipado, osea un valor.
- O bien existe un N tal que $M \rightarrow N$

0.10.4. Teorema (Terminación)

Si $\vdash M : \tau$ entonces no hay una cadena infinita de pasos: $M \rightarrow M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow \dots$

0.10.5. Canonicidad

- Si $\vdash M : \text{bool}$ es derivable, entonces la evaluación de M termina y el resultado es `true` o `false`.
- Si $\vdash M : \tau \rightarrow \sigma$ es derivable, entonces la evaluación de M termina y el resultado es una abstracción.

0.10.6. Extensión con Números Naturales

Sintaxis:

Se extienden las gramáticas de términos y tipos de la siguiente manera:

$$\begin{aligned}\sigma &::= \dots \mid \text{Nat} \\ M &::= \dots \mid \text{zero} \mid \text{succ}(M) \mid \text{pred}(M) \mid \text{isZero}(M)\end{aligned}$$

Se extiende el sistema de tipado con las siguientes reglas:

$$\begin{array}{c} \frac{}{\Gamma \vdash \text{zero} : \text{Nat}} \text{ax}_0 \quad \frac{\Gamma \vdash M : \text{Nat}}{\Gamma \vdash \text{succ}(M) : \text{Nat}} \text{succ} \\[10pt] \frac{\Gamma \vdash M : \text{Nat}}{\Gamma \vdash \text{pred}(M) : \text{Nat}} \text{pred} \quad \frac{\Gamma \vdash M : \text{Nat}}{\Gamma \vdash \text{isZero}(M) : \text{Bool}} \text{isZero} \end{array}$$

Semántica:

Se extienden los valores de la siguiente manera:

$$V ::= \dots \mid \text{zero} \mid \text{succ}(V)$$

Además, usamos la notación \underline{n} para $\text{succ}^n(\text{zero})$ con $n \geq 0$.

Se extiende la semántica operacional con las siguientes reglas:

$$\begin{array}{ll} \text{pred}(\text{succ}(V)) \rightarrow V & (\text{pred}) \\ \text{isZero}(\text{zero}) \rightarrow \text{true} & (\text{isZero}_0) \\ \text{isZero}(\text{succ}(V)) \rightarrow \text{false} & (\text{isZero}_n) \end{array}$$

Si $M \rightarrow N$, entonces:

$$\begin{array}{ll} \text{succ}(M) \rightarrow \text{succ}(N) & (\text{succ}_c) \\ \text{pred}(M) \rightarrow \text{pred}(N) & (\text{pred}_c) \\ \text{isZero}(M) \rightarrow \text{isZero}(N) & (\text{isZero}_c) \end{array}$$

Ultra Importante: Cada vez que extendmos tipos o sintaxis hay que chequear que siga valiendo el progreso, el determinismo y la preservación de tipos.

¿Es segura esta extensión?: No, porque con estas reglas se rompe el progreso pues $\text{pred}(0)$ es forma normal pero no es un valor válido.

Si quisieramos que siga valiendo el progreso podemos extender la semántica y agregar un caso $\text{pred}(\text{zero}) \rightarrow \text{zero}$ (pred_0)

0.10.7. Macros

Podemos definir macros para expresiones que vayamos a utilizar con frecuencia. Por ejemplo:

$$\begin{aligned}\star \star \text{Id}_\tau &\stackrel{\text{def}}{=} \lambda x : \tau. x \\ \star \star \text{and} &\stackrel{\text{def}}{=} \lambda x : \text{Bool}. \lambda y : \text{Bool}. \text{if } x \text{ then } y \text{ else false}\end{aligned}$$

Cambiando reglas semánticas

Supongamos que agregamos la siguiente regla para las abstracciones:

Si $M \rightarrow N$, entonces:

$$\lambda x : \tau. M \rightarrow \lambda x : \tau. M' \quad (\zeta)$$

Ejercicio

1. Repensar el conjunto de valores para respetar esta modificación, pensar por ejemplo si $\lambda x : \text{Bool} / d_{\text{Bool}} \text{ true}$ es o no un valor. ¿Y $\lambda x : \text{Bool}. x$?

$V ::= \text{true} \mid \text{false} \mid \lambda x : \sigma. F \mid 0 \mid \text{succ}(V)$, donde F es una **forma normal**.

2. ¿Qué reglas deberían modificarse para no perder el determinismo?

$$(\lambda x : \sigma. F) V \rightarrow F\{x := V\} \quad (\beta)$$

3. Utilizando la nueva regla y los valores definidos, reducir la expresión:
 $\lambda z : \text{Nat} \rightarrow \text{Nat}. (\lambda x : \text{Nat} \rightarrow \text{Nat}. z \ 23) \ \lambda x : \text{Nat}. 0$

(No entendí qué caso es el conflictivo si tuvimos que cambiar de $\lambda x : \sigma. M$ a $\lambda x : \sigma. F$) ¿qué no podíamos hacer antes? Entiendo que diciendo que tengas $\lambda x : \sigma. F$ estas diciendo que si le metés un input tenés que garantizar que lo que tenga la lambda adentro **ya sea una forma normal** y sabés que el proceso va a terminar bien. Si usás $\lambda x : \sigma. M$ tenés el problema de que si le ponés cualquier cosa a M podés llegar a algo que no es reducible y capaz se cuelga?

Sistema de Tipos para el Cálculo Lambda

Aclaración Importante: En deducción natural hablabamos de τ, σ como hipótesis o proposiciones. Acá en cálculo lambda, esos son tipos.

Ej.: $\tau \rightarrow \sigma$ era una conclusión en deducción natural, acá es el tipo de una lambda.

Entonces ahora sí, veamos el sistema de tipos para el cálculo Lambda omitiendo los booleanos porque son exactamente igual que en deducción natural.

$$\frac{\Gamma, x : \tau \vdash M : \sigma}{\Gamma \vdash \lambda x : \tau. M : \tau \rightarrow \sigma} \text{ T-ABS } (\rightarrow i) \quad \frac{}{\Gamma, x : \tau \vdash x : \tau} \text{ T-VAR } (\text{ax}) \quad \frac{\Gamma \vdash M : \tau \rightarrow \sigma \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\Gamma \vdash MN : \tau} \text{ T-APP } (\rightarrow e)$$

0.10.9. Lógica Combinatoria

Es una variante del calculo λ .

Si a $\sigma \rightarrow \tau$ lo leemos como $\sigma \implies \tau$ luego, la regla de tipado e aplicación de una función es la regla Modus Ponens.

Pruebas y Programas

En la **Deducción Natural** hablamos en base a proposiciones, en cálculo lambda, las proposiciones son tipos.

En la **Deducción Natural** hablamos en base a pruebas, en cálculo lambda, las pruebas son términos.

0.10.10. Juicios Derivables

Un juicio $\vdash \tau$ es derivable sí y solo sí, el tipo τ está habitado, es decir, existe algun camino que nos lleva a demostrar τ . Como también podemos probar estas cosas en deducción natural, lo hacemos también en cálculo lambda.

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{b \vdash b} \text{ (Ax)} \\
 \hline
 \vdash b \Rightarrow b \quad (\Rightarrow_i)
 \end{array}$$

Conexión al Juicio de TIPADO

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{x : b \vdash x : b} \text{ (T-VAR)} \\
 \hline
 \vdash \lambda x : b. x : b \rightarrow b \quad (\text{T-ABS})
 \end{array}$$

OBS: El término $\lambda x : b. x$ se asocia con la prueba de $b \Rightarrow b$.

Importante: Como esto son fórmulas, puede haber muchas pruebas distintas para una misma fórmula. Mirá esta forma de probar lo mismo de antes pero más complicado.

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{b \Rightarrow b \vdash b \Rightarrow b} \text{ AX} \quad \frac{}{b \vdash b} \text{ AX} \\
 \hline
 \vdash (b \Rightarrow b) \Rightarrow b \Rightarrow b \quad \Rightarrow_i \quad \vdash b \Rightarrow b \quad \Rightarrow_i \\
 \hline
 \vdash b \Rightarrow b \quad \Rightarrow_e
 \end{array}$$

Conexión a

$$\begin{array}{c}
 \frac{}{x : b \rightarrow b \vdash x : b \rightarrow b} \text{ (T-VAR)} \quad \frac{}{y : b \vdash y : b} \text{ (T-VAR)} \\
 \hline
 \vdash (\lambda x : b \rightarrow b. x) (b \rightarrow b) \rightarrow b \rightarrow b \quad (\text{T-ABS}) \quad \vdash \lambda y : b. y : b \rightarrow b \quad (\text{T-ABS}) \\
 \hline
 \vdash (\lambda x : b \rightarrow b. x) (\lambda y : b. y) : b \rightarrow b \quad (\text{T-APP})
 \end{array}$$

0.10.11. Simplificación de Pruebas

Corte: Un corte es un lema que probamos a pesar que **no es una subfórmula de la afirmación final**. Es decir, no es algo que queramos demostrar en la conclusión pero nos ayuda a seguir adelante.

Se caracteriza por tener pasos como \Rightarrow_i y luego \Rightarrow_e o también, \wedge_i y \wedge_e o \vee_e .

Básicamente cuando veas una introducción y una eliminación, ahí estás haciendo un corte.

La variable que hacés aparecer aparte es el corte.

En la computación, un paso de reducción β (E-APP ABS) se corresponde con una eliminación de corte.

0.10.12. Prueba en Forma Normal

Es aquella prueba que no posee ningún tipo de corte.

0.10.13. Normalización de Pruebas

Se realiza mediante la eliminación de cortes, es decir, tratar de quitar esos cortes para llevarlo a forma normal.

0.10.14. Conjunción (Producto) en Lambda

$$\begin{aligned}
 \sigma, \tau, \dots &::= \dots \mid \sigma \times \tau \\
 M, N, \dots &::= \dots \mid \langle M, N \rangle \mid \text{FST } M \mid \text{SND } N
 \end{aligned}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\sigma \vdash \langle M, N \rangle : \sigma \times \tau} \equiv \wedge_i$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \times \tau}{\Gamma \vdash \text{FST } M : \sigma} \equiv \wedge_{e1}$$

$$\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \times \tau}{\Gamma \vdash \text{SND } M : \tau} \equiv \wedge_{e2}$$

Veamos ahora como hacer reducciones con productos.

$$\frac{\frac{\Gamma \vdash M : \sigma \quad \Gamma \vdash N : \tau}{\sigma \vdash \langle M, N \rangle : \sigma \times \tau} \wedge_i \quad \Gamma \vdash \text{FST } \langle M, N \rangle : \sigma}{\Gamma \vdash M : \sigma} \wedge_e \rightarrow$$

El corte en $N : \tau$

Nótese que la idea desde un primer momento era quedarse con M σ . Por lo tanto, el corte es añadir τ .

0.10.15. Disyunción (Suma) en Lambda

El corte característico acá es V_e y luego V_i mirando desde abajo hacia arriba.

DISJUNCIÓN:

$0 \vee 1 \sim \text{true} = 1 \vee 0 = 1 \text{ o } 1.$

$6, \tau, \dots ::= \dots \mid 6 + \tau$

$M, N, P, \dots ::= \dots \mid \text{LEFT}^6 M \mid \text{RIGHT}^6 M \mid \text{CASE } n \text{ WITH } \{\text{LEFT } x \rightarrow U, \text{RIGHT } x \rightarrow P\}$

$P \vee Q, P, Q \sim \text{AS } n \rightarrow P$

$\text{LEFT}^6 M \text{ RIGHT}^6 M$

$P \vee Q$

$\text{LEFT}^6 M \text{ RIGHT}^6 M$

$\Gamma \vdash 6$

$\Gamma \vdash 6 \vee \tau$

$\Gamma \vdash \tau$

$\Gamma \vdash 6 \vee \tau$

$\Gamma \vdash 6 \vee \tau$

$\Gamma, \tau \vdash 6$

$\Gamma, \tau \vdash \tau$

$\Gamma \vdash P$

$\Gamma \vdash 6 \vee \tau$

$\Gamma, \tau \vdash 6$

$\Gamma, \tau \vdash \tau$

$\Gamma \vdash P$

$\Gamma \vdash M: 6$

$\Gamma \vdash \text{LEFT}^6 M: 6 \vee \tau$

$\Gamma \vdash M: \tau$

$\Gamma \vdash \text{RIGHT}^6 M: 6 \vee \tau$

$\Gamma \vdash M: 6 \rightarrow \tau$

$\Gamma, x: 6 \vdash M: P$

$\Gamma, x: 6 \vdash N: P$

$\Gamma \vdash \text{CASE } M \text{ WITH } \{\text{LEFT } x \rightarrow N, \text{RIGHT } x \rightarrow P\}: P$

$\Gamma \vdash M: 6$

$\Gamma \vdash \text{LEFT}^6 M: 6 \rightarrow \tau$

$\Gamma, x: 6 \vdash N: P$

$\Gamma, x: \tau \vdash P: P$

$\Gamma \vdash \text{CASE } \text{LEFT}^6 M \text{ WITH } \{\text{LEFT } x \rightarrow N, \text{RIGHT } x \rightarrow P\}: P$

$\Gamma \vdash M: \tau$

$\Gamma \vdash \text{RIGHT}^6 M: 6 \rightarrow \tau$

$\Gamma, x: 6 \vdash N: P$

$\Gamma, x: \tau \vdash P: P$

$\Gamma \vdash \text{CASE } \text{RIGHT}^6 M \text{ WITH } \{\text{LEFT } x \rightarrow N, \text{RIGHT } x \rightarrow P\}: P$

0.10.16. Absurdo

No existe **ningún constructor** para el tipo \perp (vacío).



Correspondencia de Curry-Howard

$A_1, \dots, A_n \vdash \sigma$ es derivable en NJ (Logica Intuicionista) si \exists término M donde $Fv(M) \subseteq \{x_1, \dots, x_n\}$ tal que $x_1 : A_1, \dots, x_n : A_n \vdash M : \sigma$

En criollo: Si en Cálculo Lambda tenes términos x_1, \dots, x_n que correspondan a A_1, \dots, A_n uno a uno entonces, lo podés considerar como válido.

Ej.: $P, Q \vdash P \wedge Q \equiv x : P, y : Q \vdash \langle x, y \rangle : P \wedge Q$ donde

- $A_1 = P$ $A_2 = Q$
- $x_1 : P$ es decir, $x_1 : A_1$
- $x_2 : Q$ es decir, $x_2 : A_2$
- $\sigma = P \wedge Q$ pero en cálculo lambda, nuestro término M , es de tipo sigma. $\langle x, y \rangle : P \wedge Q$

0.10.17. Corolario de Logica Intuicionista

$\not\vdash \perp$: No puedo concluir que hay contradicción, lo que sugiere que mis premisas son consistentes.

0.10.18. Codificación de la Negación

$$\neg \sigma \equiv \sigma \rightarrow \perp$$

Nota: $\neg_i \equiv \implies i$ y $\neg_e \equiv \implies e$

0.10.19. Tipo Unit

También conocida como Fórmula T, es una fórmula válida que siempre es verdadera y es un tipo algebraico con un único constructor T.

En el cálculo λ extendemos la sintaxis con el tipo T que tiene un único elemento.

$$\begin{array}{ll} \sigma, \tau, \dots & ::= \dots \mid T \\ M, N, P, \dots & ::= \dots \mid T \end{array}$$

Consideramos a la Logica Intuicionista extendida con la siguiente regla

$$\frac{}{\Gamma \vdash T} T_i$$

Y tiene la siguiente regla de tipado en Cálculo λ

$$\frac{}{\Gamma \vdash T : T} T\text{-UNIT}$$

0.10.20. Recursión

Se utiliza el operador `fix`: $M ::= \dots \mid \text{fix } M$

No se precisa ningún tipo nuevo pero sí una regla de tipado.

$$\Gamma \vdash M : \sigma \rightarrow \sigma$$

T-FIX

$$\Gamma \vdash \text{fix } M : \sigma$$

También extendemos la semántica para poder ir resolviendo las operaciones.

$$\frac{M \rightarrow M'}{\text{fix } M \rightarrow \text{fix } M'} \text{E-FIX}$$

$$\frac{}{\text{fix } (\lambda x : \sigma. M) \rightarrow M\{x := \text{fix } (\lambda x : \sigma. M)\}} \text{E-FIXBETA}$$

Gracias a `fix` ahora podemos definir funciones parciales $\text{fix } (\lambda x : \sigma. x)$ donde $\vdash \text{fix } (\lambda x : \sigma. x) : \sigma$ para cualquier σ . En particular, vale para $\sigma = \perp$.

Importante: No podemos extender la Lógica Intuicionista (NJ) con un operador `fix` pues la lógica sería inconsistente. Ej.: $\vdash \perp$ sería derivable.

Inferencia de Tipos

Términos sin anotaciones de tipos: $U ::= x \mid \lambda x. U \mid U \mid U \mid \text{True} \mid \text{False} \mid \text{if } U \text{ then } U \text{ else } U$

Términos con anotaciones de tipos: $U ::= x \mid \lambda x. M \mid M \mid M \mid \text{True} \mid \text{False} \mid \text{if } U \text{ then } U \text{ else } U$

erase(M)

Es el término sin anotaciones de tipos que resulta de borrarlos del término M . El resultado es U .

Ej.: $\text{erase}((\lambda x : \text{Bool}. x) \text{True}) = ((\lambda x. x) \text{True})$

Esto nos quiere decir que, si tenemos un término M es fácil conseguir U pero no al revés.

¿Cuándo podemos tipar un término U ?

Un término U sin anotaciones de tipos es tipable sí y solo si existen:

- Un contexto de tipado Γ
- Un término con anotaciones de tipos M
- Un tipo τ tales que $\text{erase}(M) = U$ y $\Gamma \vdash M : \tau$

Entonces, el problema de **inferencia de tipos** consiste en:

- Dado un término U determinar si es tipable.
- En caso de que U sea tipable, entonces
 - Hallar un contexto Γ , un término M y un tipo τ tales que cuando hagamos $\text{erase}(M) = U$ y $\Gamma \vdash M : \tau$

En criollo: Si tengo un U , entonces búscate un M , que tenga contexto, un τ y que si le mando ese M me da U .

Ej.: $\lambda x. x$ es la función identidad. ¿Cómo podemos tiparla?. De antemano, x podría ser cualquier cosa, una función, un valor, lo que realmente quiera.

Entonces para poder tiparla, necesitamos de antemano, saber en el contexto de qué tipo es x , por lo tanto, podemos decir que $\Gamma \vdash \{x : \alpha\}$.

Ya tenemos entonces Γ y U . Nos falta conseguir τ que sería lo que nos falta para poder concluir $\Gamma \vdash M : \tau$. Como es una Lambda que recibe un x , y devuelve un x , entonces el tipo es $\tau : \alpha \rightarrow \alpha$.

Entonces, armamos el término M : $\lambda(x : \alpha). x$ y podemos chequear ambas condiciones.

- $\text{erase}(\lambda(x : \alpha). x) = \lambda x. x$ y esto es verdadero.
- $\Gamma \vdash (\lambda(x : \alpha). x) : \alpha \rightarrow \alpha$

$$\Gamma, x : \alpha \vdash x : \alpha$$

T-ABS

$$\Gamma \vdash (\lambda(x : \alpha).x) : \alpha \rightarrow \alpha$$

y es justamente lo que queríamos derivar.

Importante: Solo tipo en M si \exists una lambda. Ej.: $U = x \text{ True} \equiv M = x \text{ True}$ pues no existe ninguna lambda en U.

Incorporando incógnitas a los tipos

El algoritmo de inferencia de tipos se basa en manipular tipos **parcialmente conocidos**.

Ej.: $x \text{ True}$, ¿cómo podemos tiparlo?. Bueno, recordemos que asociamos a la izquierda, por lo tanto sería algo así: $x(\text{True})$ por lo tanto, x debería de ser una función que recibe obligatoriamente un booleano y devuelve un tipo desconocido. Ese tipo desconocido lo denotamos con una variable.

Por lo tanto, el tipo sería: $(x : \text{Bool} \rightarrow X_1)$

Ej. 2: $(X_1 \rightarrow X_1) \stackrel{?}{=} ((\text{Bool} \rightarrow \text{Bool}) \rightarrow X_2)$.

En criollo lo que nos pide es: ¿cómo tiene que ser X_1 y X_2 para que ambos lados se verifiquen? bueno, si vemos la ecuación izquierda antes de \rightarrow tiene $\text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$ entonces no queda otra que $X_1 = \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$ Así mismo, entonces, del lado izquierdo nos queda $\text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \rightarrow \text{Bool} \rightarrow \text{Bool} = (\text{Bool} \rightarrow \text{Bool})X_2$ entonces la única forma que tiene X_2 es $\text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$. Por lo tanto, $X_1 : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$ y $X_2 : \text{Bool} \rightarrow \text{Bool}$

Ej. 3: if xy then y else true

La estrategia en los condicionales, o lugares donde hay ramas es la siguiente: **considerar y tipar cada rama por separado, luego se hace puesta en común.**

Entonces, en este caso tenemos que tipar tres ramas, una incógnita por cada variable:

- xy: $\Gamma_c = \{x : X_1 \rightarrow X_2, y : X_1\}$
- y: $\Gamma_t = \{t : X_3\}$
- true: $\Gamma_e = \emptyset$

Entonces ahora planteamos un sistema de ecuaciones
$$\begin{cases} X_3 \stackrel{?}{=} \text{Bool} \\ X_1 \stackrel{?}{=} X_3 \\ X_2 \stackrel{?}{=} \text{Bool} \end{cases}$$

Sustituimos ahora las incógnitas por los tipos y nos queda $X_1 = \text{Bool}, X_2 = \text{Bool}, X_3 = \text{Bool}$.

Resolver ecuaciones del tipo $X_1 \stackrel{?}{=} X_2 \rightarrow X_3$ se llama UNIFICACIÓN. Reemplazando las variables deberíamos llegar a una igualdad.

Unificación

Es el problema de resolver sistemas de ecuaciones entre tipos con incógnitas. Es muy importante pues luego lo usamos para dar un algoritmo de inferencia de tipos.

Tenemos conjuntos finitos de constructores de tipos

- Tipos constantes (no tienen parámetros): $\text{Bool}, \text{Int}, \dots$
- Constructores Unarios (reciben un parámetro): $(\text{List } \bullet), (\text{Maybe } \bullet), \dots$
- Constructores Binarios (reciben dos parámetros): $(\bullet \rightarrow \bullet), (\bullet \times \bullet), (\text{Either } \bullet \bullet)$

Los **tipos** se forman usando incógnitas y constructores: $\tau ::= X_n \mid C(\tau_1, \dots, \tau_n)$

Antes de definir formalmente la Unificación, primero veamos la Sustitución, que es una de las herramientas que vamos a usar.

Sustitución

Es una función que a cada incógnita le asocia un tipo.

Notamos: $\{T_1 \stackrel{?}{=} \sigma_1, \dots, T_k \stackrel{?}{=} \sigma_k\}$ a la sustitución S tal que $S(T_1) = S(\sigma_1) \wedge \dots \wedge S(T_k) = S(\sigma_k)$

Si σ es un tipo, escribimos $S(\sigma)$ para que cada incógnita de σ sea reemplazada por lo que haya sido definido en S.

Ej.: Si $S = \{X_1 := \text{Bool}, X_3 := (X_2 \rightarrow X_2)\}$ entonces $S((X_1 \rightarrow \text{Bool}) \rightarrow X_3) = (\text{Bool} \rightarrow \text{Bool}) \rightarrow (X_2 \rightarrow X_2)$

Unificación

Un problema de unificación es un conjunto finito E de ecuaciones entre tipos que pueden involucrar incógnitas.

Un **unificador** para E es una sustitución S tal que

- $S(\tau_1) = S(\sigma_1)$

- ...
- $S(\tau_n) = S(\sigma_n)$

Ej.: $\{X_1 \stackrel{?}{=} X_2\}$ mientras que sea una igualdad, se puede decir cualquier cosa de X_1 y X_2 . Todas serán solución pero si la solución tiene menos variables para solucionar el problema, es más general.

Sustitución más general

Una sustitución S_A es **más general** que una sustitución S_B si existe una sustitución S_C tal que: $S_B = S_C \circ S_A$
En Criollo: Si S_B nace de S_A particularmente, entonces S_A es más general.

Algoritmo de unificación Martelli-Montanari (M-M) y la Corrección del Algoritmo

Consiste en aplicar secuencialmente un conjunto de reglas las cuales hay dos chances: o falla, o sigue adelante reemplazando. Este algoritmo siempre termina para cualquier problema de unificación E.

- Mientras que $E \neq \emptyset$ se aplica sucesivamente alguna de las reglas.
- La regla puede resultar en una falla (si E no tiene solución)
- De lo contrario, la regla es de la forma $E \rightarrow_s E'$ y al aplicarlo sucesivamente, si no hay falla, el algoritmo llega a \emptyset :
 - $E = E_0 \rightarrow_{S_1} E_1 \rightarrow_{S_2} E_2 \cdots \rightarrow_{S_n} E_n = \emptyset$ $S = S_n \circ S_{n-1} \cdots \circ S_2 \circ S_1$ es un unificador para E, es el más general posible y lo denotamos $\text{mgu}(E)$.

Reglas del Algoritmo (M-M)

$$\begin{array}{ll}
 \{X_n \stackrel{?}{=} X_n\} \cup E & \xrightarrow{\text{Delete}} E \\
 \\
 \{C(\tau_1, \dots, \tau_n) \stackrel{?}{=} C(\sigma_1, \dots, \sigma_n)\} \cup E & \xrightarrow{\text{Decompose}} \{\tau_1 \stackrel{?}{=} \sigma_1, \dots, \tau_n \stackrel{?}{=} \sigma_n\} \cup E \\
 \\
 \{\tau \stackrel{?}{=} X_n\} \cup E & \xrightarrow{\text{Swap}} \{X_n \stackrel{?}{=} \tau\} \cup E \\
 & \text{si } \tau \text{ no es una incógnita} \\
 \\
 \{X_n \stackrel{?}{=} \tau\} \cup E & \xrightarrow{\text{Elim}}_{\{X_n := \tau\}} E' = \{X_n := \tau\}(E) \\
 & \text{si } X_n \text{ no ocurre en } \tau \\
 \\
 \{C(\tau_1, \dots, \tau_n) \stackrel{?}{=} C'(\sigma_1, \dots, \sigma_m)\} \cup E & \xrightarrow{\text{Clash}} \text{falla} \\
 & \text{si } C \neq C' \\
 \\
 \{X_n \stackrel{?}{=} \tau\} \cup E & \xrightarrow{\text{Occurs-Check}} \text{falla} \\
 & \text{si } X_n \neq \tau \\
 & \text{y } X_n \text{ ocurre en } \tau
 \end{array}$$

¿Por qué los condicionales en las reglas?

- Swap: τ no debe ser una variable. Debe ser un valor porque sino entramos en un loop infinito de hacer referencia a sí mismo. Ej.: $4 = x \equiv x = 4$ pero $x = y \neq y = x$ NO es lo mismo porque NO son valores.
- Elim: No podemos reemplazar un término que depende de sí mismo y reducirlo. Ej.: $X_1 = X_1 \rightarrow \text{Bool}$ no tiene sentido sustituir en este caso porque vamos a estar en prácticamente un loop infinito.
- Clash: Si no tienen la misma cantidad de elementos falla.
- Occurs-Check: Solo podemos unificar si la incógnita no aparece en τ . Ej.: $X_1 = X_1 \rightarrow \text{Bool}$ falla pero $X_1 = \text{Int}$ funciona.

La regla Decompose es muy útil para separar funciones. La Delete la hacemos cuando nos queda una igualdad trivial. La Elim la usamos dejando todo menos la igualdad que queremos quitar.

$$\begin{array}{l}
 \overbrace{\{ (x_2 \rightarrow (x_1 \rightarrow x_1)) \}}^{T_1} \stackrel{?}{=} \overbrace{\{ (Bool \rightarrow Bool) \rightarrow (x_1 \rightarrow x_2) \}}^{G_1} \overbrace{\quad}^{G_2} \\
 \text{DECOMPOSE} \rightarrow \{ x_2 \stackrel{?}{=} (Bool \rightarrow Bool); x_1 \rightarrow x_1 \stackrel{?}{=} x_1 \rightarrow x_2 \} \\
 \text{DECOMPOSE} \rightarrow \{ x_2 \stackrel{?}{=} (Bool \rightarrow Bool); x_1 \stackrel{?}{=} x_1; x_1 \stackrel{?}{=} x_2 \} \\
 \text{DELETE} \rightarrow \{ x_2 \stackrel{?}{=} (Bool \rightarrow Bool); x_1 \stackrel{?}{=} x_2 \} \\
 \text{ELIM} \rightarrow \{ x_1 \stackrel{?}{=} (Bool \rightarrow Bool) \} \\
 \text{ELIM} \rightarrow \emptyset \stackrel{?}{=} Bool \rightarrow Bool
 \end{array}$$

Nota: DECOMPOSE depende de \rightarrow

$$\overbrace{\{ x_1 \stackrel{?}{=} (x_2 \rightarrow x_2) \}}^1; \overbrace{\{ x_2 \stackrel{?}{=} (x_1 \rightarrow x_1) \}}^2 \text{ me da fe no funciona.}$$

Recomp. 1 en 2 $x_2 = (x_2 \rightarrow x_2 \rightarrow x_2 \rightarrow x_2)$
 \hookrightarrow el OCCURS-CHECK falla.

Nota: El MGU del primer ejercicio sería lo mínimo indispensable para cumplir la igualdad. En este caso sería $X_1 : Bool \rightarrow Bool$, $X_2 : Bool \rightarrow Bool$

Importante. El algoritmo de simplificación **no siempre** devuelve el mismo resultado si existe una solución.

Algoritmo W (Inferencia de Tipos)

La idea es siempre empezar haciendo las reglas de tipado. La regla de tipado deriva el algoritmo de inferencia. Al igual que el Algoritmo M-M hay dos opciones

- Puede fallar si U no es tipable.
- Puede tener éxito y si lo tiene devuelve una tripla (Γ, M, τ) donde $erase(M) = U$ y $\Gamma \vdash M : \tau$ ¡sí! es lo mismo que vimos al principio sin ningún algoritmo

Se denota $W(U) \rightsquigarrow \Gamma \vdash M : \tau$ para indicar que el algoritmo de inferencia tiene éxito cuando se le pasa U como entrada y devuelve la tripla.

$$\frac{}{\mathbb{W}(\text{True}) \rightsquigarrow \emptyset \vdash \text{True} : \text{Bool}}$$

$$\mathbb{W}(U_1) \rightsquigarrow \Gamma_1 \vdash M_1 : \tau_1$$

$$\mathbb{W}(U_2) \rightsquigarrow \Gamma_2 \vdash M_2 : \tau_2$$

$$\mathbb{W}(U_3) \rightsquigarrow \Gamma_3 \vdash M_3 : \tau_3$$

$$\frac{}{\mathbb{W}(\text{False}) \rightsquigarrow \emptyset \vdash \text{False} : \text{Bool}}$$

$$\mathbf{S} = \text{mgu} \left(\begin{array}{l} \{\tau_1 \stackrel{?}{=} \text{Bool}, \tau_2 \stackrel{?}{=} \tau_3\} \cup \\ \{\Gamma_i(x) \stackrel{?}{=} \Gamma_j(x) \mid i, j \in \{1, 2, 3\}, x \in \text{dom}(\Gamma_i) \cap \text{dom}(\Gamma_j)\} \end{array} \right)$$

$$\frac{\mathbb{W}(\text{if } U_1 \text{ then } U_2 \text{ else } U_3) \rightsquigarrow \mathbf{S}(\Gamma_1) \cup \mathbf{S}(\Gamma_2) \cup \mathbf{S}(\Gamma_3) \vdash \mathbf{S}(\text{if } M_1 \text{ then } M_2 \text{ else } M_3) : \mathbf{S}(\tau_2)}{\mathbb{W}(\text{if } U_1 \text{ then } U_2 \text{ else } U_3) \rightsquigarrow \mathbf{S}(\Gamma_1) \cup \mathbf{S}(\Gamma_2) \cup \mathbf{S}(\Gamma_3) \vdash \mathbf{S}(\text{if } M_1 \text{ then } M_2 \text{ else } M_3) : \mathbf{S}(\tau_2)}$$

X_k es una incógnita fresca

$$\frac{}{\mathbb{W}(x) \rightsquigarrow x : X_k \vdash x : X_k}$$

$$\mathbb{W}(U) \rightsquigarrow \Gamma_1 \vdash M : \tau$$

$$\mathbb{W}(V) \rightsquigarrow \Gamma_2 \vdash N : \sigma$$

X_k es una incógnita fresca

$$\frac{\mathbf{S} = \text{mgu}\{\tau \stackrel{?}{=} \sigma \rightarrow X_k\} \cup \{\Gamma_1(x) \stackrel{?}{=} \Gamma_2(x) : x \in \Gamma_1 \cap \Gamma_2\}}{\mathbb{W}(U V) \rightsquigarrow \mathbf{S}(\Gamma_1) \cup \mathbf{S}(\Gamma_2) \vdash \mathbf{S}(M N) : \mathbf{S}(X_k)}$$

$$\frac{\mathbb{W}(U) \rightsquigarrow \Gamma \vdash M : \tau \quad \sigma = \begin{cases} \Gamma(x) & \text{si } x \in \Gamma \\ \text{una incógnita fresca } X_k & \text{si no} \end{cases}}{\mathbb{W}(\lambda x. U) \rightsquigarrow \Gamma \ominus \{x\} \vdash \lambda x : \sigma. M : \sigma \rightarrow \tau}$$

Realmente Importante: Recordemos que en los condicionales o cosas donde hay varios casos, cada tipo debe ser diferente aunque parezca obvio. Las restricciones se colocan luego. Nótese que en la segunda imagen, U_2 y U_3 son de tipos distintos $\mathbb{W}(U_2) = \Gamma_2 \vdash M_2 : \tau_2$ y $\mathbb{W}(U_3) = \Gamma_3 \vdash M_3 : \tau_3$ pero la restricción de como son se le da a la hora de hacer la sustitución $\{t_2 = t_3\}$

Realmente Importante: Como en los casos condicionales puede ser que una variable aparezca en más de una rama, tenemos que verificar que esa variable tenga el mismo tipo en todas las ramas. Esto se puede ver en la segunda imagen marcado en rojo.

Imaginemos que en U_1 , U_2 , y U_3 tengamos apariciones de una misma variable pero con diferente tipo, esto no sería válido.

Realmente Importante: \emptyset en el Algoritmo de \mathbb{W} representa quitar una variable específica del contexto. Esto se ve fácil si de antemano vemos como es el juicio de tipado de la regla.

$$\frac{\Gamma, x : \sigma \triangleright n : P}{\Gamma \triangleright \lambda x : \sigma. n : \sigma \rightarrow P}$$

\hookrightarrow SUSTITUCIÓN

$$\frac{\mathbb{W}(U) \rightsquigarrow \Gamma \triangleright n : P}{\mathbb{W}(\lambda x. U) \rightsquigarrow \Gamma \ominus \{x\} \triangleright \lambda x : \sigma. n : \sigma \rightarrow P}$$

\hookrightarrow como x del contexto

$\sigma = \begin{cases} \Gamma(x) & \text{si } x \in \Gamma \\ X_k & \text{si } x \notin \Gamma \wedge X_k \text{ fresca} \end{cases}$

Incógnitas Frescas

Las Incógnitas Frescas son variables de tipo que se introducen durante el proceso de inferencia para representar tipos que aún no se conocen. Que sea fresca garantiza que es única y no ha sido utilizada antes en el contexto de inferencia actual.

Lógica de Primer Orden (LPO)

Es prácticamente igual a la Lógica Proposicional pero acá se introducen los cuantificadores \forall y \exists . En cuanto a tema de materia, es parecido a deducción natural pero con cuantificadores.

Necesitamos entender la Lógica de Primer Orden porque es en lo que se basa Prolog (Programación Lógica)

Lenguaje de Primer Orden \mathcal{L}

Está formado por

- Conjunto de Símbolos de Función $\mathcal{F} = \{f, g, h, \dots\}$. Cada Símbolo de función tiene asociada una aridad (≥ 0)
 - Los Símbolos de Función con aridad 0 se llaman **constantes**
- Conjunto de Símbolos de Predicado $\mathcal{P} = \{P, Q, R, \dots\}$. Cada Símbolo de predicado tiene asociada una aridad (≥ 0)
- Conjunto Infinito de Numerable de Variables $\mathcal{X} = \{X, Y, Z, \dots\}$

Importante: Los predicados solamente definen una relación entre dos elementos de mi dominio (devuelven un valor de verdad). La idea es enviar como argumento cosas que ya son irreducibles o pueden reducirse hasta poder compararse.

Importante: Las funciones solamente reciben como argumentos elementos de mi dominio y devuelven un elemento de mi dominio. Si se quisiese usar para una fórmula lógica ese valor, debería colocarse un predicado que nos arroje un valor de verdad para ese valor del dominio.

Términos de Primer Orden

Definimos el conjunto \mathcal{T} de términos mediante la siguiente gramática $t ::= X \mid f(t_1, \dots, t_n)$ donde **X** denota una variable y **f** un símbolo de función de aridad n.

Importante: Si un símbolo de función, llamémosle g tiene aridad 3, se debe usar enviando los 3 parámetros. Acá no existe la opción de algo ser opcional.

Véase [anexo](#) para poder ver con más profundidad la justificación de qué es o no un término.

Diferencia entre Símbolo de Función y Símbolo de Predicado

Un Símbolo de Función me devuelve un elemento de mi Dominio o universo. Los predicados no.
Ej.: n , $succ(n)$ son símbolos de función mientras que \geq es un símbolo de predicado.

Notación Infija, Prefija en LPO

Ej.: $+(0, succ(X)) \equiv 0 + succ(X)$. Nosotros usaremos la notación infija.

Fórmulas de Primer Orden

σ	$::=$	P (t_1, \dots, t_n)	fórmula atómica
		\perp	contradicción
		$\sigma \Rightarrow \sigma$	implicación
		$\sigma \wedge \sigma$	conjunción
		$\sigma \vee \sigma$	disyunción
		$\neg \sigma$	negación
		$\forall \mathbf{X}. \sigma$	cuantificación universal
		$\exists \mathbf{X}. \sigma$	cuantificación existencial

Al igual que en Cálculo Lambda, los cuantificadores ligan variables siempre y cuando esté definida en ese ámbito. En este caso, **X** está ligada; **P** denota un símbolo de predicado de aridad n.

Importante: Dos fórmulas que solo difieren en los nombres de las **variables ligadas** se consideran iguales. Esto es por el isomorfismo de las variables ligadas, da igual qué nombre tengan.

Sustitución

Hay que tener cuidado en sustituir en LPO, si vamos a sustituir una variable que depende de otra que está ligada a un cuantificador, antes hay que renombrar la variable ligada en cuantificador.

Ej.: $\sigma := succ(X) = Y \implies \exists Z. X + Z = Y$

¿Qué es lo que sucede si hacemos $\sigma\{X := Z * Z\}$? Cuando querramos reemplazar en el cuantificador del existe, el existe **ya tiene una Z** pero esta Z que está en el cuantificador es diferente a la que está en nuestro $\{X := Z * Z\}$ por lo tanto hay que renombrar la Z del cuantificador porque de lo contrario, parecerá que son la misma.

El resultado de hacer esta operación quedaría como $\sigma := succ(Z * Z) = Y \implies \exists Z'. (Z * Z) + Z' = Y$

Importante: Recordar que solamente reemplazamos las ocurrencias libres de una variable, no la que está ligada a un cuantificador.

Deducción Natural extendida a LPO

Todas las reglas de deducción natural proposicional siguen vigentes pero acá se agregan las reglas de introducción y eliminación para el \forall y \exists .

Igual que antes:

- Un contexto Γ es un conjunto finito de fórmulas.
- Un seciente es de la forma $\Gamma \vdash \sigma$

Axioma	AX		
Conjunción	$\wedge I$	$\wedge E_1$	$\wedge E_2$
Disyunción	$\vee I_1$	$\vee I_2$	$\vee E$
Implicación	$\implies I$	$\implies E$	
Negación	$\neg I$	$\neg E$	
Contradicción	$\perp E$		
Lógica clásica	$\neg\neg E$		
Cuantificación universal	$\forall I$	$\forall E$	
Cuantificación existencial	$\exists I$	$\exists E$	

Regla de eliminación

$$\frac{\Gamma \vdash \forall X. \sigma}{\Gamma \vdash \sigma\{X := t\}} \forall E$$

Regla de introducción

$$\frac{\Gamma \vdash \sigma \quad X \notin \text{fv}(\Gamma)}{\Gamma \vdash \forall X. \sigma} \forall I$$

Regla de introducción

$$\frac{\Gamma \vdash \sigma\{X := t\}}{\Gamma \vdash \exists X. \sigma} \exists I$$

Regla de eliminación

$$\frac{\Gamma \vdash \exists X. \sigma \quad \Gamma, \sigma \vdash \tau \quad X \notin \text{fv}(\Gamma, \tau)}{\Gamma \vdash \tau} \exists E$$

Estructuras de Primer Orden

Nos ayuda a decir **cómo interpretamos** los elementos del universo (M, I) . Definimos como **estructura de primer orden** como el par $\mathcal{M} = (M, I)$

- M : Conjunto **no vacío**, llamado universo.
- I : Es una función que le da una interpretación a cada símbolo.
- Para cada símbolo de función f de aridad n : $I(f) : M^n \rightarrow M$
- Para cada símbolo de predicado P de aridad n : $I(P) \subseteq M^n$

¿Por qué es necesario esto? Hasta este momento $\forall X. X$ no nos dice nada. Es solo sintaxis.

Cuando hablamos de 0 podría significar falso en el ámbito o universo de los booleanos, podría significar 0 en los naturales. Para poder darle todo este significado a cada símbolo tenemos que usar la función de interpretación. La función de interpretación es re importante, porque algo que está escrito de la misma manera puede ser verdadero o falso según en donde habitemos.

$M := \mathbb{N}$ (los elementos son números naturales)

$$\begin{array}{ll} I(0) = 0 & (n, m) \in I(=) \iff n = m \\ I(\text{succ})(n) = n + 1 & \\ I(+)(n, m) = n + m & (n, m) \in I(<) \iff n < m \\ I(*) (n, m) = n \cdot m & \end{array}$$

Bajo esta estructura, la fórmula $\forall X. X = X + X$ es falsa.

Asignación

Una asignación es una función que a cada variable le asigna un elemento del universo: $a : \mathcal{X} \rightarrow M$

Interpretación de Términos

Cada término $t \in \mathcal{T}$ se interpreta como un elemento, extendiendo la definición de \mathbf{a} a términos: $a(t) \in M$: $a(f(t_1, \dots, t_n)) = I(f)(a(t_1), \dots, a(t_n))$

Interpretación de Fórmulas

Suponemos fijada una estructura de primer orden $\mathcal{M} = (M, I)$.
 Definimos una relación de **satisfacción** $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ "La asignación \mathbf{a} (bajo la estructura \mathcal{M} satisface la fórmula σ)"

$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \mathbf{P}(t_1, \dots, t_n)$	sii $(\mathbf{a}(t_1), \dots, \mathbf{a}(t_n)) \in I(\mathbf{P})$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma \wedge \tau$	sii $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ y $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \tau$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma \vee \tau$	sii $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ o $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \tau$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma \Rightarrow \tau$	sii $\mathbf{a} \not\models_{\mathcal{M}} \sigma$ o $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \tau$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \neg \sigma$	sii $\mathbf{a} \not\models_{\mathcal{M}} \sigma$
$\mathbf{a} \not\models_{\mathcal{M}} \perp$	
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \forall X. \sigma$	sii $\mathbf{a}[X \mapsto m] \models_{\mathcal{M}} \sigma$ para todo $m \in M$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \exists X. \sigma$	sii $\mathbf{a}[X \mapsto m] \models_{\mathcal{M}} \sigma$ para algún $m \in M$
$\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma \clubsuit \tau$	sii $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ brócoli $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \tau$

Importante: $a[x \rightarrow m]$ representa el mapsTo y está definido de la siguiente forma:

$a : V \rightarrow M$

$a[x \rightarrow m] : V \rightarrow M$

$$a[x \rightarrow m](y) = \begin{cases} m & \text{si } x = y \\ a & \text{si } x \neq y \end{cases}$$

Véase anexo para ver ejemplos de fórmulas válidas, aplicaciones de predicados y símbolos de función

Validez y Satisfactibilidad

Decimos que una fórmula σ es:

VÁLIDA si $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ para toda \mathcal{M}, \mathbf{a}	SATISFACTIBLE si $\mathbf{a} \models_{\mathcal{M}} \sigma$ para alguna \mathcal{M}, \mathbf{a}
INVÁLIDA si $\mathbf{a} \not\models_{\mathcal{M}} \sigma$ para alguna \mathcal{M}, \mathbf{a}	INSATISFACTIBLE si $\mathbf{a} \not\models_{\mathcal{M}} \sigma$ para toda \mathcal{M}, \mathbf{a}

Observaciones

σ es VÁLIDA	sii σ no es INVÁLIDA
σ es SATISFACTIBLE	sii σ no es INSATISFACTIBLE
σ es VÁLIDA	sii $\neg \sigma$ es INSATISFACTIBLE
σ es SATISFACTIBLE	sii $\neg \sigma$ es INVÁLIDA

Pre-Prolog

Términos de Primer Orden

Prolog opera con ellos. Son de la pinta $X \ Y \ succ(succ(zero)) \ bin(I, R, D) \dots$

Fórmulas Atómicas

En Prolog son de la forma $pred(t_1, \dots, t_n)$

Ej.: $padre(zeus, atenea)$

Programa en Prolog

Es un conjunto de reglas: $\sigma : -\tau_1, \dots, \tau_n$.

Cada σ es una regla.

Ej.: $abuelo(X, Y) : -padre(X, Z), \text{ padre}(Z, Y)$. En este caso $\sigma := abuelo(X, Y)$, $\tau_1 := padre(X, Z)$ y $\tau_2 := padre(Z, Y)$.

Hechos

Son aquellas reglas en las cuales $n = 0$. Es lo que se considera verdadero o tautológico.

¿A qué nos referimos con $n = 0$? Bueno, que no dependen de nada.

Ej.: $\sigma : -padre(zeus, ares)$

Interpretación Lógica de las Reglas

Cada uno de los τ en conjunción deben implicar σ

Es decir, tienen la siguiente interpretación lógica $\forall X_1, \dots, \forall X_k ((\tau \wedge \dots \wedge \tau_n) \implies \sigma)$ donde X_1, \dots, X_k son todas las variables libres de las fórmulas.

Ej.: $\forall X. \forall Y. \forall Z. ((padre(X, Z) \wedge padre(Z, Y)) \implies abuelo(X, Y))$

Consultas

Hablamos de Consultas en Prolog cuando aparece una incógnita X.

Una consulta es de la forma: $? - \sigma_1, \dots, \sigma_n$

Ej.: $? - abuelo(X, ares)$

Interpretación Lógica de las Consultas

El X hay que predicarlo en base a existenciales.

Ej.: $\exists X_1, \dots, \exists X_k. (\sigma_1 \wedge \dots \wedge \sigma_n)$ donde X_1, \dots, X_k son todas las variables libres de las fórmulas.

Claúsula y Literales

Claúsula: $(P \wedge Q)$.

Literal: P

Lógica Proposicional

Pasaje de Logica Proposicional a Forma Clausal

Es un algoritmo.

La entrada es una **fórmula** σ de la **lógica proposicional** y la salida es un booleano que indica si σ es válida.

- Reescribir los \implies : $a \implies b \equiv \neg a \vee b$
- Pasar a Forma Normal (f.n) Negada: Empujar los \neq hacia adentro (si hay).
- Pasar a Forma Normal (f.n) Conjuntiva: Distribuir \vee sobre \wedge (si hay).

Luego, la forma Clausal está formada por conjunciones de disyunciones.

Ej.: $(p \vee q) \wedge (q \vee r)$ en Forma Clausal es $\mathcal{C} = \{\{p, q\}, \{q, r\}\}$. En este caso, esta Forma Clausal está dado por 2 Cláusulas, donde cada Claúsula tiene 2 literales.

Prioridad de Formas Normales en Logica Proposicional

Hay tantas que puede ser un quilombo pero es así: $negada \subseteq conjuntiva$

Refutación (Método de Resolución) en Lógica Proposicional

Llamemos σ a una fórmula de la lógica proposicional cualquiera.

Refutación de \mathcal{C} : Derivación de $\mathcal{C} \vdash \perp$

Si encontramos una refutación de \mathcal{C} :

- Vale $\neg\sigma \vdash \perp$: Es decir, $\neg\sigma$ es insatisfactible o contradicción.
- Luego, vale $\vdash \sigma$. Es decir, σ es tautología.

Si NO encontramos una refutación de \mathcal{C} :

- No vale $\neg\sigma \vdash \perp$. Es decir, σ es satisfactible.
- Luego, no vale $\vdash \sigma$. Es decir, σ no es válida.

Es un algoritmo y tiene varios pasos pero veamos un ejemplo.

Ej.: $(P \wedge Q) \implies P$ ¿Cuáles son tautologías? Si nos está pidiendo cuales son tautologías tenemos que ver que $\neg\sigma$ sea insatisfactible o contradicción, si esto sucede entonces σ es tautología.

Lo primero que hacemos es pasar la fórmula $\neg\sigma$ a Forma Clausal, por el algoritmo descripto anteriormente nos queda

- $\neg((P \wedge Q) \implies P)$
- Eliminación del \implies : $\neg(\neg(P \wedge Q) \vee P)$
- Empujar \neg interno: $\neg(\neg P \vee \neg Q \vee P)$
- Empujar \neg externo: $P \wedge Q \wedge \neg P$

Luego, la forma Clausal es $\mathcal{C} = \{\{P\}, \{Q\}, \{\neg P\}\}$

Ahora básicamente tenemos que ir eligiendo cláusulas k y k' hasta que lleguemos al vacío.

Eliendo $k = \{P\}$ y $k' = \{\neg P\}$ nos da \emptyset . Por lo tanto, se agrega \emptyset a \mathcal{C} pero en el paso recursivo, como \emptyset pertenece a \mathcal{C} llegamos a que $\neg\sigma$ es insatisfactible. Luego, σ es tautología.

Importante: Es útil ver que para llegar a vacío no siempre es necesario usar todas las cláusulas. Inclusive, va a haber veces que jamás se llegue a insatisfactible. Entonces eso indicaría que si vale $\neg\sigma$ entonces σ es inválida.

Importante: Este proceso siempre termina.

Lógica de Primer Orden (LPO)

Pasaje de LPO a Forma Clausal

Es prácticamente un algoritmo. Es parecido al anterior en los primeros 2 pasos. La diferencia es que acá si σ no es válida, el método puede no terminar.

En la teórica les ponen los pasos de una, pero a mí no me gustó como lo ordenaron. Primero lean lo de abajo, y va a haber una sección que se llama igual que esta pero con un (2).

Resolución para Lógica de Primer Orden

Hay que pasar por varias formas hasta llegar a la forma Clausal.

Pasaje a forma clausal en Lógica de Primer Orden

Skolemización

La Skolemización es deshacerse de los cuantificadores existenciales.

La idea es introducir testigos para los \exists sin cambiar la satisfactibilidad.

- Todo cuantificador existencial se instancia en una constante o función de skolem.
 - Utilizamos una función cuando el cuantificador existencial está dentro al alcance de un cuantificador para todo (el más cercano).
 - Utilizamos simplemente c cuando el cuantificador existencial no está al alcance de otro cuantificador.

Importante: La Skolemización **no es determinística**.

Importante 2: Skolemizar de afuera hacia adentro.

Importante 3: La Skolemización **preserva la satisfactibilidad pero no produce fórmulas equivalentes**, esto quiere

decir que no preserva la validez. Ej.: $\exists X.(P(0) \implies P(X))$ es válida mientras que $P(0) \implies P(c)$ es inválida.
Ejemplo de Skolemización con existenciales sin alcance de universales

$$\begin{aligned} &\exists x. \exists y. x < y \\ &\quad \exists y. c < y \\ &\quad \cdot c < d \\ &C = \{ \{ c < (c, d) \} \} \end{aligned}$$

Ejemplo de Skolemización con existenciales al alcance de universales

DEPENDIE DE x , $\forall x \exists y$ ENCAPSULA x .

$$\begin{aligned} &\forall x. \exists y. x < y \\ &\forall x. x < f(x) \\ &C = \{ \{ x < f(x) \} \} \end{aligned}$$

f espera x y devuelve los posibles
y se unen

Forma Normal de Skolem (NNF)

Sea A una sentencia rectificada en FNN. Una fórmula está rectificada si todos sus cuantificadores ligam variables distintas entre sí, y a la vez distintas de todas las variables libres.

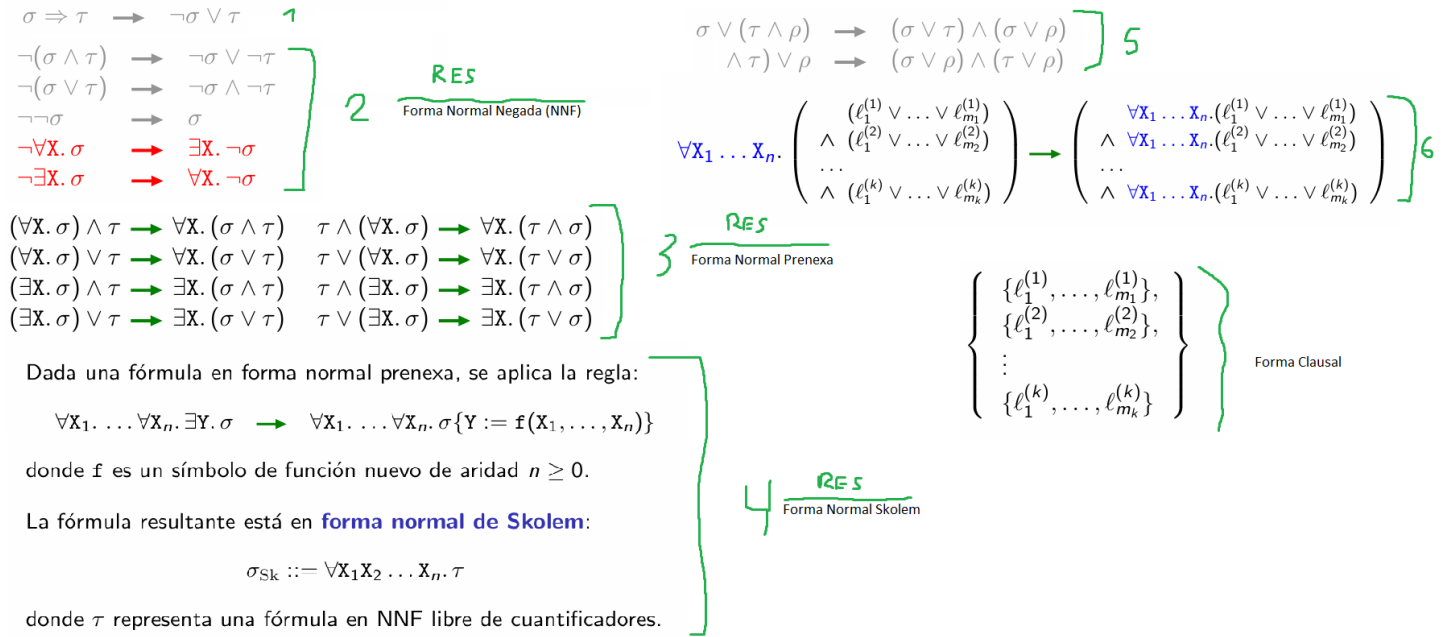
En criollo: Los cuantificadores tienen variables con nombres únicos y no se pisan con variables libres.

Una fórmula en forma normal de Skolem tiene la siguiente pinta: $\sigma_{Sk} ::= \forall X_1 X_2 \dots X_n * \tau$

Pasaje de LPO a Forma Clausal (2)

- Reescribimos \implies usando \neg y \vee .
- Pasar a f.n negada, empujando \neg hacia adentro.
- Pasar a f.n extrayendo \forall y \exists hacia afuera.
- Pasar a f.n de Skolem, Skolemizando los existenciales.
- Pasar a f.n. conjuntiva, distribuyendo \vee sobre \wedge .
- Empujar los cuantificadores hacia adentro de las conjunciones.

Acá dejo una imagen que hice por si es de utilidad, con las propiedades y todo (res: es lo que te devuelve al aplicar ese paso)



Véase [anexo](#) para dos ejemplos

Prioridad de Formas Normales en LPO

Hay tantas que puede ser un quilombo pero es así: $negada \subseteq prenexa \subseteq skolem \subseteq conjuntiva$

Refutación (Método de Resolución) en LPO

Es exactamente igual que en Lógica Proposicional **excepto** que ahora como existen funciones P que tienen argumentos, hay que ver si los argumentos son unificables.

Hasta ahora, esto vale $\forall X. P(X) \wedge \neg P(0)$, esto es porque las cláusulas que tenemos son $\mathcal{C} = \{\{P(X)\}, \{\neg P(0)\}\}$ y la regla propuesta no aplica porque las P son iguales pero sus argumentos no.

Ej.: Sea $\neg \sigma$ con sus cláusulas, $\mathcal{C} = \{\{P(X, Y)\}, \{\neg P(f(z), Z)\}\}$

- Para cancelar los términos opuestos P y $\neg P$, unificamos.
- $mgu(P(X, Y) \stackrel{?}{=} P(f(Z), Z))$. Para que estos sean iguales en argumento vemos que unificamos como $\{X := f(z), Y := Z\}$.
- Luego, $k = P(f(z), Z)$ y $k' = \neg P(f(z), Z)$ nos da como resultado $\{\}$ o \emptyset .
- Por lo tanto como $\neg \sigma$ es insatisfactible, σ es tautología.

Prolog

El algoritmo que vimos antes para ver si una fórmula de primer orden σ es válida funciona, pero es costosa. Esto es porque a nivel computacional implica hacer

- Búsqueda: Elegir dos cláusulas
- Selección: Elegir un subconjunto de literales de cada cláusula

Además en cada paso se agrega una cláusula, resolverse ecuaciones de unificación y se usa BFS.

¿Cómo soluciona este problema Prolog? Usando **resolución SLD**.

Resolución SLD

La resolución SLD se aplica solamente sobre cláusulas de Horn.

Cláusulas de Horn

Recordemos que una cláusula es un conjunto de literales

$$\{l_1, \dots, l_n\}$$

Los literales son de la forma

$$l ::= P(t_1, \dots, t_n) \mid \neg P(t_1, \dots, t_n)$$

En SLD cada cláusula tiene como máximo un literal positivo.

Por ejemplo, en SLD no es posible resolver esto: $\mathcal{C} = \{\{P(X), Q(Y)\}, \{\neg Q(Y)\}\}$ porque la primera cláusula tiene dos positivos.

Grupos en Cláusulas de Horn

- Las que tienen un literal positivo y ningún negativo se llaman hechos o axiomas.
 - En LPO: $\{P(X)\}$
 - padre(m, t): Es un axioma que dice que m es padre de t.
 - madre(k, t): Es un axioma que dice que k es madre de t.
- Las que tienen un literal positivo y una/varias negativas se llaman reglas.
 - En LPO: $\{P(X), \neg Q(X, Y)\}$
 - En Prolog: $\text{padres}(x) \text{ :- madre}(m, x), \text{padre}(p, x)$.
 - Esta regla define que x tiene 'padres' cuando existe una madre m de x y un padre p de x.
- Las que NO tienen literal positivo y una/varias negativas se llaman cláusulas objetivo.
 - En LPO: $\{\neg P(X)\}$
 - padres(t).
 - Cuando esto le llega a Prolog, se conforma una cláusula objetivo que se compone de literales negativos.

Nota: Los axiomas + reglas en Prolog se llaman **cláusulas de definición (PGM)** y estas nunca llegan a ser insatisfactibles.

Derivación SLD

En cada paso, Prolog siempre toma una **cláusula de definición (PGM)** y una **cláusula objetivo (Goal)**

Anexo

Recordando Haskell

Para ejecutar un archivo hay que instalar GHCi. Una vez instalado, nos paramos en la terminal en el directorio donde está el archivo que queremos ejecutar.

- Cargar archivo: `:l nombreArchivo`
- Ver tipo: `:type tipo`
- Ejecutar funcion: `funcion parametro1 parametro2...`
- Recargar archivo: `:r`
- Si necesitamos hacer cálculos para mandar un parámetro, usar paréntesis: Ej.: `otherwise = n * factorial(n-1)`

Maybe

El Maybe se utiliza en Haskell para recibir/devolver respuestas condicionales que pueden ser de un tipo u otro.

Se define como *data Maybe a = Nothing | Just a*

Ej.: *devolverFalsoSiVerdadero : Bool → Prelude.Maybe Bool*

El Maybe deja la puerta abierta a un valor posible "Nothing". Entonces tenemos dos casos: Si me envían un True devuelvo False (tipo bool), caso contrario, devuelvo Nothing.

Either

El Either se utiliza en Haskell para poder recibir/devolver un parámetro que podría ser de un tipo u otro. Se define como $data\ Either\ a\ b = Left\ a\ |\ Right\ b$

Para poder saber qué operación hacer según el tipo literalmente en código usamos (Left valor) o (Right valor).

Ej.: $devolverRepresentacionIntBool :: Either\ Int\ Bool \rightarrow Int$

Si es un entero, devuelvo ese mismo entero porque no hago nada. Eso lo hacemos con $Left(a) = a$, ahora, si el tipo es booleano tengo que decir explícitamente la respuesta según su valor. Es decir, $Right(False) = 0$ sino, $Right(True) = 1$.

Declaración de tipos en Haskell

Se utiliza $data\ nombretipo\ tipo = Tipo\ 1\ |\ Tipo\ 2\ El\ |\$ se interpreta como **o bien**

Árboles Binarios

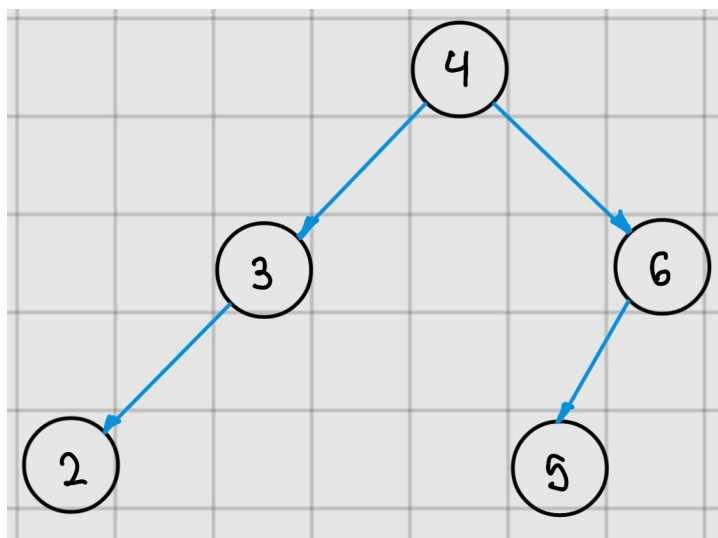
Es un tipo (para mi parecer) meramente recursivo.

$data\ AB\ a = Nil\ |\ Bin\ (AB\ a)\ a\ (AB\ a)$ Nótese que es algo re contra recursivo, porque para definir el tipo de AB a decimos que es un Bin que a su vez es de AB a y a su vez AB a es otro árbol binario. Veamos unos ejemplos de esto

- Bin (Nil) Nil (Nil): es el árbol que no tiene ni siquiera raíz. Y nótese que en cada paréntesis es importante indicar el Nil pues es la forma de que el tipado de Haskell nos lo acepte.
- Bin (Bin Nil 3 Nil) 4 (Bin Nil 6 Nil): Es el árbol que comienza con un Nodo raíz que tiene el valor de 4. El hijo izquierdo del Nodo con valor 4 es otro árbol binario que tiene como valor 3 en su nodo y no tiene hijos. El hijo derecho del Nodo con valor 4 es otro árbol binario que tiene como valor 6 en su Nodo y no tiene hijos.

Y así sucesivamente, veamos un dibujo para tener algo más visual.

El siguiente árbol binario: Bin (Bin (Bin Nil 2 Nil) 3 Nil) 4 (Bin (Bin Nil 5 Nil) 6 Nil) representa el siguiente:



Curry & Uncurry

Digamos que necesitamos currificar una función que recibe una tupla de elementos. Es decir, algo así: $suma :: (Int, Int) \rightarrow Int$

Por la definición de curry necesitamos que por cada argumento, haya una función que lo devuelva, por lo tanto el resultado sería algo así $suma :: Int \rightarrow Int \rightarrow Int$.

Veamos el tipo de función que queremos currificar: $((a, b) \rightarrow c)$, esto lo queremos llevar a $a \rightarrow b \rightarrow c$.

Por lo tanto nuestra función curry sería algo así:

```
1 |   curryOwn :: ((a, b) -> c) -> a -> b -> c
2 |   curryOwn f a b = f (a, b)
```

Entonces, digamos que queremos hacer la suma currificada.

```
1 |   sumTuple :: (Float, Float) -> Float
2 |   sumTuple (x, y) = x + y
3 |
```

```

4 |   sumarCurry :: Float -> Float -> Float
5 |   sumarCurry = curryOwn sumTuple

```

Lo que hace sumarCurry es llamar a curry(sumTuple) es decir, a curry le manda la función sumTuple. Los parámetros que le mandamos a sumarCurry como a y b, los convierte en (a, b) para poder aceptar el tipo de la función sumTuple.

¿Cómo sería entonces la función uncurry? Si recibimos los argumentos en forma de $a -> b -> c$ debo llevarlo a $(a, b) -> c$

```

1 |   uncurryOwn :: a -> b -> c -> ((a, b) -> c)
2 |   uncurryOwn f (a, b) = f a b
3 |
4 |   sumarUncurry :: (a, b) -> c
5 |   sumarUncurry = uncurryOwn sumarCurry

```

Esto quiere decir que vamos a llamar a sumarUncurry que recibe la tupla, ahora sumarCurry está currificada, por lo que la tenemos que convertir nuevamente a la función no currificada, para luego llamar a sumTuple de la manera original.

Clases de Tipos

- Num a: Indica que el parámetro a es numérico
- Ord a: Indica que el parámetro a es ordenable bajo algun criterio, es decir, podemos aplicar $> < =$ etc.
- Eq a: Indica que el parámetro a se puede igualar, es decir, podemos aplicar $=$

Foldr

```

1 |   // Solo recorre listas de tipo a. Es decir, devuelve la suma de los elementos.
2 |   sumFoldrlist :: Num a => [a] -> a
3 |   sumFoldrlist = foldr (\x ac -> x + ac) 0
4 |
5 |   //Recorre tipos plegables. Aquí no nos limitamos solo a listas, porque véase que usamos t a en vez de [a]
6 |   sumFoldr :: (Foldable t, Num a) => t a -> a
7 |   sumFoldr = foldr (\x ac -> x + ac) 0

```

Foldr, el árbol de recursión y más de una lista

Uno de los problemas más normales es tener que enviar más de una lista a procesar a una función dada en Haskell y realizar recursión estructural.

Veamos el siguiente ejercicio: Arme pares de la forma [(a, b)] usando recursión estructural.

Esto es súper simple si lo hacemos sin recursión estructural porque nos queda algo así

```

1 |   armarPares :: [a] -> [b] -> [(a, b)]
2 |   armarPares [] _ = []
3 |   armarPares _ [] = []
4 |   armarPares (x:xs) (y:ys) = (x, y) : armarPares xs ys

```


- `map(\x → map(\y → toUpper y) x)`
 - ¿Puede hacerse algo mejor? Primero entendamos que hace, recorre una lista de palabras, luego en cada palabra toma cada letra y la pasa a mayúscula. Esto es un doble map, uno por palabra otro por letra. Entonces sí `map (map toUpper)`
- `doblarElementos.filtrarPares`
 - ¿Puede hacerse algo mejor? No. Esto es el equivalente a un lenguaje imperativo `hacer doblarElementos(filtrarPares(lista))`

¿Qué hacen las siguientes funciones compuestas?

```

1 flip($) 0 id
2
3 (==0) . (flip mod 2)
4
5 Primero veamos que hace flip mod 2.
6 mod 2 es notación infija (Integral a ⇒ 2 → a ⇒ a), entonces lo que está diciendo es que si le paso
7 cualquier número va a hacer mod 2 x, y nosotros por lo que yo entiendo es que queremos ver si es par.
8 Por lo tanto, lo primero que haríamos es invertir los argumentos de mod 2 con flip (Integral a ⇒ a → 2
9 → a), entonces quedaría algo como mod x 2 donde el x lo tenemos que enviar nosotros.
10 Luego, se compone la función de mod x 2 == 0 esperando solo un argumento donde verifica si efectivamente
11 un número dado es par.
12 Entonces, (Integral a ⇒ x → Bool)
13
14 map f = ((:) . f)
15 Lo que hace esta función es básicamente aplicar una función f a todos los elementos y agregarlos a una
16 lista particular.
17
18 Dado ["hola", "abc"] quiero devolver ["cba", "aloh"]. Es decir, dar vuelta cada caracter de cada palabra y
19 ademas dar vuelta las palabras.
20
21 reverseAnidado :: ["String"] → ["String"]
22 reverseAnidado = reverse . (map . reverse)
23 Lo primero que hacemos es hacer un map haciendo reverse por cada caracter de la lista. Luego, reordenamos
24 las palabras en sí.
25 El tipo de reverse es: [a] → [a] pero con los elementos al revés. Entonces, por cada palabra (map)
26 hacemos un reverse y las guardamos.
27 Finalmente, nos queda algo así ["aloh", "cba"], nos queda dar vuelta eso, entonces hacemos nuevamente un
28 reverse de toda la lista. ["cba", "aloh"].
29
30 listacomp f xs p = [f x | x <- xs, p x]
31 listacomp f xs p = map f (filter p xs)

```

Ejercicios Foldl

1. Definir la función `sumasParciales` que dada una lista de números devuelve otra de la misma longitud que tiene en cada posición la suma parcial de los elementos de la lista original desde la cabeza hasta la posición actual. Entendamos el enunciado:

- Vamos a usar `foldl` para ir sumando de izquierda a derecha.
- El tipado de `foldl` es `b → a → b` donde `b` es nuestro primer argumento acumulador y `a` el elemento.
- Necesito de alguna manera tener el valor inmediato anterior. Podemos hacer algo como empezar enviando una lista vacía como caso base, y a medida que vamos haciendo la recursion tomar la cabeza de la lista.
- Si la lista esta vacía entonces solo agrego `x` a la lista de la recursion (primer elemento), si no esta vacía sumo con el elemento de la lista (cabeza)
- Porque `foldl` labura así `→ [1, 2, 3]`
 - `1:[] = [1]`
 - `2 + (head [1]) : [1] = [3, 1]`
 - `3 + (head [3, 1]) : [3, 1] = [6, 3, 1]`

- Ahora podemos usar reverse y el resultado es [1, 3, 6]

Entonces la solución sería algo así:

```
1 | sumasParciales :: Num a => [a] -> [a]
2 | sumasParciales = reverse . foldl (\acc x -> if (length acc > 0) then x+(head acc):acc else x:acc) []
```

Ejercicios Map

1. Realice una función mapDoble que toma una función currificada de dos argumentos y dos listas de igual longitud y devuelve una lista de aplicaciones de la función a cada elemento correspondiente de las dos listas.

Básicamente $f = x + y$ $l1 = [1, 2]$ $l2 = [3, 4]$ da como resultado $[4, 6]$

Desglosemos el ejercicio en partes

- 1. Lo primero que necesito hacer básicamente es recorrer ambas listas de alguna manera a la vez, y obtener algo como [(1, 3), (2, 4)] y luego aplicar a esa lista de pares la función f. Si nos ponemos a pensar, basta con hacer una función que reciba dos listas de tipo [a] y [b] y devuelva una lista de [(a, b)].
- 2. Una vez que tenemos esta lista de pares, sabemos que la función que nos va a enviar tiene que utilizar ambos elementos a la vez, pero la función es de la forma $a \rightarrow b \rightarrow c$ y esto quiere decir que está currificada pero nuestra lista de pares es de tipo [(a, b)] por lo tanto antes de aplicar f debemos aplicar *uncurry f lista* para que cuando mandemos f y la lista, f se convierta en una función que espere (a, b).
- 3. Por último, para aplicar a todos los elementos de la lista podemos usar map de la siguiente forma: *map (uncurry f) (lista)*

```
1 | mapDobleCorta :: (a -> b -> c) -> [a] -> [b] -> [c]
2 | mapDobleCorta f l r = map (uncurry f) (armarPares l r)
```

donde la función armarPares tiene la siguiente pinta

```
1 | armarPares :: [a] -> [b] -> [(a, b)]
2 | armarPares _ [] = []
3 | armarPares [] _ = []
4 | armarPares (x:xs) (y:ys) = (x, y) : armarPares xs ys
```

2. Realice una suma de matrices.

- Idea: Necesitamos de alguna manera recorrer la fila 1 de la matriz 1 y la fila 1 de la matriz 2. Esto lo podemos hacer facilmente reutilizando el ejercicio anterior (armarPares), es decir, enviamos armarPares con la fila1 matriz1 y fila1 matriz2. Esto nos armaría los pares de esa fila.
- Tenemos que generalizar este proceso para cada fila. Por lo tanto podemos recibir una matriz, y podemos hacer recursion sobre cada lista de la matriz.
- A su vez, vamos a necesitar que una vez que tenemos los pares armados, sobre esos pares se aplique un map haciendo uncurry sobre f. Porque si tenemos $F1 \ M1 + F1 \ M2 = [(1, 2), (3, 4), (5, 6)]$ esto indica que la fila de la M1 es [1, 3, 5] y la fila de la M2 es [2, 4, 6]. Por lo tanto, lo que necesito hacer es convertirlo en [[9, 12]] y agregarlo a la lista resultante. El Uncurry acá es ultra importante porque mi función pide $Int \rightarrow Int \rightarrow Int$ y yo voy a mandar $(Int, Int) \rightarrow Int$.

```
1 | sumaMat :: (Int -> Int -> Int) -> [[Int]] -> [[Int]] -> [[Int]]
2 | sumaMat _ [] _ = []
3 | sumaMat _ _ [] = []
4 | sumaMat f (x:xs) (y:ys) = map (uncurry f) (armarPares x y) : sumaMat f xs ys
```

¿Qué es lo que podríamos cambiar? Estamos haciendo un laburo exactamente igual mapDoble.

```
1 | sumaMat :: (Int -> Int -> Int) -> [[Int]] -> [[Int]] -> [[Int]]
2 | sumaMat f = mapDoble(mapDoble(f))
```

Armando funciones que permitan hacer recursión sobre un tipo dado

1. **foldNat**: Necesitamos hacer recursión sobre los números enteros. Una excelente pregunta es ¿recursión sobre números naturales?. Sí.

Un número natural se define de la siguiente manera *data Nat = Zero | Succ Nat*. Es decir, tiene dos chances: O es cero, o es un sucesor de algún número.

¿Cuántos casos tendríamos que probar si quisieramos verificar la correctitud del tipo? 2. Que sea Zero o que sea algún sucesor. Así, de esta manera, podemos definir al número 4 como *Succ(Succ(Succ(Succ Zero)))*.

La recursión nos sirve justamente para esto, para poder hacer operaciones con números naturales.

Ej.: Necesitamos multiplicar un número n m veces ¿Cómo hacemos esto? Sumamos el mismo número m veces. Es decir, si quiero hacer $n * n$ equivale a decir $n+n+n+n+n$. Entonces ¿Cómo podríamos hacer esto?

Para empezar, pensemos en qué tipo de operaciones queremos hacer con foldNat. Podríamos hacer multiplicación, potencia, etc.

Pensemos por un momento ¿qué pasaría si el caso base fuese 0 si estamos sumando? Nada, porque justamente para la multiplicación la queremos hacer como $n+n+n+n+n$ y si llegamos a Zero quiero que devuelva 0.

Ahora ¿qué sucede si queremos hacer la potencia? Recordemos que la potencia se define como la multiplicación de un número m veces. Si nos abstraemos a nuestro esquema $n^m \equiv n * n * n * n \dots m \equiv (n + n) + (n + n) + (n + n) + (n + n) \dots m \text{ veces}$ si quisieramos aplicar el caso base de 0 para la multiplicación se nos haría 0. Por lo tanto tenemos otro caso base, sería 1.

Por lo tanto, definamos el foldNat pero utilizando el tipo de Integer (como pidió la cátedra)

```

1 | foldNat :: Integer -> (Integer -> Integer) -> Integer -> Integer
2 | foldNat base _ Zero = base
3 | foldNat base f n = f (foldNat base f (n-1))

```

Entonces ahora podemos definir la multiplicación como

```

1 | multiplicacion :: Integer -> Integer -> Integer
2 | multiplicacion n m = foldNat 0 (+n) m

```

¡Nótese que acá el caso base es 0 porque estamos sumando!

Por último podemos definir la potencia reutilizando la multiplicación

```

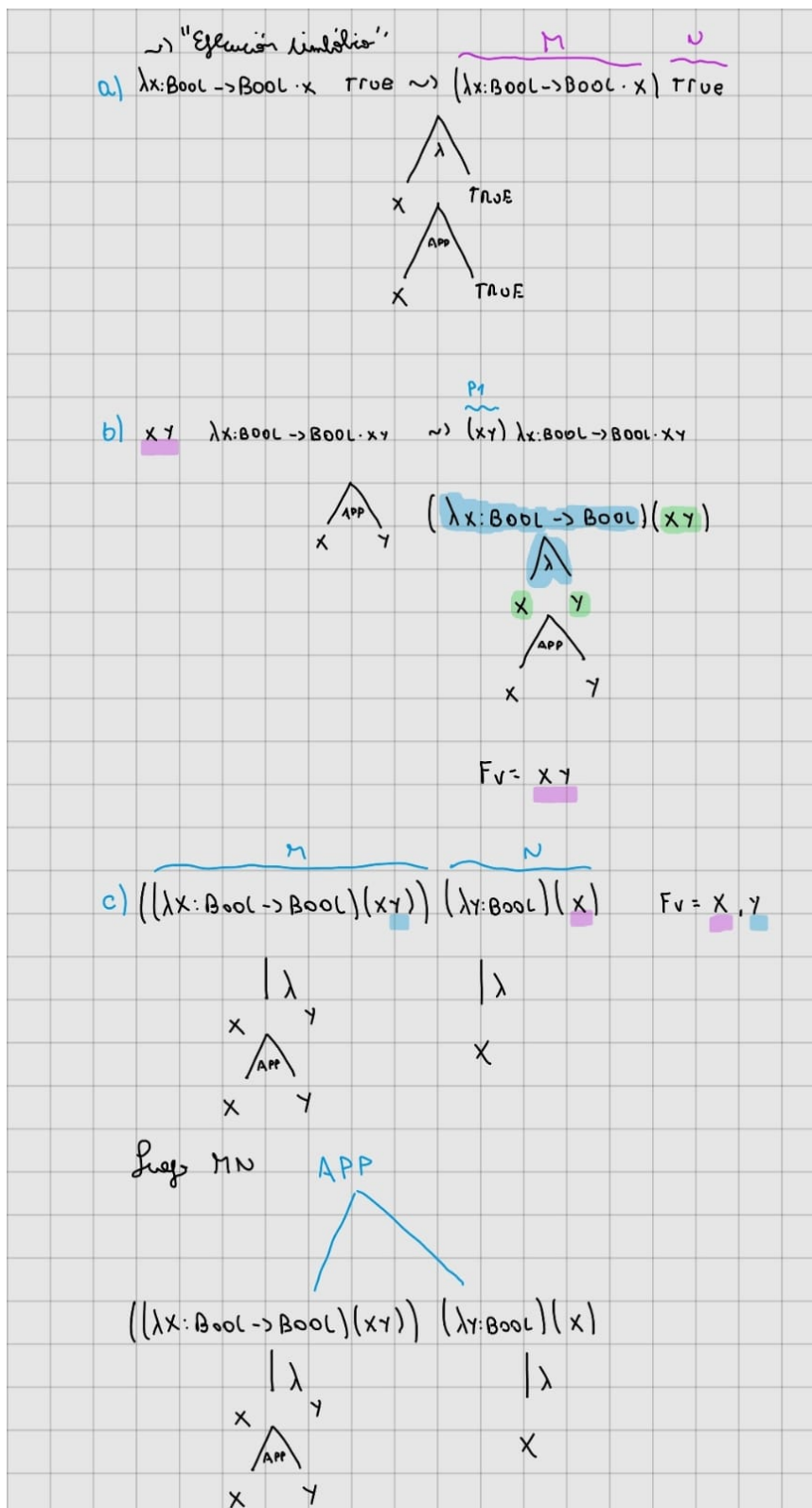
1 | potencia :: Integer -> Integer -> Integer
2 | potencia n m = foldNat 1 (multiplicacion n m) m

```

Es importante notar que la potencia requiere hacer foldNat nuevamente porque tenemos que hacer el proceso de multiplicación m veces.

¿Son términos válidos?

Recordemos que asocia a la derecha las implicaciones y hacia izquierda la aplicación.
Lo que hay que revisar bien siempre son todos los tipos.



La idea es ir aplicando como Haskell la asociación, separar en varios pasos la ejecución y luego aplicarlo.

Términos LPO

Sea $=\{d, f, g\}$ donde d tiene aridad 0, f aridad 2 y g aridad 3. ¿Cuales de la siguientes cadenas son términos sobre \mathcal{F} ?
Recordemos definiciones:

- Si un Símbolo de Función tiene aridad 0: es constante.

- Si f tiene una aridad n , cuando se utilice deben enviarse los n parámetros.
 - Un término tiene la pinta: $t ::= X \mid f(t_1, \dots, t_n)$
1. $g(d, d)$: No es término. g es un símbolo de función pero de aridad 3 y acá se le están enviando solo dos.
 2. $f(X, g(Y, Z), d)$: No es término. Mismo caso que arriba, f está mal aplicado y g también. Aridades incorrectas.
 3. $g(X, f(d, Z), d)$: Es un término. f y g están aplicados con su aridad esperada, y los elementos que se envían por parámetro son términos irreducibles y/o constantes.
 4. $g(X, h(Y, Z), d)$: h no está definido en nuestro conjunto de Símbolos de Funciones.

Fórmulas Válidas, uso de Predicados y Funciones

Sea c una constante, f un símbolo de función de aridad 1 y S y B dos símbolos de predicados binarios. ¿Cuales de las siguientes son fórmulas?

Recordemos la teoría

- Una constante C es una función con aridad 0.
 - Las funciones o símbolo de función esperan siempre los n argumentos con los cuales se definieron. Devuelven un elemento del dominio.
 - Los predicados S y B , binarios (reciben dos argumentos) hacen una relación específica entre dos términos irreducibles y arrojan un valor de verdad.
1. $S(c, X)$: Es una fórmula, estamos comparando una constante c con un valor irreducible X . Devuelve un valor de verdad.
 2. $B(c, f(c))$: Es una fórmula, estamos comparando una constante c con un valor irreducible que produce $f(c)$.
 3. $f(c)$: No es una fórmula. Es un valor del dominio, no reduce a un valor de verdad.
 4. $B(B(c, X), Y)$: No es una fórmula, un predicado no puede recibir como parámetro un valor de verdad ($B(c, X)$).
 5. $S(B(c), Z)$: Mismo caso que el anterior
 6. $(B(X, Y) \implies (\exists Z. S(Z, Y)))$: Es una fórmula. $B(X, Y)$ es valor de verdad, \implies define una fórmula y $(\exists Z. S(Z, Y))$ es una fórmula pues el Z que existe está en nuestro dominio, y $S(Z, Y)$ relaciona dos elementos de nuestro dominio y arroja un valor de verdad.
 7. $(S(X, Y) \implies S(Y, f(f(X))))$: Es una fórmula. $S(X, Y)$ es una fórmula, \implies es una fórmula, y $S(Y, f(f(X)))$ es una fórmula porque al aplicar dos veces f , nos termina devolviendo un elemento de nuestro dominio que luego es comparado con Y en el símbolo de predicado S .
 8. $B(X, Y) \implies f(X)$: No es una fórmula. $f(X)$ es un término o valor de nuestro dominio, no es un valor de verdad. Se le debería aplicar un símbolo de predicado para que arroje un valor de verdad.
 9. $S(X, f(Y)) \wedge B(X, Y)$: Es una fórmula.
 10. $\forall X. B(X, f(X))$: Es una fórmula. Para todo elemento posible de nuestro dominio X , al enviarlo a f nos devuelve un valor del dominio y se lo compara con el X . Luego, aplicar B devuelve un valor de verdad.
 11. $\exists X. B(Y, X(C))$: No es una fórmula, porque X es un elemento del dominio y acá se lo está usando como función de aridad 1 (creo)

Pasaje de LPO a Forma Clausal

1. Sea $\sigma = \exists X. \forall Y. (P(X, Y) \wedge Q(X) \wedge \neg R(Y))$

- Reemplazamos todas las ocurrencias de implicaciones por su equivalente. Como acá no hay, no hacemos nada.
- Reemplazamos todas las ocurrencias de las negaciones exteriores hacia adentro, como acá están todas dentro, no hacemos nada.
- Movemos todos los cuantificadores hacia afuera. Como acá no hay adentro, no hacemos nada.
- Pasamos los cuantificadores existenciales a función o constante, en este caso como el existencial está fuera de todo (no depende de ningún cuantificador universal), entonces nuestra hipotética x , será una constante. Por lo tanto $= \forall Y. (P(C, Y) \wedge Q(C) \wedge \neg R(Y))$
- Distribuimos los \vee sobre \wedge . Como acá no hay, no hacemos nada.
- Por último, los cuantificadores universales por cada \wedge distribuimos. Por lo tanto $= \forall Y. P(C, Y) \wedge \forall Y. Q(C) \wedge \forall Y. \neg R(Y)$
- Entonces la forma clausal es: $\mathcal{C} = \{\{P(C, Y)\}, \{Q(C)\}, \{\neg R(Y)\}\}$