# TP PLP

Javaneta

September 15, 2024

## 1 Ejercicio 9

De acuerdo a las definiciones de las funciones para arboles ternarios de mas arriba, se pide demostrar lo siguiente:
∀ t :: AT a . ∀ x :: a . ( elem x (preorder t) = elem x (postorder t) )

Preorder y Postorder son dos maneras diferentes de recorrer un árbol. En este caso en puntual, recorren un árbol ternario.

La lista resultante de ordenar el árbol ternario que devuelve preorder t y postorder t son diferentes, pero lo que ambos tienen en común es que contienen los mismos elementos, es decir, $(\forall x :: a)(x \in listaResPreOrder \iff x \in listaResPostOrder)$
Tenemos un caso que podemos mencionar, donde en el ejercicio 4 del TP: elem n (preorder at) = elem n (postorder at) es válido $\forall n :: a$

Por lo tanto, probemos esto utilizando los principios de extensionalidad e inducción estructural sobre árboles para concluir que esto es verdadero para cualquier árbol ternario.

Recordemos la definición del tipo AT y cuáles son los constructores del tipo correspondientes: $data\ AT\ a\ =\ Nil \mid Tern\ a\ (AT\ a)\ (AT\ a)\ (AT\ a)\ deriving\ Eq$

Luego, recordemos qué ecuaciones representan a las operaciones de elem, preorder y postorder.

```
elem :: Eq a => a -> [a] -> Bool
{E0} elem e [] = False
{E1} elem e (x:xs) = (e==x) || elem e xs


foldAT :: (a -> b -> b -> b -> b) -> b -> AT a -> b
{F0} foldAT _ b Nil = b
{F1} foldAT f b (Tern r i c d) =
f r (foldAT f b i) (foldAT f b c) (foldAT f b d)
```

```
preorder :: AT a -> [a]
{PR0} preorder = foldAT(\r i c d -> r : (i ++ c ++ d)) []

postorder :: AT a -> [a]
{PS0} postorder = foldAT(\r i c d -> reverse (r : (d ++ c ++ i))) []
```

Por inducción estructural en t tenemos:

- P(t) = (∀ x::a)(elem x (preorder t) = elem x (postorder t))

Probemos el caso base, es decir, el constructor del tipo AT a no recursivo: este caso es Nil.
**Caso Base**: P(Nil) = (∀ x::a)(elem x (preorder Nil) = elem x (postorder Nil))
Resolvamos ambos lados por separado y deberíamos llegar a una equivalencia.

- elem x (preorder Nil) $\overset{PR0}{=}$ elem x (foldAT(i̊ c d → r : (i ++ c ++ d)) [] Nil) $\overset{F0}{=}$ elem x [] $\overset{E0}{=}$ False
- elem x (postorderNil) $\overset{PS0}{=}$ elem x (foldAT(i̊ c d -¿ reverse (r : (d ++ c ++ i))) [] Nil) $\overset{F0}{=}$ elem x [] = $\overset{E0}{=}$ False

Por lo tanto, el caso base es verdadero.
Recordemos que para poder hacer inducción sobre listas necesitamos predicar acerca de $(\forall xs :: [a])(\forall x :: a)(P(xs) \implies P(x : xs))$. En árboles, la inducción lo hacemos sobre cada constructor recursivo, en este caso serían 3.
**Paso Inductivo**:

- $(\forall i, c, d :: AT\ a)(\forall r :: a)(P(i) \wedge P(c) \wedge P(d) \implies P(Tern\ r\ i\ c\ d))$
  - HI: $P(i) \wedge P(c) \wedge P(d)$ donde:
    * P(i): elem x (preorder i) = elem x (postorder i)
    * P(c): elem x (preorder c) = elem x (postorder c)
    * P(d): elem x (preorder d) = elem x (postorder d)
  - TI: $P(Tern\ r\ i\ c\ d)$ es decir
    * elem x (preorder $(Tern\, r\, i\, c\, d)$) = elem x (postorder $(Tern\, r\, i\, c\, d)$)

Por lo tanto
elem x (preorder (Tern r i c d))
$\overset{PR0}{=}$ elem x (foldAT(\r i c d → r : (i ++ c ++ d)) [] (Tern r i c d))
$\overset{F1}{=}$ elem x (r : (foldAT (\r i c d → r : (i ++ c ++ d)) [] i ++ foldAT (\r i c d → r : (i ++ c ++ d)) [] c ++ foldAT (\r i c d → r : (i ++ c ++ d)) [] d))
$\overset{PR0}{=}$ elem x (r : (preorder i) ++ (preorder c) ++ (preorder d))
$\overset{E1}{=}$ (x==r) ∥ elem x ((preorder i) ++ (preorder c) ++ (preorder d))
¿Alguna propiedad concatenacion?
= (x==r) ∥ elem x (preorder i) ∥ elem x (preorder c) ∥ elem x (preorder d) A simple vista, en este momento podrìamos aplicar la HI. Por extensionalidad de booleanos en la condición de (x==r) tenemos dos casos

- A: (x==r) = True
- B: (x==r) = False

Caso A: True $\|$ elem x (preorder i) $\|$ elem x (preorder c) $\|$ elem x (preorder d) $\stackrel{HI}{=}$ elem x (postorder i) $\|$ elem x (postorder c) $\|$ elem x (postorder d) $\rightarrow$ Creo que acá ya sería una vuelta atrás y llegaríamos. Pero tengo dudas sobre el momento de la concatenación
Caso B: False $\|$ elem x (preorder i) $\|$ elem x (preorder c) $\|$ elem x (preorder d) $\stackrel{HI}{=}$ elem x (postorder i) $\|$ elem x (postorder c) $\|$ elem x (postorder d)