

# Estructuras de datos y algoritmos II

26 de febrero de 2019

# Índice general

<b>1. Análisis de algoritmos</b>	<b>3</b>
1.1. Introducción . . . . .	3
1.2. Notación asintótica . . . . .	4
1.2.1. Notación $O$ . . . . .	4
1.2.2. Notación $\Omega$ . . . . .	5
1.2.3. Notación $\Theta$ . . . . .	6
1.2.4. Propiedades . . . . .	6
1.2.5. Conclusión . . . . .	6
1.3. Modelo de costos . . . . .	7
1.3.1. Trabajo . . . . .	7
1.3.2. Profundidad . . . . .	8
1.3.3. Paralelismo . . . . .	9
1.4. Resolución de recurrencias . . . . .	9
1.4.1. Método inductivo (substitución) . . . . .	9
1.4.2. Árboles de recurrencia . . . . .	10
1.4.3. Regla de suavidad . . . . .	12
1.4.4. Teorema maestro . . . . .	12
1.4.5. Propiedades útiles . . . . .	12
<b>2. Tipos abstractos de datos</b>	<b>13</b>
2.1. Introducción . . . . .	13
2.2. Especificación . . . . .	14
2.2.1. Especificación algebraica . . . . .	14
2.2.2. Especificación con modelo matemático . . . . .	15
2.3. Implementación . . . . .	15
2.4. Verificación . . . . .	17
2.5. Inducción . . . . .	19

<i>ÍNDICE GENERAL</i>	2
-----------------------	---

<b>3. Estructuras de datos</b>	<b>22</b>
3.1. Programación en paralelo . . . . .	22
3.2. Árboles . . . . .	22
3.3. Secuencias . . . . .	22

# Capítulo 1

## Análisis de algoritmos

### 1.1. Introducción

Supongamos que las computadoras fueran infinitamente rápidas y completamente gratuitas. Dados dos algoritmos que resuelven correctamente el mismo problema: ¿Existe alguna razón para utilizar uno en vez de otro? Mas allá de la facilidad de implementación y claridad del código, no habría mas razones para optar por alguno.

Desafortunadamente las computadoras no son infinitamente rápidas y tampoco son gratuitas, por lo tanto, el tiempo computacional es un recurso acotado que debe ser aprovechado sabiamente y el análisis de eficiencia de algoritmos es la herramienta para realizar dicha tarea.

¿Como puede compararse la eficiencia de dos algoritmos? Un primer enfoque podría ser, correr el algoritmo para diferentes tamaños de entrada y comparar los tiempos de ejecución. Sin embargo esta idea tiene algunos inconvenientes:

- Podría ocurrir que para algunos tamaños de entrada sea mas rápido un algoritmo y para otros tamaños sea mas eficiente el otro.
- Algunos algoritmos podrían tener diferentes tiempos de ejecución dependiendo de la arquitectura en donde se ejecuten.

Por ejemplo supongamos que un algoritmo para ordenar una lista de  $n$  elementos tarda  $2 \cdot n^2 + 1$  segundos y otro algoritmo tarda  $7 \cdot n \cdot \log_2(n) + 5$  segundos.

- Para ordenar una lista de 4 elementos el primer algoritmo tarda  $2 \cdot 4 \cdot 4 + 1 = 33$  y el segundo  $7 \cdot 4 \cdot 2 + 5 = 61$ . Aparentemente el primer algoritmo es dos veces mas rápido que el segundo.
- Para ordenar una lista de 1024 elementos el primer algoritmo tarda  $2 \cdot 1024 \cdot 1024 + 1 = 2097153$  y el segundo  $7 \cdot 1024 \cdot 10 + 5 = 7168$ . Aparentemente el segundo algoritmo es 290 veces mas rápido que el primero.

Para entradas chicas el primer algoritmo es ligeramente mejor, pero para entradas grandes el segundo algoritmo es mucho mejor. Sin importar que tan grande sea el factor constante que multiplica al factor variable, siempre habrá un tamaño de entrada a partir del cual el segundo algoritmo es mejor.

El análisis asintótico de funciones nos permite hacer la comparación que necesitamos. Es decir, analizamos el comportamiento de las funciones a medida que las entradas tienden a infinito.

## 1.2. Notación asintótica

La notación asintótica nos comparará el orden de crecimiento de dos funciones de manera sencilla (evitando el cálculo de límites).

### 1.2.1. Notación O

Sean  $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ , decimos que  $f$  tiene orden de crecimiento  $O(g)$  (y lo notamos  $f \in O(g)$ ) si existen constantes  $c \in \mathbb{R}$  y  $n_0 \in \mathbb{N}$  tales que:

$$\forall n \geq n_0 : 0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n)$$

Si  $f$  es una función que indica el tiempo que tarda un algoritmo en retornar el resultado en relación al tamaño de la entrada,  $f \in O(g)$  nos indica que para entradas lo suficientemente grandes (a partir de  $n_0$ ), el peor comportamiento que podemos esperar es el de  $g$  multiplicada por alguna constante.

A modo de ejemplo, consideremos un típico algoritmo que determine si un elemento se encuentra en una lista simplemente enlazada. Para una lista de  $n$  elementos, en el peor caso este algoritmo realizara  $n$  comparaciones. Si cada comparación tarda 2 segundos y retornar un valor tarda 1 segundo, la función que expresa el tiempo que tarda el algoritmo para retornar el resultado es  $f(n) = 2n + 1$ . Si tomamos  $n_0 = 1$ , podemos ver que  $f \in O(n)$  de la siguiente manera:

$$0 \leq 1 \leq n \iff 2n \leq \underbrace{2n + 1}_{f(n)} \leq \underbrace{3n}_{cg(n)}$$

Un análisis mas profundo nos revela que  $f \in O(g)$  independientemente del coeficiente lineal y el termino independiente, por lo cual podemos comparar dos algoritmos sin importar cuanto tarda cada comparación. Además, aunque para entradas chicas un algoritmo  $f'(n) \in O(n^2)$  puede resolver el problema en menos tiempo, para entradas grandes  $f$  siempre será mejor.

Notese que el elemento buscado no siempre va a estar al final de la lista, es por eso que también nos interesa preguntarnos cual es la complejidad en el mejor de los casos.

### 1.2.2. Notación $\Omega$

Sean  $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ , decimos que  $f$  tiene orden de crecimiento  $\Omega(g)$  (y lo notamos  $f \in \Omega(g)$ ) si existen constantes  $c \in \mathbb{R}$  y  $n_0 \in \mathbb{N}$  tales que:

$$\forall n \geq n_0 : 0 \leq c \cdot g(n) \leq f(n)$$

Es decir que en el mejor de los casos, podemos esperar que  $f$  se comporte como  $g$ . En nuestro ejemplo de buscar un elemento en una lista enlazada, si el elemento buscado es el primero el algoritmo tardara  $f(n) = 2 + 1$ . Podemos ver que  $f \in \Omega(1)$  de la siguiente forma:

$$0 \leq \underbrace{3 \cdot 1}_{cg(n)} \leq \underbrace{2 + 1}_{f(n)}$$

### 1.2.3. Notación $\Theta$

Decimos que  $f$  tiene orden de crecimiento  $\Theta(g)$  (y lo notamos  $f \in \Theta(g)$ ) si  $f \in O(g)$  y  $f \in \Omega(g)$ .

La notación Theta expresa una cota justa del comportamiento asintótico de una función, es decir que podemos acotar inferior y superiormente por la misma función.

### 1.2.4. Propiedades

COMPLETAR.

### 1.2.5. Conclusión

En definitiva la notación asintótica nos permite comparar algoritmos para entradas grandes en el peor y mejor de los casos. Hay que tener en cuenta que dos funciones con el mismo orden de crecimiento no son igualmente eficientes, por ejemplo  $3n^2 + 2n + 7$  y  $n^2 + n + 2$  tiene ambas orden  $O(n^2)$  pero sin embargo la segunda es mas eficiente.

Finalmente terminamos con una lista de las complejidades mas frecuentes en orden creciente:

- 1.
- $\log_2(n)$ .
- $n$ .
- $n \cdot \log_2(n)$ .
- $n^2$ .
- $n^k$ .
- $2^n$ .
- $k^n$ .
- $n!$ .

### 1.3. Modelo de costos

Para especificar cual es el costo de un algoritmo para una entrada determinada es necesario establecer un modelo de costos.

Para ello definiremos el trabajo (costo del algoritmo con un solo procesador) y profundidad (costo del algoritmos con infinitos procesadores) basados en un lenguaje.

#### 1.3.1. Trabajo

- $W(c) = 1.$
- $W(op\ e) = 1 + W(e).$
- $W(e_1, e_2) = 1 + W(e_1) + W(e_2).$
- $W(e_1 || e_2) = 1 + W(e_1) + W(e_2).$
- $W(\text{let } x = e_1 \text{ in } e_2) = 1 + W(e_1) + W(e_2[x := Eval(e_1)]).$
- $W(\{f(x) / x \in A\}) = 1 + \sum_{x \in A} W(f(x)).$

A modo de ejemplo, analicemos el trabajo de un algoritmo que calcula la longitud de una lista simplemente enlazada:

```
length []      = 0
length (x:xs) = 1 + length xs
```

Para una lista de longitud 0 (primer caso) el algoritmo retorna una expresión constante (0), es decir que su trabajo será  $W(0) = 1$ .

Para una lista de longitud  $n$  (segundo caso) el algoritmo opera (suma) sobre dos expresiones (1 y `length xs`), por lo que su trabajo será:

$$W(n) = 1 + W(1, \text{length } xs) = 1 + 1 + W(n - 1)$$

Si continuamos desarrollando la expresión observaremos que sumaremos  $1 + 1$  por cada elemento de la lista, es decir que su trabajo será  $W(n) = 2n$ .

Para poder realizar este análisis fue indispensable notar que el llamado recursivo se realiza sobre una lista de  $n - 1$  elementos.



### 1.3.2. Profundidad

- $S(c) = 1$ .
- $S(op\ e) = 1 + S(e)$ .
- $S(e_1, e_2) = 1 + S(e_1) + S(e_2)$ .
- $S(e_1 || e_2) = 1 + \max\{S(e_1), S(e_2)\}$ .
- $S(\text{let } x = e_1 \text{ in } e_2) = 1 + S(e_1) + S(e_2[x := Eval(e_1)])$ .
- $S(\{f(x) / x \in A\}) = 1 + \max_{x \in A} S(f(x))$ .

Calculemos la profundidad de un algoritmo que determina la pertenencia de un elemento a un árbol binario balanceado con información en las hojas:

```
member x E          = False
member x (Leaf y)    = if x == y then True else False
member x (Node l r) = let (a,b) = member x l || member x r
                      in a or b
```

Para un árbol vacío (0 elementos) su profundidad es la de una constante (False) por lo tanto tiene profundidad  $S(0) = 1$ .

Para un árbol con una sola hoja (1 elemento) su profundidad es la de operar (comparar) dos expresiones ( $x$  e  $y$ ), operar (decidir) según su resultado y retornar una constante (True o False). Es decir:  $S(1) = 1 + 1 + 1 = 3$ .

Finalmente para un árbol balanceado completo de  $n$  elementos su profundidad es:

$$S(n) = 1 + \max\{member\ x\ l, member\ x\ r\} = 1 + S(n/2)$$

Si continuamos desarrollando esa suma observaremos que sumamos una unidad,  $\log_2(n)$  veces, y una vez mas al llegar a una hoja, es decir  $S(n) = \log_2(n)$ .

Vale la pena observar que en un árbol binario balanceado y completo cada rama contiene la mitad de los elementos.

### 1.3.3. Paralelismo

El paralelismo es una medida de la cantidad de procesadores que pueden utilizarse de forma eficiente. Dado un algoritmo con trabajo en el orden de  $O(f(n))$  y profundidad en  $O(g(n))$  calculamos el paralelismo como:

$$P = \frac{f(n)}{g(n)}$$

A la hora de buscar algoritmos eficientes, buscamos aquellos que tengan el mejor trabajo y entre todos ellos, elegimos el de mayor paralelismo.

En una maquina con  $p$  procesadores, un algoritmo con trabajo  $W$  y profundidad  $S$  puede correr en un tiempo

$$T < \frac{W}{p} + S = \frac{W}{p} + \frac{W}{P} = \frac{W}{p} \left(1 + \frac{p}{P}\right)$$

suponiendo que el repartidor de tareas cada vez que haya un procesador libre y tareas pendientes por ejecutar, las asigne inmediatamente; y que los costos de comunicación (latencia y ancho de banda) sean bajos.

Si  $P$  es considerablemente mas grande que  $p$ , entonces la cota es prácticamente optima.

## 1.4. Resolución de recurrencias

Al plantear el trabajo y profundidad de algoritmos recursivos surgen expresiones recursivas que será necesario resolver. En esta sección se estudiaran varias técnicas.

### 1.4.1. Método inductivo (substitución)

Una forma de resolver la complejidad de un trabajo expresado en forma recursiva es intentar adivinar cual puede ser la solución, y luego demostrarlo por inducción.

Por ejemplo, supongamos un algoritmo que para una entrada de 0 elementos tiene trabajo  $W(0) = c_1$ , para una entrada de un elemento  $W(1) = c_2$  y para  $n$  elementos  $W(n) = 2 \cdot W(\lfloor n/2 \rfloor) + c_3n$ .

Para facilitar el análisis haremos caso omiso de la función piso, y mas adelante estudiaremos en que situaciones es correcto hacer esta omisión.

Si observamos la recurrencia podemos intuir que sumaremos  $c_3n$ ,  $\log_2(n)$  veces, por lo que adivinamos que  $W(n) \in O(n \cdot \log_2(n))$ . A continuación realizamos la prueba:

- Caso base  $n = 2$ :  $W(n) = 2 \cdot W(1) + 2c_3 = 2 \cdot c_2 + 2c_3 = 2(c_2 + c_3) = nc \cdot 1 = nc \cdot \log_2(n) \in O(n \cdot \log_2(n))$ .
- Caso inductivo. Supongamos que para  $3 \leq n < k$  resulta que  $W(n) \in O(n \cdot \log_2(n))$  es decir,  $0 \leq 2 \cdot W(n/2) + c_3n \leq cn \cdot \log_2(n)$ . En particular también vale para  $k/2$ , luego:

$$\begin{aligned} W(k) &= 2 \cdot W(k/2) + c_3k \leq 2 \cdot [c(k/2) \cdot \log_2(k/2)] + c_3k = ck \cdot \log_2(k/2) = \\ &= ck \cdot \log_2(k) - ck \cdot \log_2(2) + c_3k = ck \cdot \log_2(k) - ck + c_3k \leq ck \cdot \log_2(k) \end{aligned}$$

La última desigualdad se cumple si tomamos  $c \geq c_3$ .

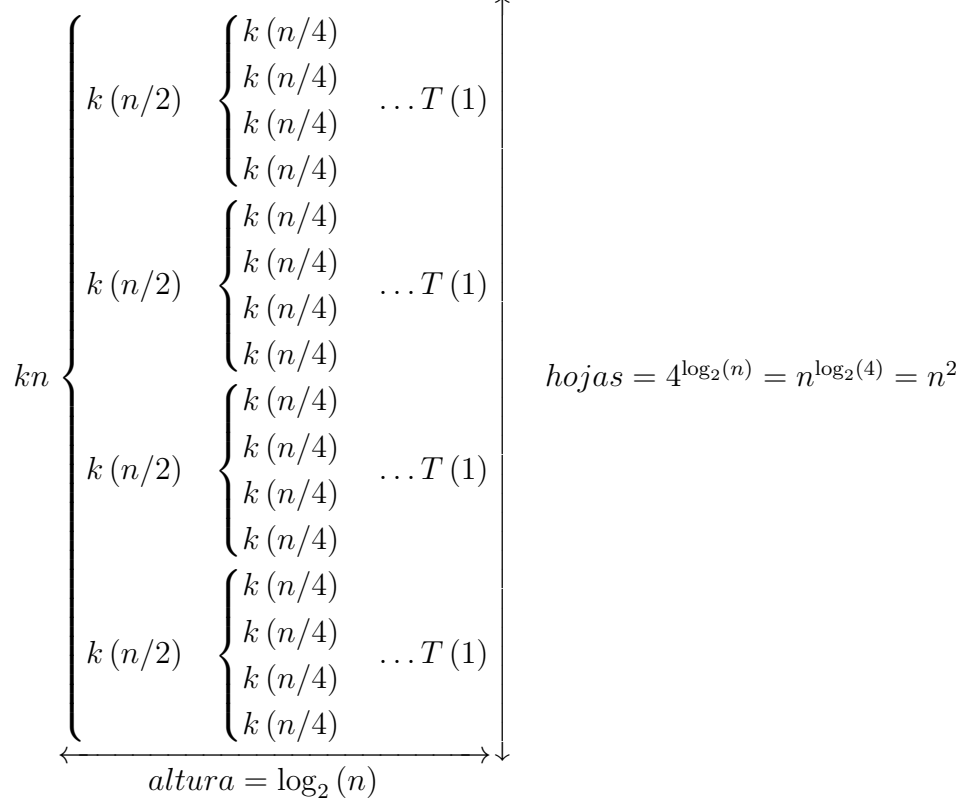
### 1.4.2. Árboles de recurrencia

Una técnica general para resolver recurrencias son los árboles de recurrencia. Hacemos un árbol que en su raíz tiene el costo no recursivo para la entrada inicial y cada rama indica cada una de las llamadas recursivas. Luego expandimos las ramas correspondientes a las llamadas recursivas hasta llegar a las hojas.

Por ejemplo para  $f(n) = 4f(n/2) + kn$  el primer paso nos da un árbol así:

$$kn \left\{ \begin{array}{l} f(n/2) \\ f(n/2) \\ f(n/2) \\ f(n/2) \end{array} \right.$$

Luego expandimos cada rama hasta llegar a una hoja:



Finalmente sumamos cada nivel, y el costo total es la suma de todos los niveles:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= kn + 4k(n/2) + 4^2k(n/4) + \dots + n^2T(1) = \sum_{i=0}^{\log_2(n)-1} \frac{4^i kn}{2^i} + n^2T(1) = \\
 &= kn \sum_{i=0}^{\log_2(n)-1} 2^i + n^2T(1) = kn \frac{1 - 2^{\log_2(n)}}{1 - 2} + n^2T(1) = -kn(1 - n) + n^2T(1) = \\
 &= kn^2 - kn + n^2T(1) \in \Theta(n^2)
 \end{aligned}$$

Si somos prolijos, el método nos da una solución exacta. Si no, al menos tenemos un candidato para probar por inducción.

### 1.4.3. Regla de suavidad

En los análisis de algoritmos, frecuentemente aparecen funciones piso y techo:  $\lfloor x/b \rfloor$  y  $\lceil x/b \rceil$ . Si en vez de considerar  $x$  cualesquiera solamente consideramos potencias de  $b$ , entonces podemos omitir dichas funciones de nuestro análisis pues para  $n = b^k$  resulta  $n/b = \lfloor x/b \rfloor = \lceil x/b \rceil$ .

Sin embargo el resultado al que llegamos es solamente el comportamiento de la función para este tipo particular de entradas, pero podría ocurrir que para otro tipo de entradas no lo sea.

La regla de suavidad nos dice que si  $f$  es una función suave y  $g$  eventualmente no decreciente, si  $b \geq 2$  entonces:

$$g(b^k) \in \Theta(f(b^k)) \Rightarrow g(n) \in \Theta(f(n))$$

Es decir, si para nuestro análisis consideramos exclusivamente a potencias de  $b$ , podemos omitir pisos y techos; y si el resultado al que llegamos es una función suave, entonces nuestro análisis es correcto para cualquier entrada.

### 1.4.4. Teorema maestro

Las recurrencias que aparecen en los algoritmos «Divide & Conquer» usualmente tienen la forma  $T(n) = aT(n/b) + f(n)$ . En general podemos resolver este tipo de recurrencias mediante el siguiente teorema: Dados  $a \geq 1$  y  $b > 1$ , entonces

$$T(n) \in \begin{cases} \Theta(n^{\log_b(a)}) & \text{si } \exists \epsilon > 0 / f(n) \in O(n^{\log_b(a)-\epsilon}) \\ \Theta(n^{\log_b(a)} \cdot \log_2(n)) & \text{si } f(n) \in \Theta(n^{\log_b(a)}) \\ \Theta(f(n)) & \text{si } \exists \epsilon > 0 / f(n) \in \Omega(n^{\log_b(a)+\epsilon}) \end{cases}$$

y  $\exists c < 1, n_0 \in \mathbb{N} / \forall n > n_0 : af(n/b) \leq cf(n)$

Si bien los tres casos son disjuntos, hay que tener en cuenta que no cubren todas las posibilidades.

### 1.4.5. Propiedades útiles

COMPLETAR

## Capítulo 2

# Tipos abstractos de datos

### 2.1. Introducción

La idea de un tipo abstracto de datos es abstraer detalles de implementación. Es una descripción que debe indicar como se comporta la estructura sin indicar como esta programada. Dicha tarea sea trabajo del implementador, que debe proveer funciones que respeten el comportamiento esperado. El usuario es alguien que utiliza la abstracción asumiendo unicamente el comportamiento que el TAD describe.

Por ejemplo, una cola es una estructura en la cual podemos agregar elementos, quitar el primero de ellos, podemos preguntar si esta vacía y ademas existe una relación entre el orden en el que se agregan y quitan elementos. Como programadores podemos implementar este tipo con listas, arboles, arreglos o cualquier otro tipo de estructura; pero como usuarios no tenemos ninguna idea de como esta programada, solamente sabemos que respeta los puntos mencionados anteriormente.

Un TAD se compone de dos partes: por un lado debe proveer una lista de operaciones que soporta, junto con los tipos esperados; y por el otro una especificación algebraica o matemática sobre como deben comportarse.

Por ejemplo el TAD cola soporta las siguientes operaciones:

```
TAD Cola (a :: Set) where
  import Bool
  Vacía    :: Cola a
  Poner    :: a -> Cola a -> Cola a
  primero :: Cola a -> a
  sacar    :: Cola a -> Cola a
  esVacía  :: Cola a -> Bool
```

## 2.2. Especificación

### 2.2.1. Especificación algebraica

Una especificación algebraica describe operaciones y ecuaciones entre operaciones. En general en una especificación algebraica los constructores de un TAD no se describen, pues solo cumplen la función de construir valores; pero en algunos casos los valores se construyen de acuerdo a algún comportamiento específico.

Continuando con nuestro ejemplo de la cola, podemos describir el comportamiento deseado de la siguiente manera:

```
primero (poner x Vacía) = x
primero (poner x (poner y c)) = primero (poner y c)
sacar   (poner x Vacía) = Vacía
sacar   (poner x (poner y c)) = poner x (sacar (poner y c))
esVacía Vacía = True
esVacía (poner x c) = False
```

### 2.2.2. Especificación con modelo matemático

Una especificación matemática toma un modelo matemático conocido y describe los constructores y operaciones en términos del modelo elegido.

Si tomamos como modelos a las secuencias, podemos especificar las operaciones del TAD cola de la siguiente manera:

$$\begin{array}{lll}
 \text{vacía} & \equiv \langle \rangle \\
 \text{poner } x & \langle x_1, \dots, x_n \rangle \equiv \langle x, x_1, \dots, x_n \rangle \\
 \text{sacar} & \langle x_1, \dots, x_n \rangle \equiv \langle x_1, \dots, x_{n-1} \rangle \\
 \text{primero} & \langle x_1, \dots, x_n \rangle \equiv x_n \\
 \text{esVacía} & \langle x_1, \dots, x_n \rangle \equiv \begin{cases} \text{True} & n = 0 \\ \text{False} & n > 0 \end{cases}
 \end{array}$$

## 2.3. Implementación

Es importante no confundir la especificación con la implementación. Tanto en la especificación algebraica como en la matemática, solo hemos descrito el comportamiento de las operaciones. Cada TAD admite diferentes implementaciones y cada una de ellas tendrá diferentes costos. Dependiendo del uso que le de el usuario al TAD, puede convenir una implementación u otra, por lo tanto es importante tener una especificación de costo para cada implementación.

Veremos a continuación dos implementaciones diferentes del TAD cola: una con listas y otra con pares de listas.

```

type Cola a = [a]
vacía = []
poner = (:)
primero [x] = x
primero (_:xs) = primero xs
sacar [x] = []
sacar (x:xs) = x : (sacar xs)
esVacía = null

```



- $W_{vacía} = S_{vacía} = \Theta(1)$ .
- $W_{poner} = S_{poner} = \Theta(1)$ .
- $W_{primero} = S_{primero} = \Theta(n)$ .
- $W_{sacar} = S_{sacar} = \Theta(n)$ .
- $W_{esVacía} = S_{esVacía} = \Theta(1)$ .

Si implementamos colas con un par de listas  $(xs, ys)$  donde el orden de los elementos es  $xs ++ reverse\ ys$  y respetamos como invariante que si  $xs$  es vacía también lo es  $ys$ , podemos implementar colas de la siguiente manera:

```
type Cola a = ([a], [a])
vacía = ([], [])
poner x (ys, zs) = validar (ys, x:zs)
primero (x:_, _) = x
sacar (_, xs, ys) = validar (xs, ys)
esVacía = null . fst
validar (xs, ys) | null xs    = (reverse ys, [])
                  | otherwise = (xs, ys)
```

- $W_{vacía} = S_{vacía} = \Theta(1)$ .
- $W_{poner} = S_{poner} = \Theta(1)$ .
- $W_{primero} = S_{primero} = \Theta(1)$ .
- $W_{sacar} = S_{sacar} = O(n)$ .
- $W_{esVacía} = S_{esVacía} = \Theta(1)$ .

## 2.4. Verificación

Una implementación de un TAD es correcta si implementa las operaciones indicadas y dichas operaciones verifican la especificación.

En Haskell, el sistema de tipos asegura que los tipos de las operaciones son correctos, pero la verificación de la especificación debe hacerla manualmente el programador.

Para la primer implementación de colas, la verificación es la siguiente:

```

■ primero (poner x vacia)
  ≡ ⟨def.vacia⟩

primero (poner x [])
  ≡ ⟨def.poner⟩

primero (x:[])
  ≡ ⟨def.primero.1⟩

x

■ primero (poner x (poner y c))
  ≡ ⟨def.poner⟩

primero (x : (poner y c))
  ≡ ⟨def.primero.2⟩

primero (poner y c)

■ esVacia vacia
  ≡ ⟨def.vacia⟩

esVacia []
  ≡ ⟨def.esVacia⟩

null []
  ≡ ⟨def.null.1⟩

True

```

- `esVacia` (`poner x c`)  
 $\equiv \langle def.poner \rangle$   
`esVacia` (`x:c`)  
 $\equiv \langle def.esVacia \rangle$   
`null` (`x:c`)  
 $\equiv \langle def.null.2 \rangle$   
`False`
- `sacar` (`poner x vacia`)  
 $\equiv \langle def.vacia \rangle$   
`sacar` (`poner x []`)  
 $\equiv \langle def.poner \rangle$   
`sacar` [`x`]  
 $\equiv \langle def.sacar.1 \rangle$   
`[]`  
 $\equiv \langle def.vacia \rangle$   
`vacia`
- `sacar` (`poner x (poner y c)`)  
 $\equiv \langle def.poner \rangle$   
`sacar` (`x:(poner y c)`)  
 $\equiv \langle def.sacar.2 \rangle$   
`x:(sacar (poner y c))`  
 $\equiv \langle def.poner \rangle$   
`poner x (sacar (poner y c))`

## 2.5. Inducción

Los programas funcionales interesantes usan recursivo. Para poder probar propiedades acerca de programas recursivos usualmente es necesario utilizar el principio de inducción.

Para un tipo de datos recursivo, si lográramos demostrar que el hecho de que una propiedad valga en ciertos valores implica que también debe valer para los valores que podemos construir a partir de ellos y además; la propiedad también vale para cualquier constructor no recursivo, entonces naturalmente dicha propiedad debe valer para todos los valores de ese tipo de datos.

Por ejemplo el principio de inducción para listas es el siguiente:

Sea  $P$  una propiedad definida sobre listas,

- Si la propiedad vale en la lista vacía y además;
- el hecho de que la propiedad valga en una lista  $xs$  implica que también vale en  $x : xs$

entonces la propiedad vale para cualquier lista.

Para árboles generales definidos como `data AGT a = Node a [AGT a]` el principio es como sigue:

Sea  $P$  una propiedad definida sobre árboles generales,

- Si la propiedad vale en `Node x []` y además;
- el hecho de que la propiedad valga para cada árbol general en  $xs$  implica que también vale en `Node x xs`

entonces la propiedad vale para cualquier árbol general.

A modo de ejemplo, para el tipo de datos `data BIN = Null | Leaf | Node Bin Bin` probaremos que `cantleaf t ≤ cantnode t + 1`

- Caso base `Null`:

$$\begin{aligned}
 & \text{cantleaf Null} \\
 & \equiv \langle \text{def.cantleaf.1} \rangle \\
 & 0 \\
 & \leq \\
 & 1 \\
 & = \\
 & 0+1 \\
 & \equiv \langle \text{def.cantnode.2} \rangle \\
 & \text{cantnode Null} + 1
 \end{aligned}$$

- Caso base `Leaf`:

$$\begin{aligned}
 & \text{cantleaf Leaf} \\
 & \equiv \langle \text{def.cantleaf.1} \rangle \\
 & 1 \\
 & \leq \\
 & 1 \\
 & = \\
 & 0+1 \\
 & \equiv \langle \text{def.cantnode.2} \rangle \\
 & \text{cantnode Leaf} + 1
 \end{aligned}$$

- Caso inductivo `Node u v`:

`canleaf (Node u v)`

$\equiv \langle def.cantleaf.3 \rangle$

`cantleaf u + cantleaf v`

$\leq \langle H.I. \rangle$

`cantnode u + 1 + cantnode v + 1`

$\equiv \langle def.cantnode.1 \rangle$

`cantnode (Node u v) + 1`

## Capítulo 3

### Estructuras de datos

3.1. Programación en paralelo

3.2. Árboles

3.3. Secuencias