

# Heaps y heapsort

Clase 6

IIC 2133 - Sección 3

Prof. Eduardo Bustos

# Sumario

**Introducción**

Heaps

Heapsort

Cierre

# Estructuras basadas en arreglos

Hasta ahora, hemos usado arreglos y listas ligadas

- Son una representación directa de la memoria
- Permiten acceso por índice en tiempo  $\mathcal{O}(1)$
- Los usamos en algoritmos de ordenación

Hoy veremos un uso particular que aprovecha el acceso por índice para definir una **nueva EDD**

# Estructuras basadas en arreglos

## Definición

Una **cola de prioridades** es una EDD que permite

- Almacenar datos según cierta **prioridad**
- Consultar cuál es el dato **más prioritario**
- Recorrer los datos en **orden de prioridad**

Como primer acercamiento, ya conocemos un tipo de **prioridad**

- Si interesa el que llegó último
- O si interesa el que llegó primero

# Colas FIFO

Una **cola FIFO** (*first in first out*) es una cola donde la prioridad es el orden de llegada

- Primer elemento es el **más** prioritario: *lleva más tiempo en la cola*
- Último elemento es el **menos** prioritario: *lleva menos tiempo en la cola*

Las operaciones en las colas son

- **Insertión:** se inserta al final de la cola.
  - Arreglo:  $\mathcal{O}(1)$  en general (salvo que se llene)
  - Lista:  $\mathcal{O}(1)$  con puntero al último elemento
- **Extracción:** se elimina la cabeza de la cola.
  - Arreglo:  $\mathcal{O}(1)$  si no reubicamos
  - Lista:  $\mathcal{O}(1)$

# Colas LIFO

Una **cola LIFO o stack** (*last in first out*) es una cola donde la prioridad es el orden de llegada invertido

- Primer elemento es el **menos** prioritario: *lleva más tiempo en la cola*
- Último elemento es el **más** prioritario: *lleva menos tiempo en la cola*

Las operaciones en los stacks son

- **Insertión:** se inserta en la cabeza de la cola.
  - Arreglo:  $\mathcal{O}(1)$  (recorriendo al revés)
  - Lista:  $\mathcal{O}(1)$
- **Extracción:** se elimina la cabeza de la cola.
  - Arreglo:  $\mathcal{O}(1)$  si no reubicamos
  - Lista:  $\mathcal{O}(1)$

# Colas de prioridades (redefinición)

## Definición

Una **cola de prioridades** o **cola highest priority first out** es una EDD que permite

- **Insertar** un dato con prioridad dada
- **Extraer** el dato con mayor prioridad
- Idealmente, **cambiar** la prioridad de un dato

A diferencia de las colas FIFO y LIFO, el orden de llegada no es equivalente a la posición en la cola

# Colas de prioridades

## Ejemplo

Si la prioridad de una cola de prioridades  $A$  es el valor de los datos, y todos son naturales, tenemos dos opciones **extremas**

1. Usar un arreglo sin orden entre sus elementos
2. Usar un arreglo que siempre esté ordenado

La complejidad en estos dos escenarios es diferente.

Para el arreglo sin orden

- Inserción al final  $\mathcal{O}(1)$
- Extracción buscando el máximo valor  $\mathcal{O}(n)$

Para el arreglo ordenado por valor

- Inserción en la *posición correcta*  $\mathcal{O}(n)$
- Extracción del último elemento  $\mathcal{O}(1)$

¿Se puede hacer mejor?



# Sumario

Introducción

**Heaps**

Heapsort

Cierre

# Orden de los elementos

Para hacer eficientes las colas, necesitamos cierto orden

En el contexto de datos en una EDD  $A$ , podemos distinguir

- Orden total: todos los elementos de  $A$  están ordenados
- Orden parcial: hay sub-sectores de  $A$  que están ordenados y conocemos bien la división de los sub-sectores

¿Necesitamos un orden **total** de los datos para lograr colas eficientes?

No! Basta con “*cierto orden*” entre algunos elementos

# Hacia una implementación de colas eficientes

Utilizaremos un enfoque de sub-estructuras ordenadas

- Seguiremos un enfoque recursivo
- Estructura recursiva + algoritmos recursivos
- Cada sub-estructura debe tener cierta información disponible

Definiremos nuestra primera EDD recursiva

# Árboles binarios

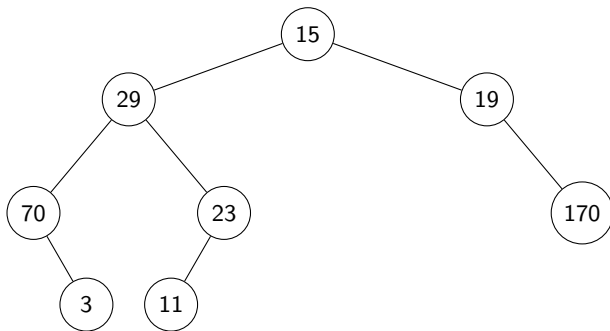
## Definición

Un **árbol binario (AB)** es una estructura de datos que almacena **llaves** asociándolas mediante punteros según una estrategia recursiva

1. Un AB tiene un **nodo** que contiene una llave
2. El nodo puede tener hasta dos AB's asociados mediante punteros
  - Hijo izquierdo
  - Hijo derecho

El árbol binario *A* tiene hijos *A.left* y *A.right*, y llave *A.key*

# Árboles binarios



Observemos que no hay un orden a priori entre sus elementos

# Heaps binarios

## Definición

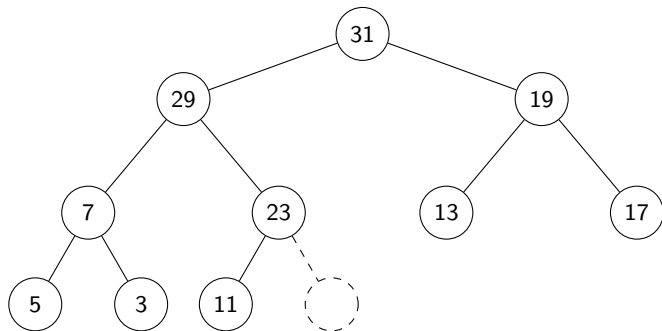
Un **Max heap binario**  $H$  es un árbol binario tal que

- $H.left$  y  $H.right$  son Max heaps binarios
- $H.key > H.left.key$
- $H.key > H.right.key$

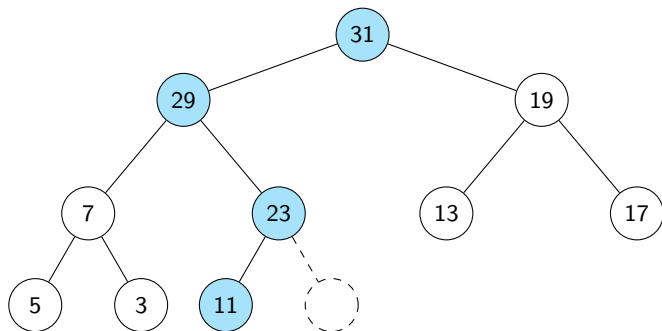
A estas condiciones les llamamos **propiedad de heap**

Todo hijo tiene llaves menores que el padre...  
pero entre hermanos no hay ninguna restricción

# Heaps binarios



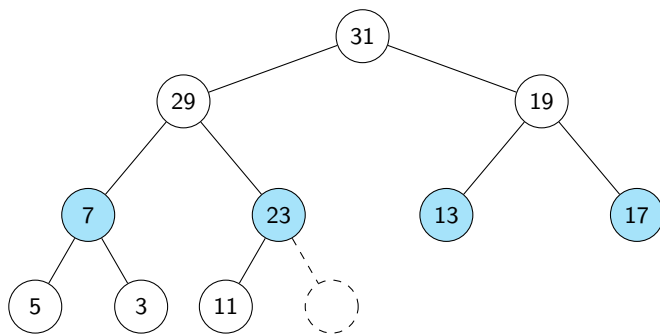
# Heaps binarios



Todo camino hasta hoja descendiente  
visita valores estrictamente decrecientes



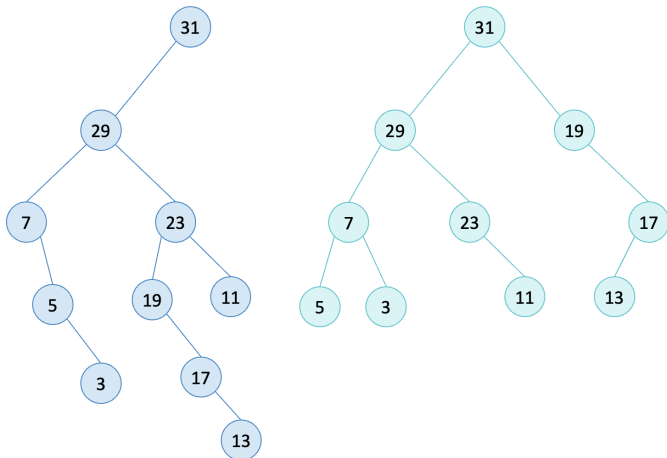
# Heaps binarios



Los nodos de un mismo nivel no satisfacen un orden específico

# Balance en heaps

En principio un heap no tiene garantías de altura



# Balance en heaps

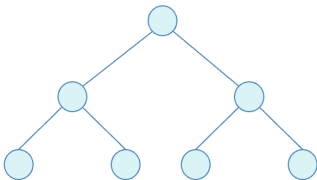
Almacenaremos los heaps completándolos **por nivel**, i.e. como **árboles binarios casi-llenos**

- Ojo: esto no significa que si hay  $h$  niveles, haya  $n = 2^h - 1$  nodos
- Lo que interesa es que antes de agregar un nivel, el último disponible se complete

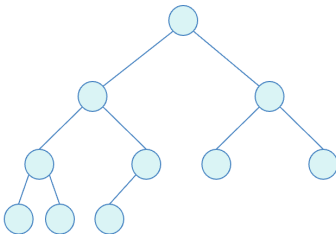
Podremos hacer esto gracias a la propiedad de heap

# Balance en heaps

Almacenaremos los heaps completándolos **por nivel**, i.e. como **árboles binarios casi-llenos**



árbol binario lleno, cuando  
el número  $n$  de nodos cumple  
 $n = 2^d - 1$



árbol binario lleno, cuando  
el número  $n$  de nodos cumple  
 $2^d \leq n < 2^{d+1}$

# Balance en heaps

Mantener los heaps balanceados permite

- Minimizar la altura del árbol representado
- Implementar el heap de forma **compacta** en un arreglo

¡No necesitaremos punteros!

# Balance en heaps

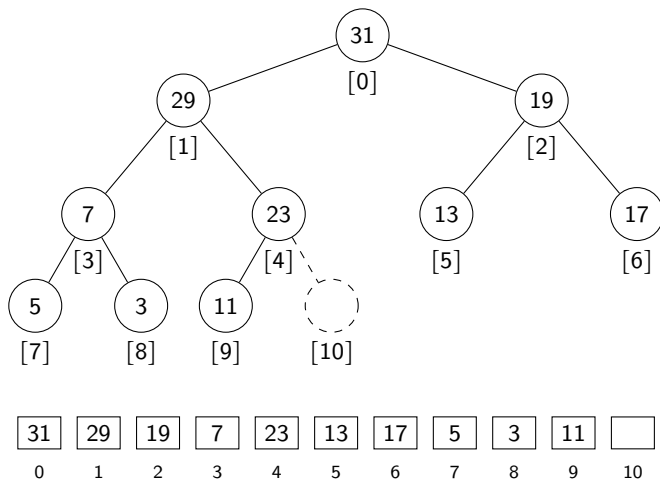
La representación permite recorrer descendientes sin punteros

- El elemento  $H[k]$  es padre de  $H[2k + 1]$  y  $H[2k + 2]$
- El padre del elemento  $H[k]$  es  $H[\lfloor (k - 1)/2 \rfloor]$

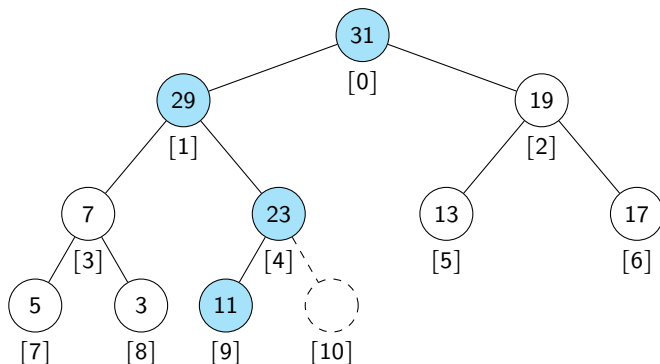
Además, permite ubicar los elementos del nivel  $h$  sin punteros

- El primer elemento del nivel  $h$  es  $A[2^h - 1]$
- Los  $2^h$  elementos consecutivos corresponden al nivel  $h$

## Heaps binarios: representación compacta



## Heaps binarios: representación compacta

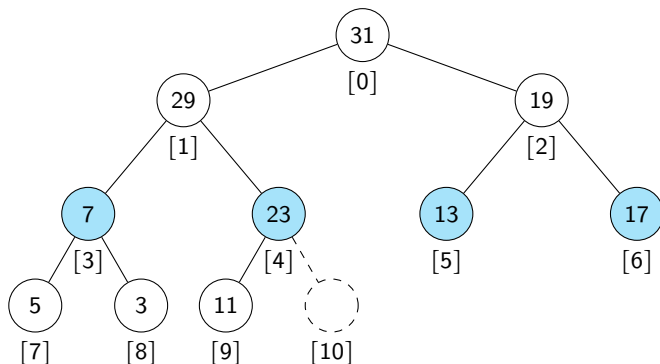


31	29	19	7	23	13	17	5	3	11	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

Línea de descendientes sin uso de punteros



## Heaps binarios: representación compacta



31	29	19	7	23	13	17	5	3	11	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

Nivel 2 sin uso de punteros

# Balance en heaps

Ahora que contamos con una representación compacta, nos interesa asegurar el **balance** del heap

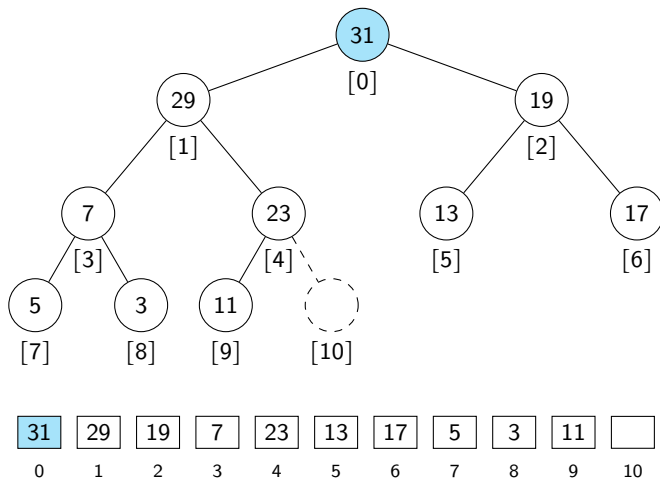
Al **insertar** y **extraer**

1. Efectuamos la operación manteniendo un árbol binario casi-lleno
2. Reestablecemos la propiedad de heap

Cada operación involucra dos fases

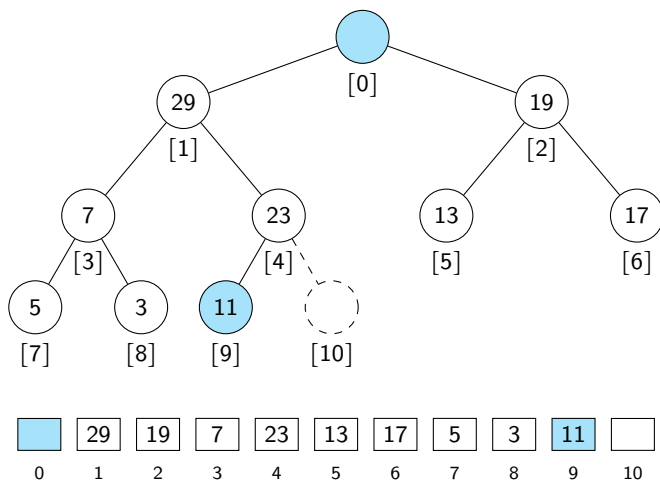
# Balance en heaps: extracción

Al extraer, sacamos el elemento más prioritario



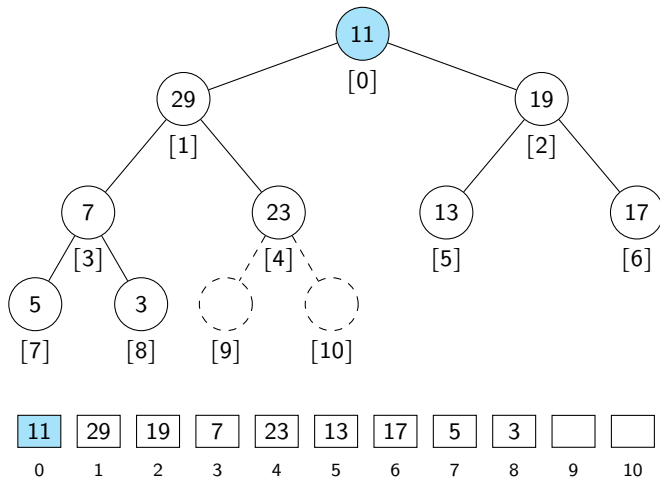
## Balance en heaps: extracción

Al sacarlo, el árbol **ya no está casi-lleño**. Movemos el último elemento del arreglo



## Balance en heaps: extracción

Ahora el árbol **está casi-lleno**, pero no se cumple la propiedad de heap



## Balance en heaps: extracción

**input** : heap representado como arreglo  $H[0 \dots n - 1]$

**output**: elemento más prioritario

**Extract**( $H$ ):

$i \leftarrow$  última celda no vacía de  $H$

$best \leftarrow H[0]$

$H[0] \leftarrow H[i]$

$H[i] \leftarrow \emptyset$

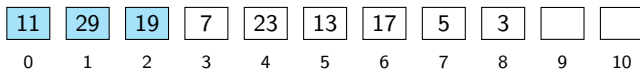
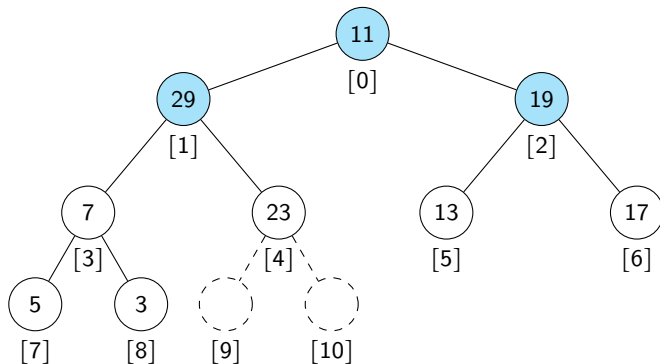
    SiftDown( $H, 0$ )

**return**  $best$

Intercambiamos antes de reestablecer la propiedad de heap con SiftDown

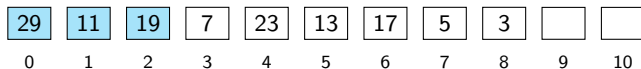
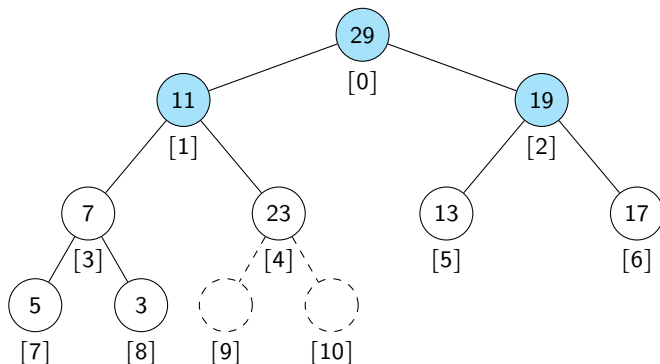
## Balance en heaps: extracción

Vemos si hay hijos y comparamos sus prioridades: solo intercambiamos si alguno es mayor



# Balance en heaps: extracción

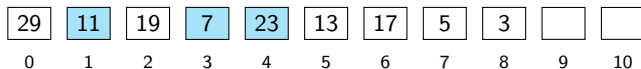
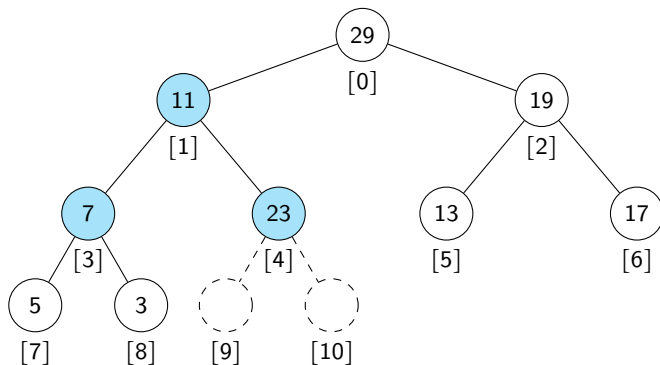
Intercambiamos con su hijo más prioritario





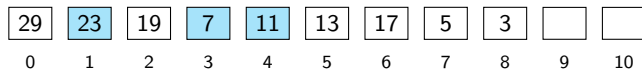
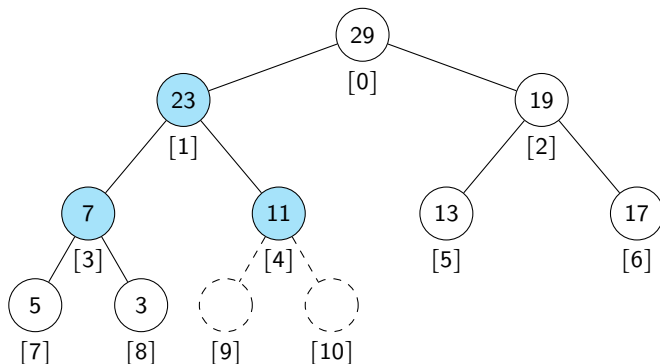
## Balance en heaps: extracción

Repetimos el proceso recursivamente. Comparamos con los hijos y vemos si alguno es mayor



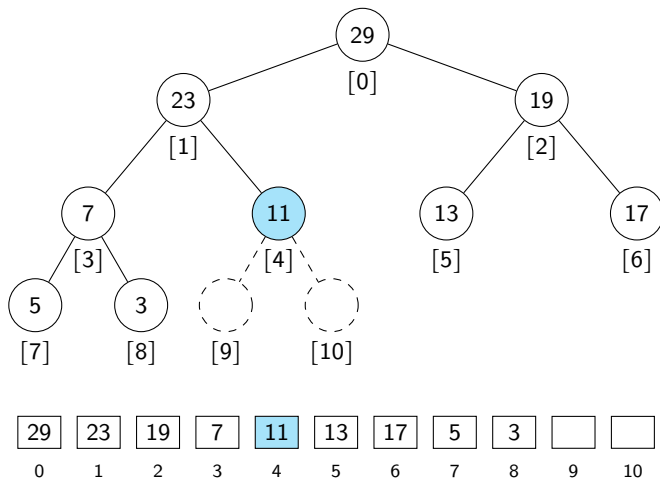
# Balance en heaps: extracción

Corresponde intercambiar con el hijo derecho



# Balance en heaps: extracción

Chequeamos nuevamente y en este caso no hay hijos mayores: terminamos



## Balance en heaps: extracción

**input** : heap representado como arreglo  $H[0 \dots n-1]$ , índice  
 $0 \leq i \leq n-1$

SiftDown( $H, i$ ):

**if**  $i$  tiene hijos :

$j \leftarrow$  hijo de  $i$  con mayor prioridad

**if**  $H[j] > H[i]$  :

$H[j] \rightleftharpoons H[i]$

      SiftDown( $H, j$ )

Para un arreglo de largo  $n$ , este método es  $\mathcal{O}(\log(n))$   
gracias a que es un árbol casi-lleno

# Balance en heaps: inserción

La inserción sigue la misma idea de la extracción

**input** : heap como arreglo  $H[0 \dots n-1]$ , elemento  $e$

Insert( $H$ ):

$i \leftarrow$  primera celda vacía de  $H$

$H[i] \leftarrow e$

SiftUp( $H, i$ )

La inserción se hace al final del arreglo y luego se reubica con SiftUp

## Balance en heaps: inserción

**input** : heap representado como arreglo  $H[0 \dots n-1]$ ,  
índice  $0 \leq i \leq n-1$

SiftUp( $H, i$ ):

**if**  $i$  tiene padre :

$j \leftarrow \lfloor i/2 \rfloor$

**if**  $H[j] < H[i]$  :

$H[j] \rightleftharpoons H[i]$

      SiftUp( $H, j$ )

Para un arreglo de largo  $n$ , este método también es  $\mathcal{O}(\log(n))$

# Sumario

Introducción

Heaps

**Heapsort**

Cierre

# Construcción de un heap

La inserción que vimos permite agregar un **único** elemento a un heap  $H$  preexistente

Si tenemos un arreglo  $A$  y queremos obtener un heap podemos usar una de dos estrategias

1. Iterar para cada elemento de  $A$ , insertando sobre un heap originalmente vacío
2. Utilizar `SiftDown` para ciertos elementos de  $A$

Esta última forma es *in place* y sencilla



# Construcción de un heap

**input** : arreglo  $A[0 \dots n-1]$

BuildHeap( $A$ ):

**for**  $i = \lfloor n/2 \rfloor - 1 \dots 0$  :       $\triangleright$  loop decreciente

        SiftDown( $A, i$ )

**Observación:** los elementos de  $A$  en los cuales no se llama directamente SiftDown son hojas del último nivel del árbol

Respecto a su complejidad

- La complejidad asintótica *directa* es  $\mathcal{O}(n \log(n))$
- Se puede demostrar que una mejor cota es  $\mathcal{O}(n)$

BuildHeap deja  $A$  como un heap en tiempo  $\mathcal{O}(n)$

# Heaps para ordenar

Ya sabemos crear un heap a partir de un arreglo cualquiera

Y sabemos la propiedad de heap: cada nodo es estrictamente mayor que sus descendientes

¿Podemos aprovechar estos hechos para ordenar un arreglo  $A$ ?

# Ordenando con heaps

Dado un heap  $H$

- Su raíz es estrictamente mayor a todos los otros nodos
- Debe ser el último elemento del arreglo ordenado

Si sabemos que el último elemento del arreglo luego del intercambio **está ordenado**

- No queremos moverlo más
- Es decir, reducimos el **tamaño del heap**
- A este parámetro le llamamos  $A.heap\_size$

Cambiamos el tamaño del heap para que SiftDown sepa hasta dónde llegar moviendo elementos

# Ordenando con heaps

**input** : arreglo  $A[0 \dots n-1]$

HeapSort( $A$ ):

    BuildHeap( $A$ )

**for**  $i = n-1 \dots 1$  :      ▷ loop decreciente

$A[0] \rightleftharpoons A[i]$

$A.\text{heap\_size} = A.\text{heap\_size} - 1$

        ShiftDown( $A, 0$ )

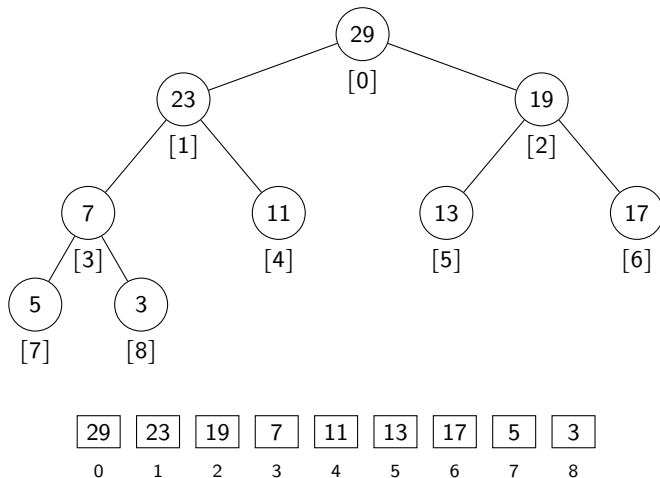
Respecto a su complejidad

- BuildHeap  $\mathcal{O}(n)$
- SiftDown se repite  $\mathcal{O}(n)$  veces  $\mathcal{O}(n \log(n))$
- Total  $\mathcal{O}(n + n \log(n)) = \mathcal{O}(n \log(n))$

HeapSort ordena en tiempo  $\mathcal{O}(n \log(n))$

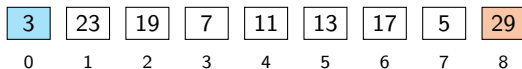
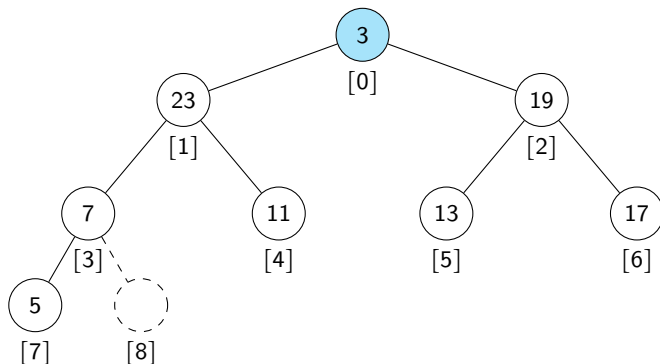
# Heapsort en acción

Supongamos que ya contamos con el heap resultante de BuildHeap



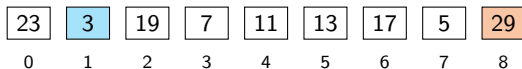
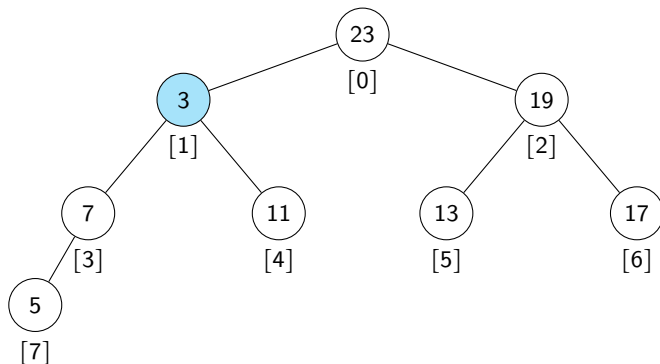
# Heapsort en acción

Movemos el primer elemento y reducimos el tamaño del heap en 1



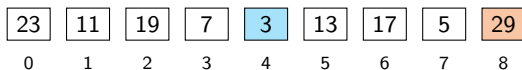
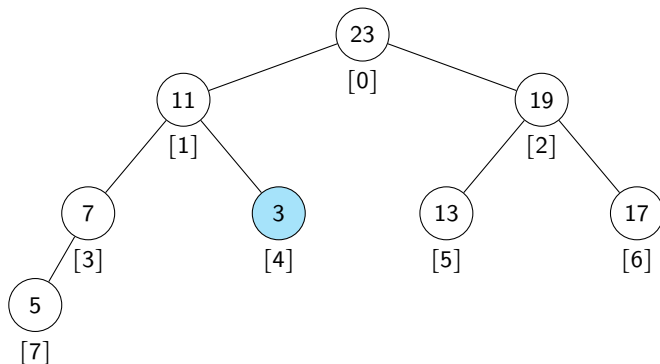
# Heapsort en acción

Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 0)$  (el heap es  $A[0 \dots 7]$ )



# Heapsort en acción

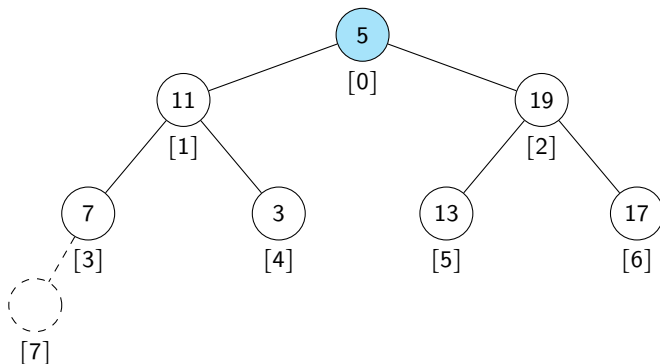
Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 1)$  (el heap es  $A[0 \dots 7]$ )





# Heapsort en acción

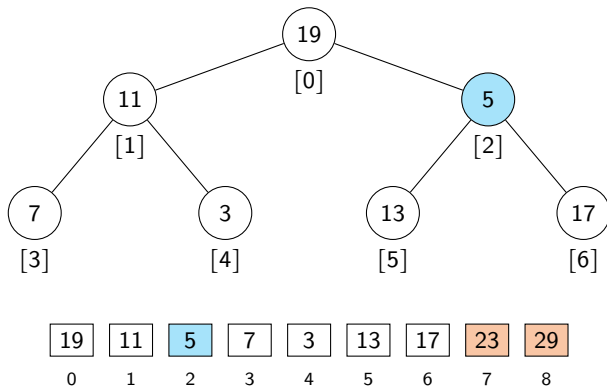
Repetimos el proceso con la nueva raíz



5	11	19	7	3	13	17	23	29
0	1	2	3	4	5	6	7	8

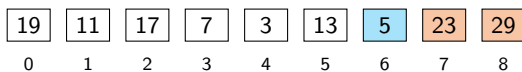
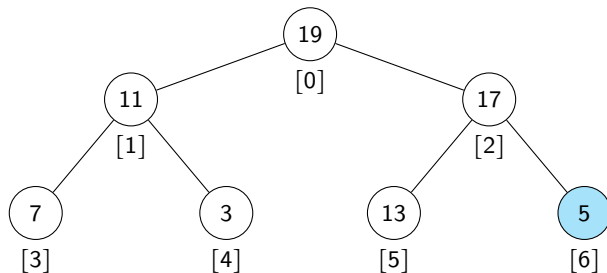
# Heapsort en acción

Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 0)$  (el heap es  $A[0 \dots 6]$ )



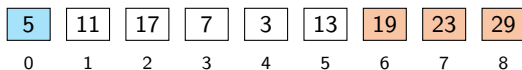
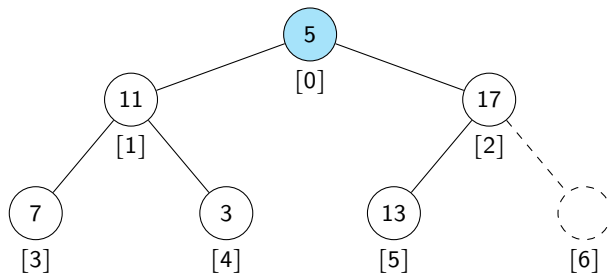
# Heapsort en acción

Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 2)$  (el heap es  $A[0 \dots 6]$ )



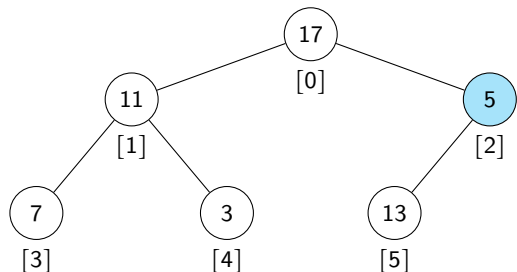
# Heapsort en acción

Repetimos el proceso con la nueva raíz



# Heapsort en acción

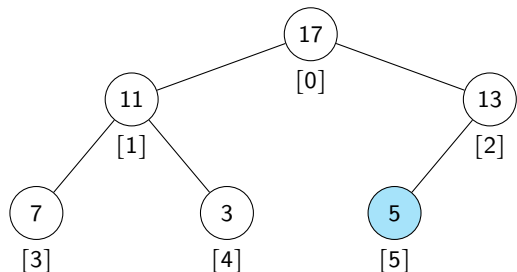
Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 0)$  (el heap es  $A[0 \dots 5]$ )



17	11	5	7	3	13	19	23	29
0	1	2	3	4	5	6	7	8

# Heapsort en acción

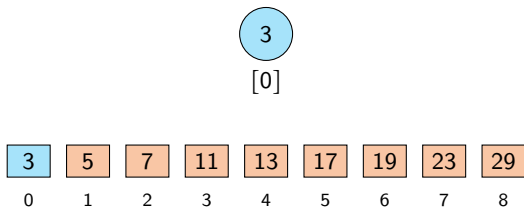
Aplicamos  $\text{SiftDown}(A, 2)$  (el heap es  $A[0 \dots 5]$ )



17	11	13	7	3	5	19	23	29
0	1	2	3	4	5	6	7	8

# Heapsort en acción

El proceso termina cuando queda solo un nodo en el heap: es el mínimo



# Sumario

Introducción

Heaps

Heapsort

**Cierre**



# Objetivos de la clase

- ☐ Comprender el concepto de cola de prioridad
- ☐ Comprender la estructura de heaps binarios y su propiedad de heap
- ☐ Comprender operaciones básicas en heaps
- ☐ Aplicar heaps para ordenar