

Transparencias

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Índice de contenidos

Tema	Título	Página
1	Introducción a la algoritmia	3
2.1	Preliminares matemáticos	65
2.2	Notaciones asintóticas	117
3.1	Análisis de algoritmos iterativos	169
3.2	Análisis de algoritmos recursivos	194
4	Introducción a la recursividad	243
5	Divide y vencerás	328
6	Vuelta atrás – Backtracking	396
7	Algoritmos voraces	470

Tema 1

Introducción a la algoritmia

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Universidad
Rey Juan Carlos



Contenido

- 1 Problemas y algoritmos
- 2 Complejidad computacional
- 3 Problemas de optimización
- 4 Problemas en IA



Problemas computacionales y algoritmos



Problema computacional

- Objeto matemático que representa un conjunto de preguntas que queremos resolver (con la ayuda de computadoras)
- Usa *precondiciones* y *postcondiciones* para describir las salidas o acciones adecuadas para unas entradas (instancias) válidas
- El enunciado especifica la relación entre las entradas y las salidas
- Una instancia del problema define las entradas necesarias para calcular la solución del problema
- Pueden verse como colecciones (a menudo infinitas) de instancias, junto con las soluciones a cada instancia



Problemas computacionales

Ejemplo: problema de ordenación

- Entradas: una secuencia de n números $\langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$
- Salidas: Una permutación (reordenación) $\langle a'_1, a'_2, \dots, a'_n \rangle$ de la secuencia de entrada tal que $a'_1 \leq a'_2 \leq \dots \leq a'_n$
- Una posible instancia (entrada): $\langle 3, 14, 7, 1, 8, 12 \rangle$
- La solución (salida): $\langle 1, 3, 7, 8, 12, 14 \rangle$



Tipos de problemas computacionales

- Matemáticos o lógicos (funciones)
- De decisión (salida binaria/booleana)
- De ordenación
- De búsqueda
- Combinatorios
- Optimización
- Geométricos
- Sobre grafos
- Sobre cadenas
- ⋮

Algunos problemas pueden pertenecer a varias categorías



Algoritmo

- No hay una definición formal aceptada de “algoritmo”
- Procedimiento, conjunto de instrucciones, “receta”, etc., que define una serie de pasos, bien definidos, tales que lleven a obtener las salidas adecuadas para un conjunto de datos de entrada
- La secuencia de pasos no tiene por qué ser determinista
- Un algoritmo es **correcto** si para cada instancia de entrada para con el resultado correcto
- En ese caso, decimos que el algoritmo *resuelve* el problema computacional
- Algoritmos incorrectos también pueden ser útiles, si el error que cometen puede ser controlado



Algoritmos según su implementación

- Iterativos/recursivos
 - Todo algoritmo iterativo se puede expresar de forma recursiva y viceversa
- Lógicos
 - Los algoritmos son procesos de deducción lógica controlada
- En serie, paralelos o distribuidos
 - Los algoritmos paralelos o distribuidos dividen los problemas en subproblemas que son tratados en diferentes procesadores o máquinas, para posteriormente combinar los resultados



Algoritmos según su implementación

- Deterministas o no deterministas
 - Deterministas: siempre toman la misma decisión en cada paso del algoritmo
 - No deterministas: utilizan algún grado de aleatoriedad para tomar decisiones. Emplean heurísticas, generalmente derivadas del conocimiento humano para tomar mejores decisiones
- Exactos o aproximados
 - Exactos: alcanzan la solución exacta
 - Aproximados: buscan una solución que se aproxime a la verdadera. Son útiles para problemas duros o intratables



Algoritmos según el paradigma de diseño

- Divide o vencerás
- Fuerza bruta o exhaustivos
 - *Backtraking* o “vuelta atrás”
- Algoritmos voraces
- Programación dinámica
 - En la asignatura “Algoritmos avanzados”



Algoritmos a partir de propiedades matemáticas

- **Algoritmo de Euclides**

- Máximo común divisor de dos números naturales
- Hay dos versiones:

$$mcd1(m, n) = \begin{cases} n & \text{si } m = 0 \\ mcd1(n, m) & \text{si } m > n \\ mcd1(m, n - m) & \text{si } (m \leq n) \text{ y } (m \neq 0) \end{cases}$$

$$mcd2(m, n) = \begin{cases} n & \text{si } m = 0 \\ mcd2(n \% m, m) & \text{si } m \neq 0 \end{cases}$$



Algoritmo de Euclides - Demostración *mcd1*

$$mcd1(m, n) = \begin{cases} n & \text{si } m = 0 \\ mcd1(n, m) & \text{si } m > n \\ mcd1(m, n - m) & \text{si } (m \leq n) \text{ y } (m \neq 0) \end{cases}$$

- Supongamos que $m \leq n$ (en caso contrario el propio algoritmo intercambia los parámetros)
- $m = az$, $n = bz$, con $a \leq b$
 - z son los factores primos (máximo común múltiplo)
 - a y b no comparten factores primos
- Hacemos $b = a + c$
- $n = bz = (a + c)z = (a_1 \cdots a_k + c_1 \cdots c_l)z$
 - No se puede sacar factor común. Si se pudiera sería otro factor de z .
 - a , c no comparten primos
- Por tanto, dado que $z = mcd1(az, bz) = mcd1(az, cz)$, y $c = b - a$ tenemos:

$$mcd1(m, n) = mcd1(az, bz) = mcd1(az, cz) = mcd1(m, n - m)$$



Algoritmo de Euclides - Demostración *mcd2*

$$mcd2(m, n) = \begin{cases} n & \text{si } m = 0 \\ mcd2(n \% m, m) & \text{si } m \neq 0 \end{cases}$$

- Supongamos que $m \leq n$ (en caso contrario el propio algoritmo intercambia los parámetros)
- $m = az$, $n = bz$, con $a \leq b$
 - z son los factores primos
 - a y b no comparten factores primos
- Hacemos $b = ac + d$, donde c y d son el cociente y el resto de b/a
- a y d no pueden compartir factores, de lo contrario serían también factores de b
- Por tanto:

$$z = mcd2(az, bz) = mcd2(dz, az) \Rightarrow mcd2(m, n) = mcd2(n \% m, m)$$



Introducción a las clases de complejidad computacional



Eficiencia en tiempo y espacio

- Escogeremos algoritmos con menor *complejidad computacional*
 - Coste polinómico
 - 1 (constante), $\log n$, n , $n \log n$, $n^2 \dots$
 - Coste mayor que polinómico
 - 2^n , $n!$, $n^n \dots$
- Notación también usada para problemas computacionales
 - Generalmente, para cualquier instancia de un tamaño dado

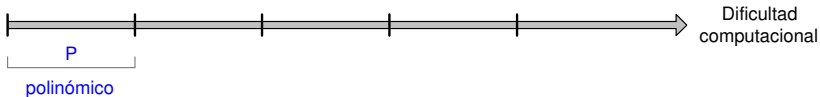


Clases de complejidad

- Los problemas (de decisión) se pueden categorizar en *clases de complejidad* según su dificultad computacional
- Clases más importantes:
 - P: resolubles en tiempo polinómico
 - NP: resolubles en tiempo polinómico mediante un *algoritmo no-determinista*
 - NP-completos: Los más difíciles de NP
 - NP-duros: Tan difícil o más que el problema más difícil en NP
- Otras:
 - EXP: resolubles en tiempo exponencial
 - R: resolubles en tiempo finito



P: computable en tiempo polinómico

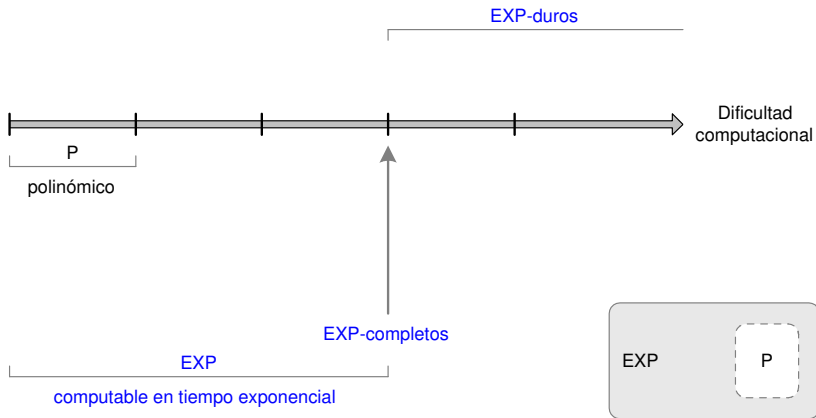


P: computable en tiempo polinómico

- $\mathcal{O}(p(n))$
 - $p(n)$: polinomio (de variable n)
- Ejemplos:
 - Búsqueda
 - Ordenación
 - Multiplicación de matrices
 - Sistemas de ecuaciones lineales
 - Algoritmo de Dijkstra (camino más corto)
 - Problemas de programación lineal
 - Problemas de optimización convexa



EXP: computable en tiempo exponencial

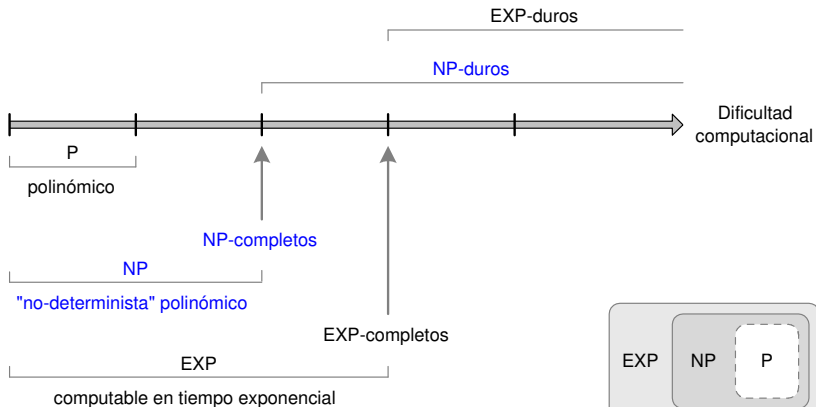


EXP: computable en tiempo exponencial

- $\mathcal{O}(2^{p(n)})$
 - $p(n)$: polinomio (de variable n)
- Ajedrez en tablero general $n \times n$. Juegan las blancas ¿Ganan?
 - $\in \text{EXP}$, $\notin \text{P}$
 - \in **EXP-completo**
 - Tan difícil como cualquier otro problema $\in \text{EXP}$
- Damas, Go (generales)
- **EXP-duro**: Tan difícil o más que el problema más difícil en EXP



NP: tiempo polinómico no determinista



¿P = NP?
Problema del milenio



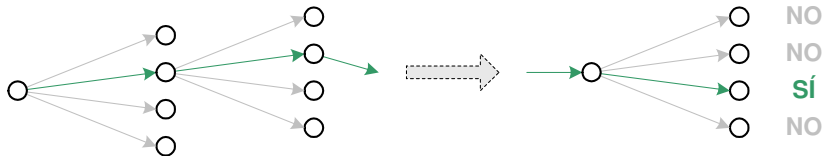
NP: tiempo polinómico no determinista

- *Nondeterministic polynomial time*
 - ¡¡¡NP no significa “tiempo no polinómico”!!!
- **NP**: Problemas de decisión que pueden ser resueltos en tiempo *polinómico* por un algoritmo *no determinista* “con suerte”
- **NP-completo**: Los problemas más difíciles de NP
- **NP-duro**: Tan difícil o más que el problema más difícil de NP



Algoritmo no determinista “con suerte”

- Toma decisiones aleatorias (adivina)
 - ¡¡Siempre acierta!!
- Si el resultado del problema de decisión es **SÍ** (o verdadero) las decisiones aleatorias conducen a obtener ese **SÍ**



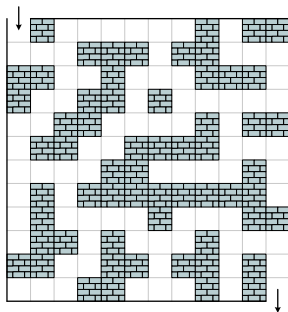
Ejemplo: búsqueda no determinista

```
1 Algoritmo busquedaNoDeterminista(A,n,elemento) #  $O(1)$ 
2 {
3     j = escojeIndice(); # No determinista  $O(1)$ 
4
5     if(A[j]==elemento)
6     {
7         print(j);
8         exito();
9     }
10    else
11    {
12        print(-1);
13        fracaso();
14    }
15 }
```



Ejemplo de problema en NP (y P)

- Problema: ¿es posible encontrar un camino por un laberinto de tamaño $n \times n$?
 - Se puede resolver en tiempo polinómico por algoritmo no determinista con suerte \Rightarrow el problema \in NP
- ¿Se puede resolver también por un algoritmo determinista en tiempo polinómico?
 - En ese caso el problema \in P
 - Recordad: $P \subseteq NP$
 - Este problema sí está en P (Dijkstra)



NP: verificación de soluciones

- Definición equivalente de clase NP:
 - Un problema de decisión \in NP si se puede verificar, en tiempo polinómico, si una solución conduce a un **SÍ**
- Problema del laberinto $n \times n$
 - Podemos verificar, en tiempo polinómico, que una secuencia de pasos (de longitud $\leq n^2$) es un camino a través del laberinto



Ejemplos de problemas en NP

- Tetris
 - Te dan una lista de piezas en orden
 - ¿Podrías sobrevivir?
 - Claramente se podría resolver en tiempo exponencial
- Factorización de un entero en producto de números primos
 - Fundamental en criptografía
- Problema (de decisión) del viajante de comercio
 - ¿Es posible obtener una solución con valor menor que una cierta cantidad?



Ejemplos de problemas en NP-completo

- Satisfacibilidad booleana (SAT)
 - Primer problema demostrado \in NP-completo (Cook, 1971)
 - Ejemplo: ¿existen valores booleanos para x_1 , x_2 , x_3 y x_4 tal que $(x_1 \vee \neg x_3) \wedge (\neg x_2 \vee x_3 \vee \neg x_4)$ sea cierto?
- 21 problemas NP-completos de Karp (1972)
- Suma de subconjuntos
 - Dado un conjunto de enteros, ¿existe algún subconjunto cuya suma sea exactamente cero?
- Problemas de optimización
 - Problema del viajante de comercio
 - Problema de la mochila 0/1



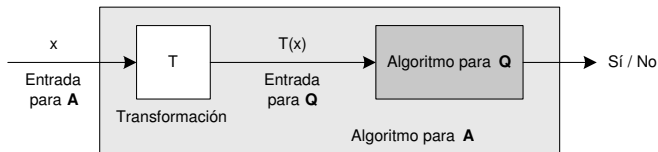
Importancia de conocer problemas NP-completos

- Parecen inocentes
 - A veces se parecen mucho a problemas para los que sí que existen algoritmos eficientes
- Aparecen frecuentemente
- Soluciones aproximadas
 - Un programador no experimentado puede perder mucho tiempo intentando diseñar un algoritmo eficiente sin éxito
 - Si demuestras que tu problema es NP-completo (o NP duro) puedes recurrir a soluciones aproximadas



Reducciones

- ¿Cómo demostrar que un problema **A** es NP-completo?
 - 1 Demostrar $A \in NP$
 - 2 Demostrar que es NP-duro
 - Lo más habitual: “Reducir” un problema NP-completo **Q** a **A**
- Reducción
 - En general: transformar cada instancia de un problema **A** a otra de un problema **Q**, y resolver **Q**



- Si **Q** NP-completo demostrar que **A** es tan difícil o más que **Q**
- Cada problema NP-completo se puede reducir a los demás



Reducciones

- Técnica de diseño de algoritmos
 - “Transforma y vencerás”
 - ¿Se puede transformar un problema en otro que sepamos resolver eficientemente?
- Ejemplos
 - Camino más corto por grafo no ponderado
 - Camino más corto por grafo ponderado (p.e., algoritmo de Dijkstra), dando el mismo peso a todas las aristas
 - Camino más corto considerando productos de pesos
 - Aplicar logaritmos a los pesos
 - Camino más largo
 - Multiplicar los pesos por -1

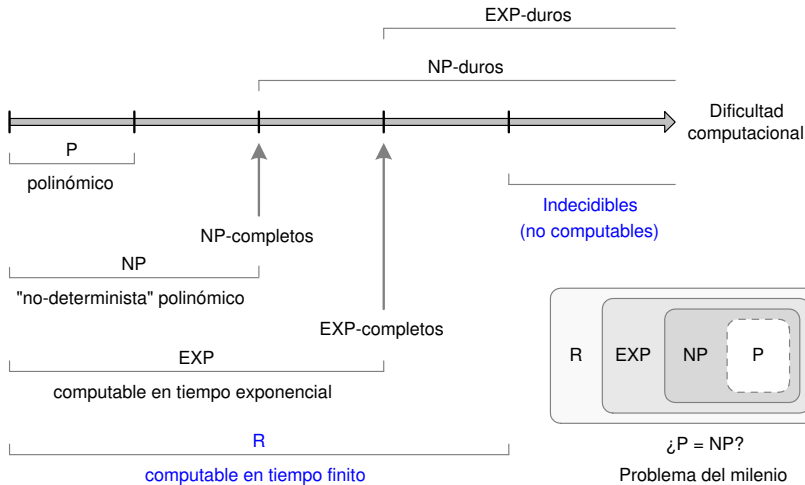


Conjetura ¿P = NP?

- Uno de los problemas matemáticos del milenio no resuelto
 - \$1.000.000 (*Clay Mathematics Institute*)
 - ¡¡Poca cantidad!!
 - Si existiera (se encontrara) un algoritmo polinómico para resolver un problema NP-completo $\Rightarrow P = NP$
- Opinión mayoritaria: $P \neq NP$
- $P \neq NP$ equivale a:
 - No puedes implementar la “suerte” al adivinar
 - Hay problemas para los que obtener una solución es más difícil que verificarla



R: computable en tiempo finito



Problemas no computables

- R: computable en tiempo finito
- R = “recursivo” (no en el sentido de función recursiva que se llama a sí misma)
- Problemas no computables \equiv indecidibles \equiv no “recursivos”
 - No existen algoritmos que los resuelvan
 - Ejemplo más conocido: problema de la parada
 - Determinar si *cualquier* programa va a parar en tiempo finito



Problema de la parada

```
1 def Termina(p, x): # p es un programa, x sus entradas
2   # Supongamos que resuelve el problema de la parada
3   # Devuelve True si p(x) termina, y False en otro caso
```

```
1 def d(w): # w es un programa
2   if Termina(w, w):
3     while True: pass # Bucle infinito
```

$d(w)$ termina $\Leftrightarrow w(w)$ nunca termina

```
1 d(d):
2   if Termina(d, d):
3     while True: pass
```

$d(d)$ termina $\Leftrightarrow d(d)$ nunca termina ¡Contradicción!

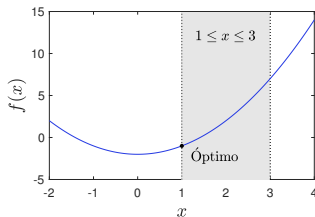
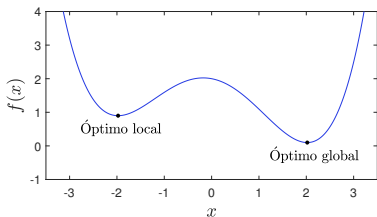


Problemas de optimización



Problemas matemáticos de optimización

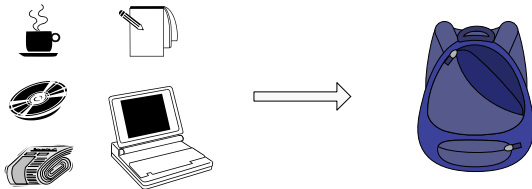
- Importante clase de problemas computacionales
- Maximizar/minimizar una *función objetivo*
 - Encontrar las variables (“parámetros”) donde una función toma su mayor/menor valor
 - Las variables deben satisfacer *restricciones* que definen la *región factible* donde se encontrará la solución



Ejemplo

Problema de la mochila 0/1

- Considérese un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i y un valor v_i , para $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C , que es el máximo peso que puede soportar la mochila.
- Seleccionar el subconjunto de objetos que puedan introducirse en la mochila, sin sobrepasar la capacidad C , tal que la suma de sus valores sea máxima.



Notación matemática

minimiza $f_0(\mathbf{x})$

\mathbf{x}

sujeto a $f_i(\mathbf{x}) \leq b_i, \quad i = 1, \dots, m$

- f_0 es la *función objetivo*
- \mathbf{x} representa varias variables
 - \mathbf{x} no tiene por qué ser un escalar
- $f_i(\mathbf{x}) \leq b_i, \quad i = 1 \dots, m$ son las *restricciones*
 - El propósito es hallar los valores de \mathbf{x} que optimicen la función
 - Un problema de maximización se puede convertir fácilmente a uno de minimización: cambiando el signo de f_0



Ejemplo

Problema de la mochila 0/1

$$\begin{array}{ll} \text{maximiza} & \sum_{i=1}^n x_i v_i \\ \mathbf{x} & \end{array}$$

$$\text{sujeto a } x_i \in \{0, 1\}, \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$

- Las variables x_i determinan si se introduce el objeto i en la mochila (x es un vector)
- C , p_i , v_i son datos del problema (indican una instancia concreta)
- Es un problema NP-completo



Problemas lineales

- f_0, \dots, f_m son **funciones lineales**:

$$f_i(\alpha \mathbf{x}_1 + \beta \mathbf{x}_2) = \alpha f_i(\mathbf{x}_1) + \beta f_i(\mathbf{x}_2)$$

$$\forall \mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2 \in \mathbb{R}^n$$

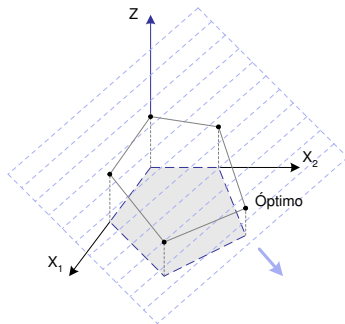
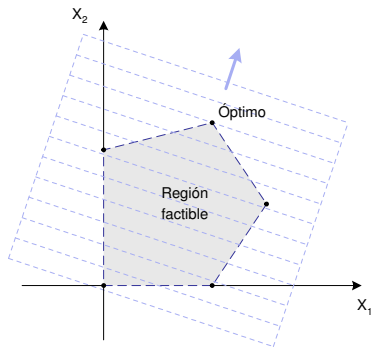
$$\forall \alpha, \beta \in \mathbb{R}$$

- No lineal, si no cumple lo anterior
- Los problemas lineales suelen llamarse “problemas de *programación lineal*”
- Son estudiados en profundidad por la *Investigación Operativa*



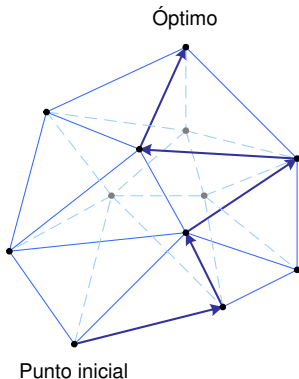
Problemas lineales – interpretación geométrica

- Función objetivo: *hiperplano*
- Restricciones: también *hiperplanos*
 - Definen una región factible (donde debe estar la solución)



Problemas lineales – algoritmo Simplex

- Parte de un punto inicial
 - Vértice de región factible (poliedro convexo)
- Avanza por aristas hasta un vértice mejor
 - Hasta encontrar el óptimo
- Hay otros algoritmos para resolver problemas lineales



Problemas convexos

- f_0, \dots, f_m son **funciones convexas**:

$$f_i(\alpha \mathbf{x}_1 + \beta \mathbf{x}_2) \leq \alpha f_i(\mathbf{x}_1) + \beta f_i(\mathbf{x}_2)$$

$$\forall \mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2 \in \mathbb{R}^n$$

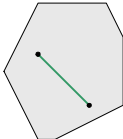
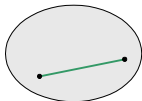
$$\forall \alpha, \beta \in [0, 1], \text{ donde } \alpha + \beta = 1$$

- Las restricciones definen un **conjunto convexo**
- No convexo, si no cumple lo anterior
- Los problemas lineales son convexos
- Se pueden resolver en **tiempo polinómico**

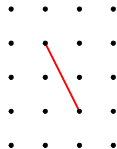
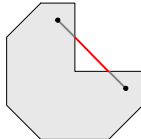


Conjuntos convexos

- Cualquier segmento entre dos puntos del conjunto debe estar completamente contenido en el conjunto



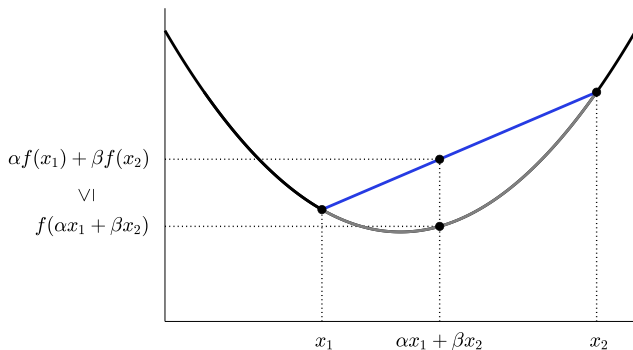
Conjuntos convexos



Conjuntos no convexos

Funciones convexas

Función convexa

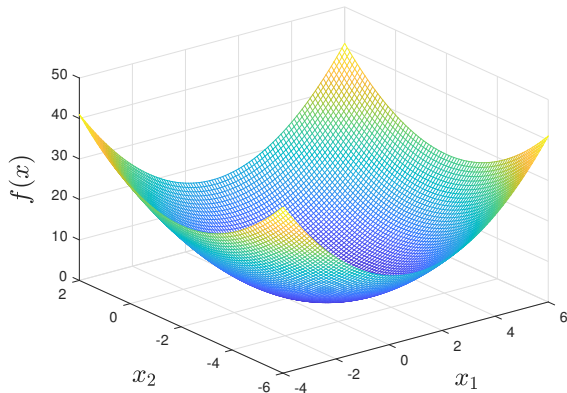


$$f_i(\alpha \mathbf{x}_1 + \beta \mathbf{x}_2) \leq \alpha f_i(\mathbf{x}_1) + \beta f_i(\mathbf{x}_2)$$



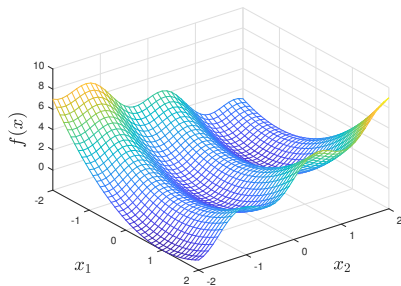
Funciones convexas

Función convexa

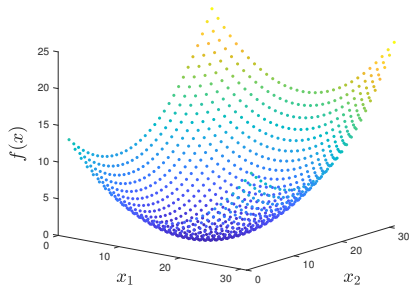


Funciones no convexas

Función no convexa



Función no convexa



- Pueden tener múltiples óptimos locales
- Si el dominio es discreto no tiene sentido hablar de una función convexa



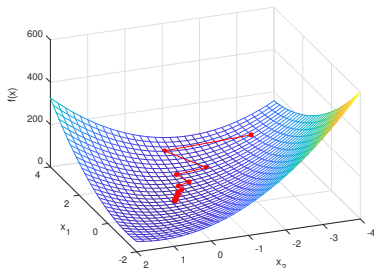
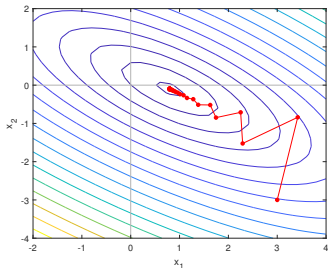
Funciones no convexas

- Tienen varios óptimos locales
- No siempre se pueden resolver en tiempo polinómico
- Para “resolverlos” se recurre a *heurísticas*, pero no garantizan llegar al óptimo global
 - Búsqueda aleatoria
 - Algoritmos genéticos
- Teorema “no hay comida gratis”: ninguna heurística es mejor que todas en general



Descenso/ascenso de gradiente

- **Gradiente:** vector de derivadas parciales de una función
- Indica la dirección de mayor pendiente en un punto
- Algoritmo iterativo asciende o desciende poco a poco hasta llegar a un óptimo



Descenso/ascenso de gradiente – pseudocódigo

```
function ALGORITMODESCENSOGRADIENTE()
```

```
   $\vec{x} \leftarrow \vec{x}_0$  ▷ Aproximación inicial
```

```
   $\vec{g} \leftarrow \text{calculaGradiente}(\vec{x})$  ▷ Gradiente en  $x$ 
```

```
  while  $\|\vec{g}\| > \epsilon$  do ▷ Iterar hasta que el módulo del  
                                ▷ gradiente sea muy pequeño
```

```
     $\vec{x} \leftarrow \vec{x} - \alpha \cdot \vec{g}$  ▷ Actualizar aproximación en  
                                ▷ dirección del gradiente
```

```
     $\vec{g} \leftarrow \text{calculaGradiente}(\vec{x})$  ▷ Actualizar gradiente
```

```
  return  $\vec{x}$  ▷ Devolver aproximación final
```

- Hay muchos más algoritmos (y mejores)
 - Puede no converger o ser muy lento

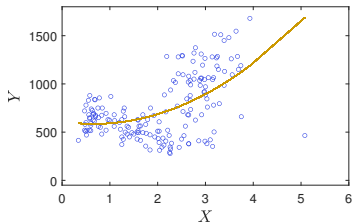
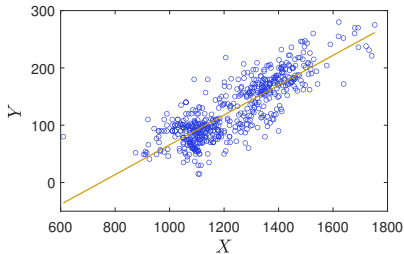


Introducción a problemas en Inteligencia Artificial, Aprendizaje Automático y Ciencia de Datos



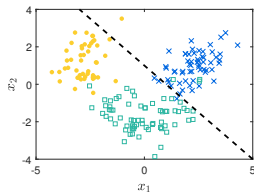
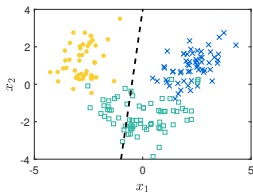
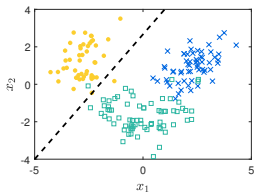
Predicción - Regresión

- Predices un valor real
- Generas un modelo matemático que se ajuste a los datos lo mejor posible
 - ¿Qué tipo de modelo?
 - ¿Mejor posible en qué sentido?



Predicción - Clasificación

- Predices una clase (categoría)
- Generas un modelo matemático que defina fronteras entre las clases en el espacio de los datos, para separar las clases lo mejor posible
 - ¿Qué tipo de modelo y fronteras?
 - ¿Mejor posible en qué sentido?



Predicción

- Para estos “problemas” no hay una solución “correcta”
 - Los modelos se crean con unos datos disponibles (de entrenamiento)
 - El rendimiento a la hora de predecir depende de nuevos datos (de test)
- No se conoce la relación entre entradas y salidas completamente
 - No podemos hablar de un “problema computacional”
 - Especificarla (matemática o lógicamente) suele ser complicadísimo
 - No podremos elaborar un algoritmo



Aprendizaje automático

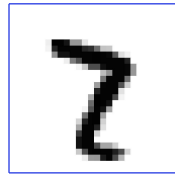
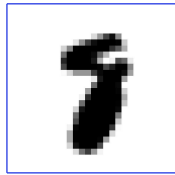
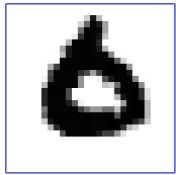
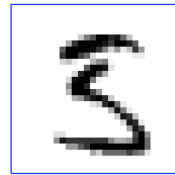
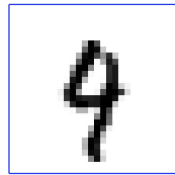
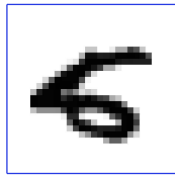
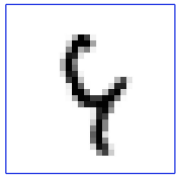
- Construir algoritmos a través de ejemplos
 - Caso concreto: reconocimiento de dígitos escritos a mano:



Base de datos MNIST

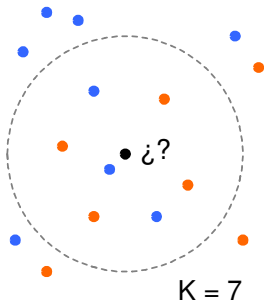


Dígitos difíciles



Técnicas: problemas computacionales concretos

● Enfoque 1:

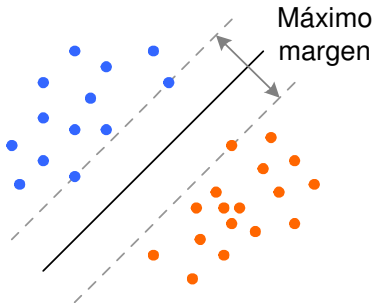


$K = 7$

K vecinos más cercanos

K-NN (K - nearest neighbors)

● Enfoque 2:



Máquinas de vectores soporte

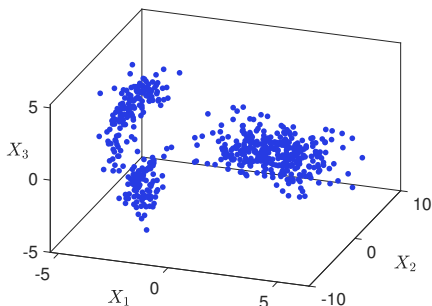
SVM (support vector machines)

● Hay muchos más enfoques

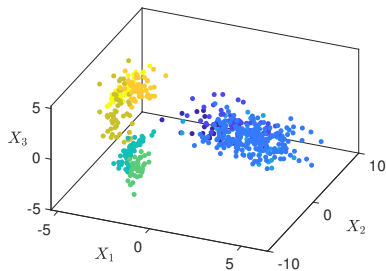
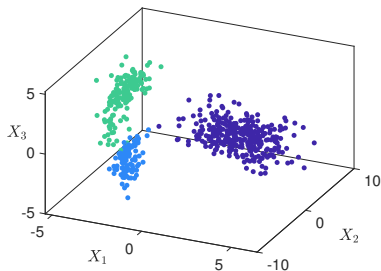


Clustering – agrupamiento

- La única información con la que contamos es la posición de los puntos (no hay información sobre clases)
- Queremos encontrar una agrupación o partición “razonable”



Posibles agrupaciones

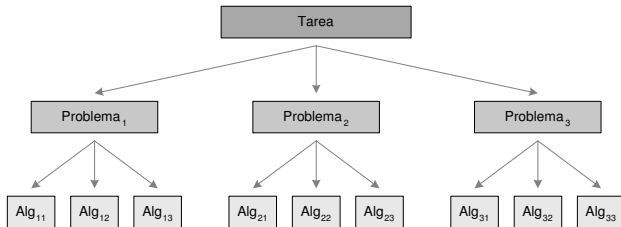


- ¿Cuál es la agrupación correcta? No se sabe...
 - La tarea no está claramente definida
 - Aunque existen medidas de bondad para evaluar la calidad de una agrupación

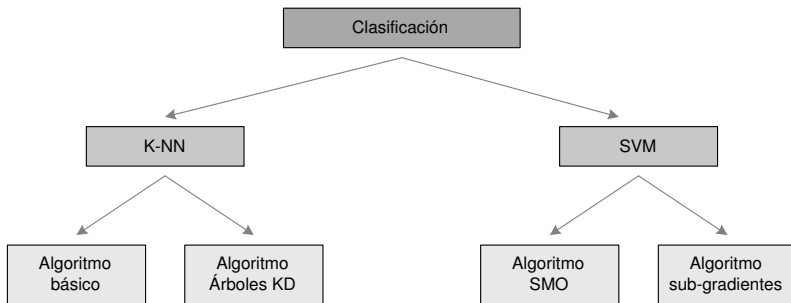


Tareas – Problemas – Algoritmos

- Existen “**tareas**” generales en ciencias e ingenierías que no se pueden definir como problemas computacionales
- Para abordarlas se plantean **problemas** computacionales concretos
- Los problemas computacionales se resuelven mediante **algoritmos**



Tareas – Problemas – Algoritmos: Clasificación



- Hay numerosos problemas y algoritmos alternativos
- Actualmente las redes neuronales artificiales profundas (*deep learning*) ofrecen el mejor rendimiento en muchas tareas



Tema 2.1

Preliminares matemáticos

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023

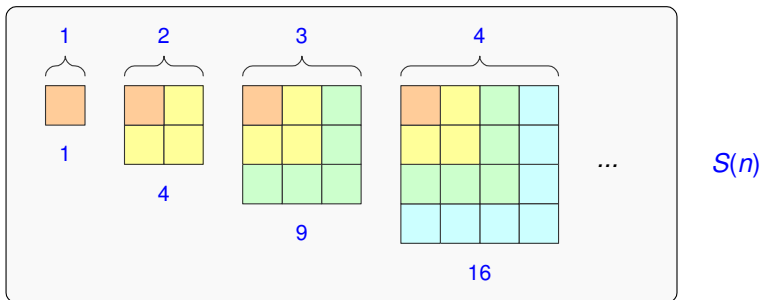


Universidad
Rey Juan Carlos



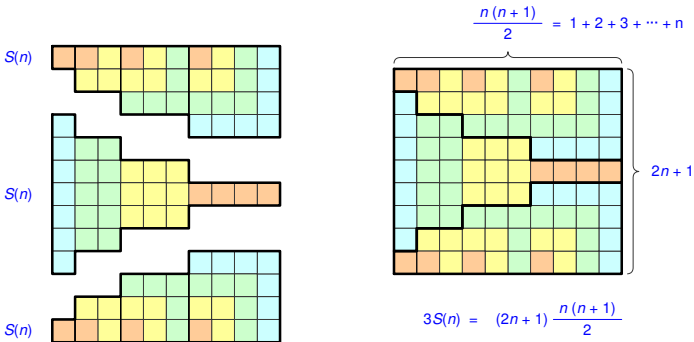
Suma de los primeros n cuadrados: demostración

Usaremos esta descomposición de la suma de cuadrados:



Suma de los primeros n cuadrados: demostración

Demostración visual:



$$S(n) = \frac{n(2n + 1)(n + 1)}{6}$$



Suma de los primeros n cubos

$$S(n) = \sum_{i=1}^n i^3 = \left(\sum_{i=1}^n i \right)^2 = \left(\frac{n(n+1)}{2} \right)^2$$

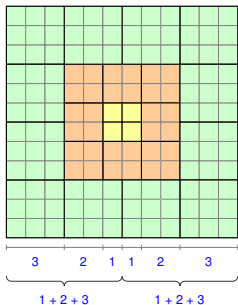
Se puede ver gracias a:

$$\begin{aligned} 1^3 &= 1 = 1^2 = (1)^2 \\ 1^3 + 2^3 &= 9 = 3^2 = (1+2)^2 \\ 1^3 + 2^3 + 3^3 &= 36 = 6^2 = (1+2+3)^2 \\ 1^3 + 2^3 + 3^3 + 4^3 &= 100 = 10^2 = (1+2+3+4)^2 \end{aligned}$$



Suma de los primeros n cubos

Demostración visual:



$$\text{Área total} = [2(1 + 2 + 3 + \dots + n)]^2$$

$$4 \cdot 1^2 = 4 \cdot 1^3$$

$$8 \cdot 2^2 = 4 \cdot 2^3$$

$$12 \cdot 3^2 = 4 \cdot 3^3$$

$$\vdots$$

$$4n \cdot n^2 = 4 \cdot n^3$$

$$\text{Área total} = 4 \cdot S(n)$$

$$S(n) = 1^3 + 2^3 + 3^3 + \dots + n^3 = (1 + 2 + 3 + \dots + n)^2 = \left(\frac{n(n+1)}{2}\right)^2$$

Sumatorios telescópicos

$$S(n) = \sum_{i=1}^n (a_i - a_{i-1}) = a_n - a_0$$

Demostración:

$$S(n) = -a_0 + \underbrace{a_1 - a_1}_0 + \underbrace{a_2 - a_2}_0 \cdots + \underbrace{a_{n-1} - a_{n-1}}_0 + a_n = a_n - a_0$$

Ejemplo:

$$\sum_{i=1}^{n-1} \frac{1}{i(i+1)} = \sum_{i=1}^{n-1} \left(\frac{1}{i} - \frac{1}{i+1} \right) = +1 - \frac{1}{2} + \frac{1}{2} - \frac{1}{3} + \cdots + \frac{1}{n-1} - \frac{1}{n} = 1 - \frac{1}{n}$$

Hemos hecho: $a_i = -1/(i+1)$

$$\sum_{i=1}^{n-1} \frac{1}{i(i+1)} = \sum_{i=1}^{n-1} \left(+ \left(-\frac{1}{i+1} \right) - \left(-\frac{1}{i} \right) \right) = -\frac{1}{n} - (-1) = 1 - \frac{1}{n}$$



Suma de las primeras n potencias

- Método general para hallar $S(n) = \sum_{i=1}^n i^p$

- Es necesario conocer $\sum_{i=1}^n i^k$ para $k < p$

- Ejemplo: $S_3 = \sum_{i=1}^n i^3$. Necesitamos:

$$S_0 = \sum_{i=1}^n i^0 = n$$

$$S_1 = \sum_{i=1}^n i^1 = \frac{n(n+1)}{2}$$

$$S_2 = \sum_{i=1}^n i^2 = \frac{(2n+1)n(n+1)}{6}$$



Suma de las primeras n potencias

- Se plantea el sumatorio telescópico: $S = \sum_{i=1}^n [(i+1)^{p+1} - i^p]$

- En el ejemplo ($p = 3$): $S = \sum_{i=1}^n [(i+1)^4 - i^4]$

- Al ser telescópico: $S = \sum_{i=1}^n [(i+1)^4 - i^4] = (n+1)^4 - 1^4$

- y desarrollando:

$$\begin{aligned} S &= \sum_{i=1}^n [i^4 + 4i^3 + 6i^2 + 4i + 1 - i^4] \\ &= \sum_{i=1}^n [4i^3 + 6i^2 + 4i + 1] \\ &= 4S_3 + 6S_2 + 4S_1 + S_0 \end{aligned}$$



Suma de las primeras n potencias

- Igualando ambas expresiones:

$$(n+1)^4 - 1^4 = 4S_3 + 6S_2 + 4S_1 + S_0$$

$$4S_3 = (n+1)^4 - 1 - 6S_2 - 4S_1 - S_0$$

- Desarrollando y sustituyendo S_0 , S_1 y S_2 :

$$4S_3 = n^4 + 4n^3 + 6n^2 + 4n + 1 - 1 - 2n^3 - 3n^2 - n - 2n^2 - 2n - n$$

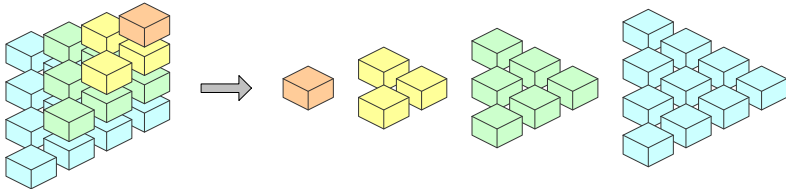
$$4S_3 = n^4 + 2n^3 + n^2$$

$$S_3 = \frac{n^4 + 2n^3 + n^2}{4} = \left[\frac{n(n+1)}{2} \right]^2 = (1 + 2 + \dots + n)^2$$



Ejercicio

- Contar el número de cajas para una pirámide de altura n



Solución

$$S(n) = 1 + (1+2) + (1+2+3) + \dots + (1+2+3+\dots+n)$$

- Agrupando los términos en cada paréntesis:

$$S(n) = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^i j = \sum_{i=1}^n \frac{i(i+1)}{2} = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n i^2 + \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n i$$

- Agrupando según el número de veces que se suma un determinado entero:

$$S(n) = \sum_{i=1}^n i(n-i+1) = n \sum_{i=1}^n i - \sum_{i=1}^n i^2 + \sum_{i=1}^n i$$

- La solución es:

$$S(n) = \frac{n(n+1)(n+2)}{6}$$



Sumas parciales de series geométricas

- Progresión aritmética: $a_i = a_{i-1} \cdot r$
 - $a_i = a_{i-1}r = a_{i-2}r^2 = \dots = a_0r^i$

- Fórmula general: $S(n) = \sum_{i=m}^n a_i = a_0 \sum_{i=m}^n r^i = a_0 \frac{r^{n+1} - r^m}{r - 1}$

Demostración (asumiendo $a_0 = 1$):

$$\begin{array}{r}
 S(n) = r^m + r^{m+1} + r^{m+2} + \dots + r^{n-1} + r^n \\
 rS(n) = + r^{m+1} + r^{m+2} + \dots + r^{n-1} + r^n + r^{n+1} \\
 \hline
 rS(n) - S(n) = -r^m + r^{n+1}
 \end{array}$$

$$S(n) = \sum_{i=m}^n r^i = \frac{r^{n+1} - r^m}{r - 1}$$



Sumas parciales de series geométricas

● Ejemplo 1

$$\bullet S(n) = \sum_{i=0}^{n-1} 2^i = 2^n - 1$$

$$\begin{array}{r} S(n) = 2^0 + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^{n-1} \\ rS(n) = + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^{n-1} + + 2^n \\ \hline 2S(n) - S(n) = -1 \phantom{+ 2^{n-1}} + 2^n \end{array}$$

$$S(n) = 2^n - 1$$

● Ejemplo 2

$$\bullet S(n) = \sum_{i=0}^{n-1} \frac{1}{2^i} = \sum_{i=0}^{n-1} \left(\frac{1}{2}\right)^i = \frac{\left(\frac{1}{2}\right)^n - 1}{\frac{1}{2} - 1} = \frac{\frac{1-2^n}{2^n}}{-\frac{1}{2}} = 2 \frac{2^n - 1}{2^n}$$



Aproximación por integrales

- Para muchos sumatorios no obtendremos una fórmula analítica
- Tendremos que recurrir a cotas
- Para $f(x)$ monótona creciente:

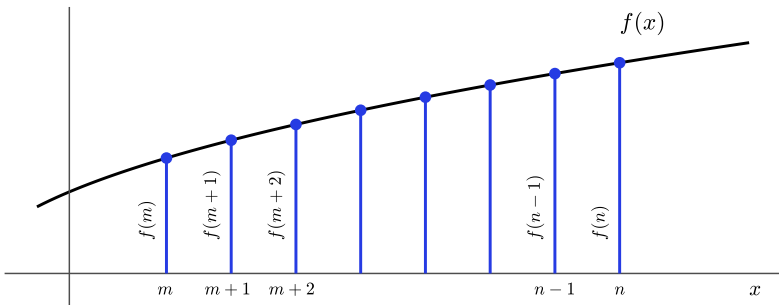
$$\int_{m-1}^n f(x)dx \leq \sum_{i=m}^n f(i) \leq \int_m^{n+1} f(x)dx$$

- Para $f(x)$ monótona decreciente:

$$\int_m^{n+1} f(x)dx \leq \sum_{i=m}^n f(i) \leq \int_{m-1}^n f(x)dx$$



Función creciente



$$\sum_{i=m}^n f(i) = \text{suma de longitudes de segmentos}$$

Tema 2.2

Notaciones asintóticas

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Contenido

1 Introducción

2 Notaciones asintóticas

- Cota superior \mathcal{O}
- Cota inferior Ω
- Cota ajustada Θ

3 Aspectos adicionales

4 Ordenación

- Ordenación en tiempo lineal
- Ordenación por comparación



Introducción



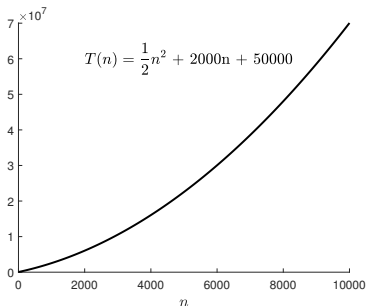
Notaciones asintóticas

- Nos interesa cómo crece el tiempo de ejecución
 - Según aumenta el tamaño de la entrada
 - “En el límite”, según el tamaño crece sin cota (hasta ∞)
- Eficiencia asintótica de algoritmos
 - Asumimos que las entradas son muy grandes
 - Nos interesa el “orden de crecimiento”
 - Las constantes y términos de orden inferior no son relevantes, al ser *dominados* por un término de orden superior
- El algoritmo con mejor coste o eficiencia asintótica suele ser la mejor elección
 - Salvo para entradas muy pequeñas



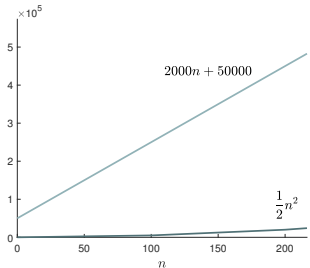
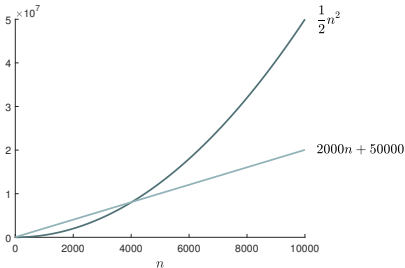
Tiempo de ejecución de un algoritmo

- Expresaremos el tiempo de ejecución mediante una fórmula (función) matemática
 - Generalmente la llamaremos $T(n)$
 - Es importante saber qué argumentos debe tomar dicha función
- Ejemplo:



- ¿Qué términos de $T(n)$ importan más para entender cómo crece?

Descomposición



- El término cuadrático determina el “orden” de crecimiento de la función

- Para valores pequeños de *n* todos los términos pueden ser relevantes



Términos de mayor orden

- El término que más nos importa es n^2
 - Es el término de **mayor orden**
 - Domina al resto de términos a medida que $n \rightarrow \infty$
 - Puede haber varios (si la función depende de más de un parámetro)
- Para valores pequeños de n todos los términos influyen
- Mediante la notación asintótica vamos a simplificar y a aislar los términos que más influyen cuando n toma valores muy grandes



Primeras nociones informales

- Supongamos que tenemos dos funciones $f(n)$ y $g(n)$
 - $f(n)$ es *asintóticamente menor* que $g(n)$ cuando:

$$f(n) < g(n) \iff \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0$$

- $f(n)$ es *asintóticamente mayor* que $g(n)$ cuando:

$$f(n) > g(n) \iff g(n) < f(n)$$

- $f(n)$ es *asintóticamente igual* que $g(n)$ cuando:

$$f(n) = g(n) \iff f(n) \not< g(n) \text{ y } g(n) \not< f(n)$$



Órdenes que más aparecen

- Considerados generalmente como “tratables”

$$1 < \log(n) < n < n \log(n) < n^2$$

- Considerados generalmente como “intratables”

$$n^2 < n^3 < 2^n < n!$$

- n^2 se encuentra en el límite

- En la práctica dependerá de n (tamaño de la entrada)

- $n^p < n^q$ para $p < q$

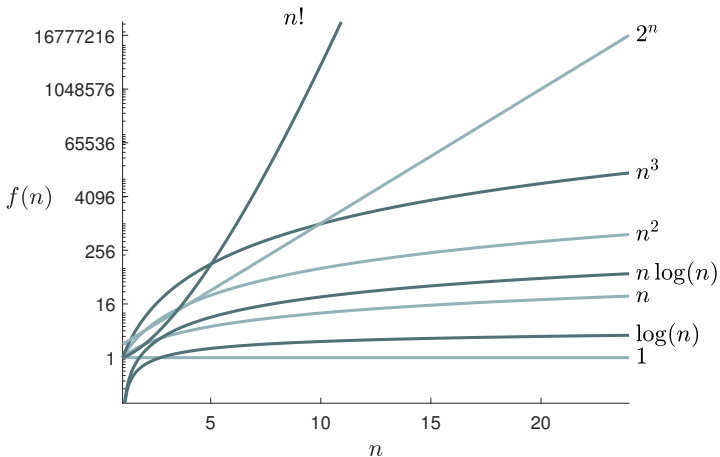
- $n^p < n^p \log(n) < n^{p+1}$

- $f(n) < f(n) \log(n)$

- $n^p < c^n$ para $c > 1$



Curvas de órdenes



Valores de funciones

1	$\log_2 n$	n	$n \log_2 n$	n^2	n^3	2^n	$n!$
1	0	1	0	1	1	2	1
1	1	2	2	4	8	4	2
1	2	4	8	16	64	16	24
1	3	8	24	64	512	256	40320
1	4	16	64	256	4096	65.536	$2,09 \cdot 10^{13}$
1	5	32	160	1024	32.768	4.295.967.296	$2,63 \cdot 10^{35}$

- Un orden exponencial es extremadamente costoso, incluso frente a ordenes polinómicos
- Un orden factorial es incluso más costoso que un orden exponencial



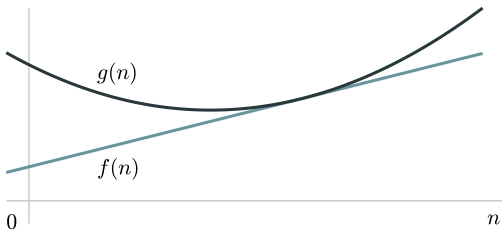
Notaciones asintóticas



Concepto básico de cota superior

- En general, $f(n)$ es cota superior de $g(n)$ cuando:
 $f(n) \leq g(n), \forall n$.
- Así, dada una función $g(n)$, podemos definir el conjunto de todas las funciones para las que $g(n)$ es cota superior:

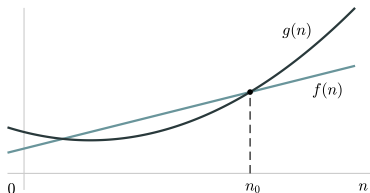
$$\{f(n) : f(n) \leq g(n), \forall n\}$$



Concepto alternativo de cota superior

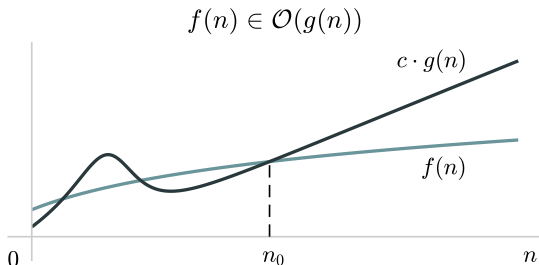
- *Definición alternativa:* $f(n)$ es “cota superior para valores grandes” de $g(n)$ si: $f(n) \leq g(n)$, en un intervalo $[n_0, \infty)$, para algún valor de n_0 .
- Bajo esta nueva definición, dada una función $g(n)$, el conjunto de todas las funciones para las que $g(n)$ es cota superior para valores grandes sería :

$$\{f(n) : \exists n_0 \mid f(n) \leq g(n), \forall n \geq n_0\}$$



Definición formal de cota superior \mathcal{O}

$$\mathcal{O}(g(n)) = \left\{ f(n) : \exists c > 0 \text{ y } n_0 > 0 \mid 0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n), \forall n \geq n_0 \right\}$$



- A partir de un n_0 , $c \cdot g(n)$ siempre supera (o iguala) a $f(n)$
- $\mathcal{O}(g(n))$ es un conjunto de funciones



Cota superior \mathcal{O}

- Es la cota superior para valores grandes, pero donde
 - Se puede multiplicar $g(n)$ por cualquier constante
 - Es decir, no importan las constantes multiplicativas
- La definición no debe cumplirse para dos valores concretos de c y n_0 , lo único que importa para que se cumpla es que **exista** alguna pareja de estos valores
 - Si se cumple la definición habrá infinitas parejas válidas
- La definición también considera:
 - $0 \leq f(n)$ (las funciones con las que trabajaremos miden cantidades no negativas: tiempos, operaciones, memoria, etc.)
 - $c > 0$ y $n_0 > 0$



Cota superior \mathcal{O}

- Ejemplos:

- $2n + 5 \in \mathcal{O}(3n^2 - 8n)$
- $2n + 5 \in \mathcal{O}(n + 10)$
- $2n + 5 \in \mathcal{O}(n!)$
- $2n + 5 \in \mathcal{O}(n) \iff$ Querremos la cota superior más baja

- $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$ implica:

- $f(n)$ es asintóticamente menor o igual que $g(n)$
- $g(n)$ es una cota superior de $f(n)$ (asintóticamente)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \text{constante finita}$$



Verificación formal de $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$

- Cuando $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$:
 - 1 Escoger una constante $c > 0$ adecuada
 - 2 Plantear la inecuación $f(n) \leq c \cdot g(n)$
 - 3 Encontrar los intervalos de n en los que se cumple $f(n) \leq c \cdot g(n)$
 - Si uno de los intervalos es del tipo $[n_0, \infty)$ podremos afirmar que $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$
 - c y n_0 constituirán una de las parejas de constantes buscadas
- Cuando $f(n) \notin \mathcal{O}(g(n))$:
 - 1 Plantear la inecuación $f(n) \leq c \cdot g(n)$
 - 2 Demostrar que, sea cual sea c , será imposible encontrar un intervalo del tipo $[n_0, \infty)$ en el que se verifique $f(n) \leq c \cdot g(n)$



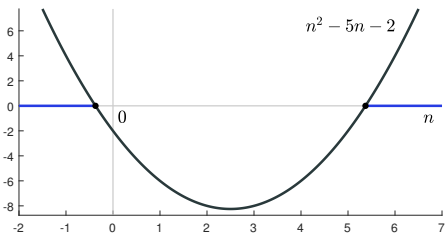
Ejemplo. Demostrar que: $5n + 2 \in \mathcal{O}(n)$

- Hay que encontrar $c > 0$ y $n_0 > 0$ tales que $5n + 2 \leq cn$,
 $\forall n \geq n_0$
- Para ello, seguimos los siguientes pasos:
 - 1 Elegimos una constante adecuada (por ejemplo $c = 6$)
 - Para que la parte derecha de la inecuación sea mayor que la izquierda
 - 2 Planteamos $5n + 2 \leq 6n$ (es decir, $5n + 2 \leq cn$)
 - 3 Determinamos cuándo se cumple la inecuación. Lo ideal es poder despejar la n , y en este caso se puede: $2 \leq 6n - 5n \Rightarrow 2 \leq n$. Por tanto, se cumple en el intervalo $[2, \infty)$, y podríamos escoger $n_0 = 2$ (cualquier valor mayor también sería válido).
- Al haber encontrado c y n_0 afirmamos que $5n + 2 \in \mathcal{O}(n)$



Ejemplo. Demostrar que: $5n + 2 \in \mathcal{O}(n^2)$

- 1 Elegir una constante adecuada (por ejemplo $c = 1$)
- 2 Plantear $5n + 2 \leq n^2$ (es decir, $5n + 2 \leq 1 \cdot n^2$)
- 3 Buscar qué valores de n hacen que se cumpla que $5n + 2 \leq n^2$
 - Ahora no podemos despejar n
 - Analizamos la desigualdad $n^2 - 5n - 2 \geq 0$



Ejemplo. Demostrar que: $5n + 2 \in \mathcal{O}(n^2)$

- continuación...
 - $n^2 - 5n - 2$ es una función cuadrática (convexa) con raíces en $-0,37$ y $5,37$
 - Por tanto, siempre será positiva para $n \geq 6$
 - Para $c = 1$ y $n_0 = 5,37$ se cumplen las condiciones de la definición y queda demostrado
 - n_0 también puede ser cualquier valor mayor que $5,37$, por ejemplo, $n_0 = 6$ o $n_0 = 1000$.
- Si escogemos $c = 5$, $n_0 = 2$ es suficiente
- Si escogemos $c = 8$, $n_0 = 1$ es suficiente



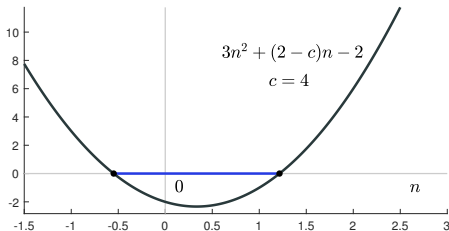
Ejemplo. Verificar si $3n^2 + 2n - 2 \in \mathcal{O}(n)$

- En este caso no vamos a poder encontrar las constantes (ya que $3n^2 + 2n - 2 \notin \mathcal{O}(n)$)
- ❶ Consideramos $3n^2 + 2n - 2 \leq cn$
- ❷ Cojamos la constante c que cojamos $3n^2 + 2n - 2 \leq cn$ no se va a verificar en un intervalo de tipo $[n_0, \infty)$
 - La inecuación se puede expresar como $3n^2 + (2 - c)n - 2 \leq 0$
 - La función $3n^2 + (2 - c)n - 2$ es una parábola convexa, que crece hasta el $+\infty$ según aumenta n , independientemente de c
 - Por tanto, no va a ser negativa **siempre** a partir de ningún n_0
 - Es imposible encontrar una pareja de constantes c y n_0 . Por tanto, $3n^2 + 2n - 2 \notin \mathcal{O}(n)$.



Verificar si $3n^2 + 2n - 2 \in \mathcal{O}(n)$

- Gráficamente:

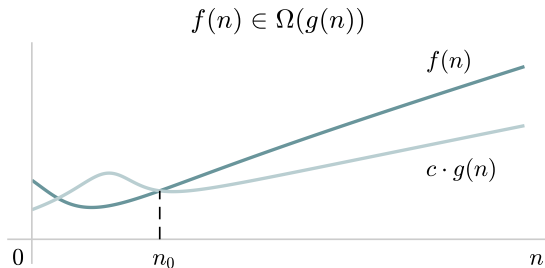


- Sea cual sea c (en el ejemplo $c = 4$) la parábola siempre será convexa (con forma de “U”), ya que el coeficiente asociado a n^2 es positivo
- $3n^2 + (2 - c)n - 2 \leq 0$ se cumplirá, como mucho, en un intervalo finito, y nunca en uno de tipo $[n_0, \infty)$



Definición formal de cota inferior Ω

$$\Omega(g(n)) = \left\{ f(n) : \exists c > 0 \text{ y } n_0 > 0 \mid 0 \leq c \cdot g(n) \leq f(n), \forall n \geq n_0 \right\}$$



- A partir de n_0 , $f(n)$ siempre supera (o iguala) a $c \cdot g(n)$



Cota inferior Ω

- Ejemplos:
 - $2n + 5 \in \Omega(3 \log n)$
 - $2n + 5 \in \Omega(4n + 10)$
 - $2n + 5 \in \Omega(1)$
 - $2n + 5 \in \Omega(n) \iff$ Querremos la cota inferior más alta
- $f(n) \in \Omega(g(n))$ implica:
 - $f(n)$ es asintóticamente mayor o igual que $g(n)$
 - $g(n)$ es una cota inferior de $f(n)$ (asintóticamente)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} > 0 \quad \text{constante} > 0, \text{ o } \infty$$



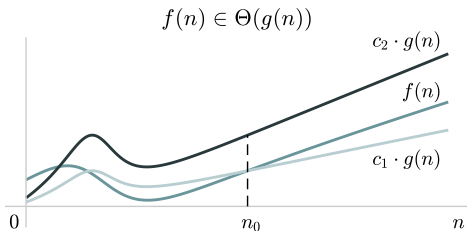
Ejemplo. Verificar si $3n^2 + 2 \in \Omega(n)$

- Mismos pasos que para \mathcal{O} , pero usando $f(n) \geq c \cdot g(n)$
- Para $3n^2 + 2 \in \Omega(n)$:
 - 1 Elegimos una constante adecuada (por ejemplo $c = 5$)
 - 2 Planteamos $3n^2 + 2 \geq 5n$ (es decir, $3n^2 + 2 \geq cn$)
 - 3 Determinamos qué valores de n satisfacen la inecuación
 - Analizamos la desigualdad $3n^2 - 5n + 2 \geq 0$
 - $3n^2 - 5n + 2$ es una función cuadrática (convexa) con raíces en $2/3$ y 1
 - Por tanto, se cumple la inecuación en el intervalo $[1, \infty)$
 - Para $c = 5$ y $n_0 = 1$ se cumplen las condiciones de la definición y podemos afirmar que $3n^2 + 2 \in \Omega(n)$



Definición formal de cota ajustada Θ

$$\Theta(g(n)) = \left\{ f(n) : \exists c_1 > 0, c_2 > 0 \text{ y } n_0 > 0 \mid \right. \\ \left. 0 \leq c_1 g(n) \leq f(n) \leq c_2 g(n), \forall n \geq n_0 \right\}$$



- A partir de n_0 , $f(n)$ siempre queda en medio de $c_1 g(n)$ y $c_2 g(n)$



Cota ajustada Θ

- Ejemplos:
 - $2n + 5 \in \Theta(8n + 10)$
 - $2n + 5 \in \Theta(n)$
- $f(n) \in \Theta(g(n))$ implica:
 - $f(n)$ es asintóticamente igual que $g(n)$
 - $g(n)$ es una cota ajustada de $f(n)$ (asintóticamente)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \text{constante} > 0$$

$$f(n) \in \Theta(g(n)) \iff \begin{cases} f(n) \in \mathcal{O}(g(n)) \\ \text{y} \\ f(n) \in \Omega(g(n)) \end{cases}$$



Ejemplo. Demostrar $n^2/2 - 3n \in \Theta(n^2)$

- Tenemos que demostrar tanto $n^2/2 - 3n \in \mathcal{O}(n^2)$ como $n^2/2 - 3n \in \Omega(n^2)$
- Se busca que $c_1 n^2 \leq n^2/2 - 3n \leq c_2 n^2$
- Encontramos, por ejemplo: $c_1 = 1/14$ para $n \geq 7$ (Ω)
- Y, por ejemplo: $c_2 = 1/2$ para $n \geq 1$ (\mathcal{O})
- Según la definición habríamos encontrado $c_1 = 1/14$, $c_2 = 1/2$, y $n_0 = 7$



Otras notaciones asintóticas: o y ω

- $f(n) \in o(g(n))$ (cota superior estricta)
 - El orden de $g(n)$ es mayor, estrictamente, que el de $f(n)$
 - $f(n) < g(n)$ (asintóticamente)
 - Si $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$ entonces $f(n) \leq g(n)$ (asintóticamente)
- $f(n) \in \omega(g(n))$ (cota inferior estricta)
 - El orden de $g(n)$ es menor, estrictamente, que el de $f(n)$
 - $f(n) > g(n)$ (asintóticamente)
 - Si $f(n) \in \Omega(g(n))$ entonces $f(n) \geq g(n)$ (asintóticamente)



Funciones de dos parámetros

- Hay problemas y algoritmos cuya complejidad computacional depende de varios parámetros
- Ejemplo: mezclar dos vectores ordenados de longitudes n y m
 - $T(n, m) \in \Theta(n + m)$
- Definición formal de \mathcal{O} para funciones de dos parámetros:

$$\mathcal{O}(g(n, m)) = \left\{ f(n, m) : \exists c > 0, n_0 > 0, \text{ y } m_0 > 0 \mid \right. \\ \left. 0 \leq f(n, m) \leq c \cdot g(n, m), \forall n \geq n_0, \text{ y } m \geq m_0 \right\}$$



Funciones de dos parámetros

- En la práctica usaremos límites para determinar si un orden es mayor que otro

$$f(n, m) > g(n, m) \iff \left\{ \begin{array}{l} \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n, m)}{f(n, m)} = 0 \quad \text{y} \quad \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{g(n, m)}{f(n, m)} \neq \infty \\ \text{o} \\ \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{g(n, m)}{f(n, m)} = 0 \quad \text{y} \quad \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n, m)}{f(n, m)} \neq \infty \end{array} \right.$$



Simplificación

- Simplificar $\Theta(3m^2n + m^3 + 10mn + 2n^2)$

- 1 Eliminar constantes

$$\Theta(m^2n + m^3 + mn + n^2)$$

- 2 Simplificar términos “contenidos” en otros

- $m^2n > mn$, por tanto, se puede eliminar el término mn

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{mn}{m^2n} = \frac{1}{m} \neq \infty \quad \text{y} \quad \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{mn}{m^2n} = 0$$

$$\Theta(m^2n + m^3 + n^2)$$

- Si probamos las tres combinaciones de parejas de funciones que aparecen en la fórmula final veremos que ninguna es superior a otra



Aspectos adicionales



Aspectos adicionales

- Sea ρ alguna medida de complejidad computacional asintótica:
 - Las constantes no importan

$$\rho(kg(n)) = \rho(g(n))$$

- Término de mayor orden de un polinomio

$$\rho(a_mx^m + a_{m-1}x^{m-1} + \dots + a_1x^1 + a_0) = \rho(x^m)$$

- La base de los logaritmos no importa

$$\rho(\log_x g(n)) = \rho\left(\frac{\log_y g(n)}{\log_y x}\right) = \rho\left(\frac{1}{\log_y x} \log_y g(n)\right) = \rho(\log_y g(n)) = \rho(\log g(n))$$



Aspectos adicionales

- \mathcal{O} , Ω , y Θ definen **conjuntos**
 - Lo correcto es escribir $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$
 - A veces se escribe $f(n) = \mathcal{O}(g(n))$, aunque es un “abuso” de notación
 - Y lo mismo con Ω y Θ
- Las funciones ($f(n)$, $g(n)$, $f(n, m)$, etc.) son siempre positivas
- Es un error decir que si $f(n) \in \mathcal{O}(g(n))$, entonces $f(n)$ tarda al menos $g(n)$
 - Al contrario, tarda como mucho $g(n)$ ($g(n)$ es **cota superior**)
- Con estas definiciones las constantes no influyen: se proporcionan cotas hasta un factor constante multiplicativo
- Hay notaciones en las que tratan a los términos logarítmicos como irrelevantes también



Comentarios adicionales

- ¡Que un algoritmo tarde $\mathcal{O}(n^2)$, $\Omega(n^2)$, o $\Theta(n^2)$ para algunas entradas no quiere decir que tarde $\mathcal{O}(n^2)$, $\Omega(n^2)$, o $\Theta(n^2)$ para todas, o en general!
- Cuando hablamos de \mathcal{O} normalmente lo hacemos en referencia al **peor caso**, que es cuando un algoritmo tarda más
 - En ese caso damos una cota **superior** del tiempo o número de operaciones
 - Es como una “garantía” de que el coste nunca va a superar la cota proporcionada
- Cuando se indica una cota, siempre hay que asociarla a un determinado tipo de entrada:
 - Caso mejor, peor, o medio



Comentarios adicionales

- Un algoritmo debe procesar todos los bits de todos los ($m = 2^n$) números de n bits. Para $n = 3$ procesa 24 bits):

0	000
1	001
2	010
3	011
4	100
5	101
6	110
7	111

- Tamaño de entrada:
 - n bits $\Rightarrow \Theta(n \cdot 2^n)$ (¿intratable?)
 - m números $\Rightarrow \Theta(m \cdot \log(m))$ (¿tratable?)
- Ambas expresiones son idénticas



Ordenación



Ordenación en tiempo lineal

- Existen algoritmos de ordenación que tardan $\mathcal{O}(n)$, pero no son generales (no pueden ordenar cualquier tipo de datos)
- *Radix-sort*, *Bucket-sort*, *Counting-sort*...
- *Counting-sort*
 - Los elementos a ordenar son enteros y pertenecen al intervalo $[0, k]$
 - Si $k \in \mathcal{O}(n)$, entonces el algoritmo tarda $\Theta(n)$
 - Usa tres vectores:
 - $A[1..n]$, es el vector de entrada
 - $B[1..n]$, es el vector de salida
 - $C[0..k]$, es un vector auxiliar



Idea del counting-sort

- Se recorre la secuencia A y se cuenta el número de veces que aparece cada entero

A	<table border="1"><tr><td>2</td><td>5</td><td>3</td><td>0</td><td>2</td><td>3</td><td>0</td><td>3</td></tr></table>	2	5	3	0	2	3	0	3	$n = 8$
2	5	3	0	2	3	0	3			

C	<table border="1"><tr><td>2</td><td>0</td><td>2</td><td>3</td><td>0</td><td>1</td></tr></table>	2	0	2	3	0	1	$k = 5$
2	0	2	3	0	1			
	0 1 2 3 4 5							

- Hay varias formas de obtener el vector ordenado

B	<table border="1"><tr><td>0</td><td>0</td><td>2</td><td>2</td><td>3</td><td>3</td><td>3</td><td>5</td></tr></table>	0	0	2	2	3	3	3	5
0	0	2	2	3	3	3	5		

- A continuación se describe un algoritmo eficiente



Counting-sort

Counting-sort(A)

FOR $i=0..k$ $\Theta(k)$
 $C[i] = 0$

FOR $j=1..length(A)$ $\Theta(n)$
 $C[A[j]]++$

FOR $j=1..k$ $\Theta(k)$
 $C[i] = C[i] + C[i-1]$

FOR $j=length(A)..1$ $\Theta(n)$
 $B[C[A[j]]] = A[j]$
 $C[A[j]]--$

- $T(n) \in \Theta(n + k)$
- Si $k \in O(n)$, entonces $T(n) \in \Theta(n)$



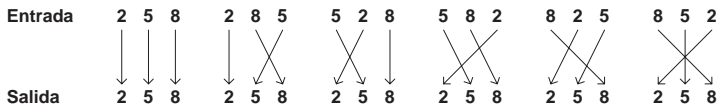
Ordenación por comparación

- Algoritmos basados en ordenación por comparación:
 - Se basan en comparaciones del tipo $<$, \leq , $=$, \geq y $>$
 - No se determina el orden de los elementos de otra manera
 - No necesitan conocer los valores de los elementos a ordenar
 - Sus valores y distribución son irrelevantes
 - Solo interesa el puesto en la ordenación (1^{o} , 2^{o} , ...))
 - Son generales: pueden ordenar datos de cualquier tipo, siempre que existan funciones $<$, \leq , $=$, \geq y $>$ para compararlos
 - Enteros, reales, cadenas de caracteres, etc.
- Se analizan en el caso mejor, peor, medio. . .
- Insert-sort, Bubble-sort, Select-sort, Merge-sort, Quicksort, Heap-sort. . .



Algoritmos de ordenación y permutaciones

- Los algoritmos de ordenación por comparación tienen que ser capaces de generar cualquier permutación de un vector:



- Para un vector de n elementos, hay $n!$ posibles permutaciones



Algoritmos de ordenación y comparaciones

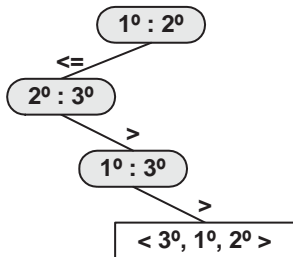
- Deben realizar varias comparaciones hasta hasta determinar la permutación correcta para cualquier entrada

Entrada: 5 8 2

2 5 2 8 2

2 5 2 8

Salida: 2 5 8

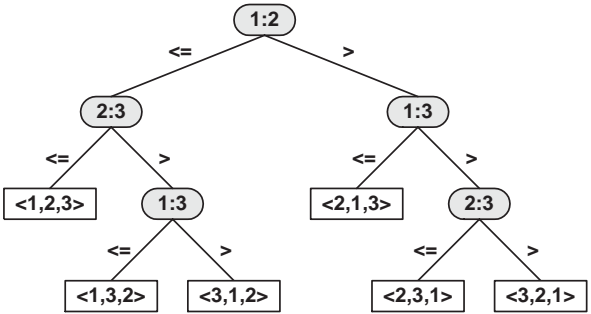


- Incertidumbre
- Ordenados correctamente



Algoritmos de ordenación como árboles de decisión

- Los algoritmos de ordenación pueden verse de manera abstracta en términos de un árbol de decisión:



X:Y

Se comparan los elementos X^0 e Y^0 de la secuencia original

<X,Y,Z>

Secuencia final $\langle X^0, Y^0, Z^0 \rangle$



Cota inferior para algoritmos de ordenación

- Cualquier permutación de los n elementos debe aparecer como hoja del árbol
- Hay $n!$ permutaciones posibles
- La profundidad o altura máxima de una hoja determina en n° de comparaciones en el peor caso
- Nos interesaría diseñar un algoritmo cuyo árbol tuviera la profundidad mínima
- Una cota inferior de la altura de árbol en el peor caso es una cota inferior del n° de comparaciones para cualquier algoritmo de ordenación por comparación



Cota inferior para algoritmos de ordenación

Teorema

Cualquier algoritmo de ordenación por comparaciones necesita $\Omega(n \log n)$ comparaciones en el peor caso

Demostración

Tenemos un árbol de decisión de altura h con l hojas. Hay que demostrar que $h \in \Omega(n \log n)$

- $n! \leq l$, tiene que haber por lo menos $n!$ hojas
- $l \leq 2^h$, un árbol binario de altura h tiene como mucho 2^h hojas

$$n! \leq l \leq 2^h \quad \Rightarrow \quad n! \leq 2^h$$

$$\log_2(n!) \leq \log_2(2^h) \quad \Rightarrow \quad h \geq \log_2(n!)$$

- Como $h \geq \log_2(n!)$, nos interesa conocer el orden de complejidad $\log_2(n!)$, y nos basta con conocer una cota inferior



Cota inferior para algoritmos de ordenación

Demostración

- Queda por demostrar que $\log(n!) \in \Omega(n \log(n))$. Para ello usamos la definición formal. Antes transformamos $\log(n!)$ en un sumatorio:

$$\log(n!) = \sum_{i=1}^n \log(i) = \sum_{i=2}^n \log(i) \geq cn \log(n)$$

- Problema: ¿Cómo expresar $\sum_{i=2}^n \log(i)$ mediante una fórmula?
- Tenemos que recurrir a cotas:

$$\sum_{i=2}^n \log(i) \geq \underbrace{g(n)}_{\text{Cota inferior de } \sum_{i=2}^n \log(i)} \geq cn \log(n)$$

- Si demostramos $g(n) \geq cn \log(n)$, entonces $\sum_{i=2}^n \log(i) \geq cn \log(n)$



Cota inferior para algoritmos de ordenación

Demostración

- Cota inferior para $\sum_{i=2}^n \log(i)$:
 - Como $\log(x)$ es creciente:

$$\sum_{i=2}^n \log(i) \geq \int_1^n \log(x) dx$$

- Integral por partes (asumimos que la base del logaritmo es e)

$$\begin{aligned} \int \underbrace{\log(x)}_u \underbrace{dx}_{dv} &= \underbrace{x}_v \cdot \underbrace{\log(x)}_u - \int \underbrace{x}_v \underbrace{\frac{1}{x}}_{du} dx \\ &= x \log(x) - \int dx = x \log(x) - x \end{aligned}$$



Cota inferior para algoritmos de ordenación

Demostración

- Cota inferior para $\sum_{i=2}^n \log(i)$:

$$\sum_{i=2}^n \log(i) \geq \int_1^n \log(x) dx = [x \log(x) - x]_1^n = n \log(n) - n + 1$$

- Volviendo a la demostración, buscamos una c tal que $n \log(n) - n + 1 \geq cn \log(n)$ se cumpla en un intervalo $[n_0, \infty)$:
 - 1 Cogemos $c = 1/2$
 - 2 Planteamos $n \log(n) - n + 1 \geq \frac{1}{2} n \log(n)$
 - 3 Hallamos un intervalo $[n_0, \infty)$ donde se satisfaga la inecuación



Cota inferior para algoritmos de ordenación

Demostración

$$n \log(n) - n + 1 \geq \frac{1}{2} n \log(n)$$

$$\frac{1}{2} n \log(n) - n + 1 \geq 0$$

$$n(\frac{1}{2} \log(n) - 1) + 1 \geq 0$$

$$\text{Se verifica si } \frac{1}{2} \log(n) - 1 \geq 0$$

$$\log(n) \geq 2$$

$$n \geq e^2 \Rightarrow \text{Se verifica en } [e^2, \infty)$$

- Por tanto, $n \log(n) - n + 1 \in \Omega(n \log(n))$
- Como $n \log(n) - n + 1$ es cota inferior de $\sum_{i=2}^n \log(i)$,
- y $h \geq \sum_{i=2}^n \log(i)$, tenemos:

$$h \in \Omega(n \log(n))$$

Tema 3.1

Análisis de algoritmos iterativos

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Universidad
Rey Juan Carlos



Contenido

- 1 **Introducción**
- 2 **Análisis de eficiencia**
- 3 **Procedimiento general**



Introducción



Eficiencia de Algoritmos

- ¿Qué recursos necesitan los algoritmos?
 - Espacio (memoria)
 - Tiempo (número de operaciones)
 - Otros:
 - Ancho de banda



Eficiencia de Algoritmos

- Características del software
 - Amigabilidad
 - Buen estilo
 - Comentarios
 - Corrección
 - Escalabilidad
 - Funcionalidad
 - Mantenibilidad
 - Modularidad
 - Rendimiento
 - Robustez
 - Seguridad
 - Simplicidad
 - Tiempo de programación
 - ...
- La **eficiencia** ayuda a alcanzar algunas de estas características

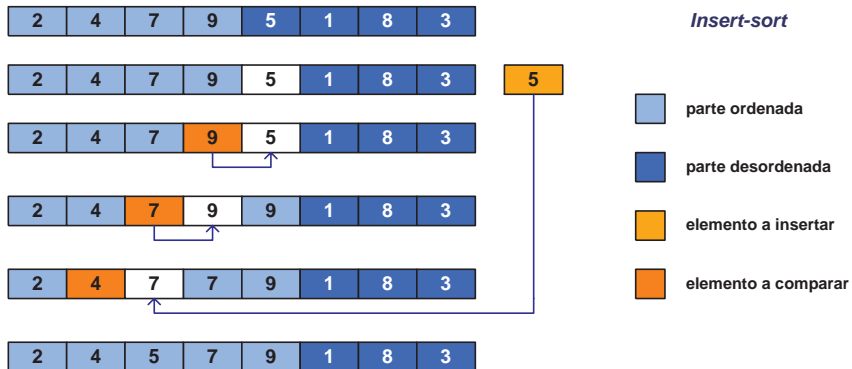


Análisis de eficiencia de algoritmos iterativos



Un ejemplo: Insert-sort

- Algoritmo de ordenación por inserción directa (*insert-sort*)



Un ejemplo: Insert-sort

- Código y coste por línea

$$(n = \text{len}(a))$$

		Coste	Nº de veces
0	def <code>insert_sort(a):</code>		
1	for <code>j in range(1, len(a)):</code>	C_1	n
2	<code>val = a[j]</code>	C_2	$n - 1$
3	<i># Inserta <code>a[j]</code> en la lista</i> <i># ordenada <code>a[0:j-1]</code></i>	0	$n - 1$
4	<code>i = j-1</code>	C_4	$n - 1$
5	while <code>(i >= 0) and (a[i] > val):</code>	C_5	$\sum_{j=1}^{n-1} (t_j + 1)$
6	<code>a[i+1] = a[i]</code>	C_6	$\sum_{j=1}^{n-1} t_j$
7	<code>i = i-1</code>	C_7	$\sum_{j=1}^{n-1} t_j$
8	<code>a[i+1] = val</code>	C_8	$n - 1$

- $t_j = n^\circ$ de veces que la condición del bucle de la línea 5 es verdadera (que se ejecuta el cuerpo del bucle), para un determinado valor de j



Un ejemplo: Insert-sort

- Ignoramos el coste concreto de cada operación básica
- Cada línea l tardará un determinado tiempo o coste, que denotamos por C_l
- La función de coste o tiempo, en función del tamaño del vector n es:

$$T(n) = C_1 n + C_2(n-1) + C_4(n-1) + C_5 \sum_{j=1}^{n-1} (t_j + 1) \\ + C_6 \sum_{j=1}^{n-1} t_j + C_7 \sum_{j=1}^{n-1} t_j + C_8(n-1)$$

- t_j depende del vector de entrada particular



Un ejemplo: Insert-sort

- Mejor caso (vector ordenado de menor a mayor)
- $t_j = 0$, para todo j

$$T(n) = C_1n + C_2(n-1) + C_4(n-1) + C_5(n-1) + C_8(n-1)$$

$$= (C_1 + C_2 + C_4 + C_5 + C_8)n - (C_2 + C_4 + C_5 + C_8)$$

$$= K_1n + K_2 \in \Theta(n)$$

- El orden de $T(n)$ es lineal
- ¡Para el orden, el valor de las constantes no importa!



Un ejemplo: Insert-sort

- Peor caso (vector ordenado de mayor a menor)
- $t_j = j$ (valor máximo para cada j)
- En primer lugar observamos que:

$$\sum_{j=1}^{n-1} (j+1) = \sum_{j=2}^n j = \frac{n(n+1)}{2} - 1$$

$$\sum_{j=1}^{n-1} j = \frac{n(n-1)}{2}$$



Un ejemplo: Insert-sort

- Sustituyendo:

$$T(n) = C_1n + C_2(n-1) + C_4(n-1) + C_5 \left(\frac{n(n+1)}{2} - 1 \right) + \\ C_6 \left(\frac{n(n-1)}{2} \right) + C_7 \left(\frac{n(n-1)}{2} \right) + C_8(n-1) =$$

$$= \left(\frac{C_5}{2} + \frac{C_6}{2} + \frac{C_7}{2} \right) n^2 + \left(C_1 + C_2 + C_4 + \frac{C_5}{2} - \frac{C_6}{2} - \frac{C_7}{2} + C_8 \right) n -$$

$$(C_2 + C_4 + C_5 + C_8) = K_1n^2 + K_2n + K_3 \in \Theta(n^2)$$

- El orden de $T(n)$ es cuadrático



Caso medio frente a caso peor

- En ocasiones se puede calcular el caso medio, pero nos centraremos en el estudio de caso peor debido a:
 - El caso peor representa un cota superior para cualquier entrada, dándonos una garantía de que el algoritmo no tardará más
 - El caso peor suele ocurrir con frecuencia
 - En una búsqueda, ocurre cuando el elemento buscado no se encuentra
 - El tiempo medio suele ser tan malo como el peor en términos asintóticos
 - Si en el *insert-sort* hay que insertar el elemento hasta la posición $j/2$, el tiempo también sale cuadrático

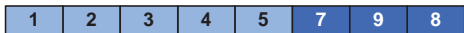


Procedimiento general basado en sumatorios



Otro ejemplo: Bubble-sort (variante)

- Algoritmo de ordenación “burbuja” (*bubble-sort*)
 - Variante (tras cada iteración los elementos más pequeños quedan correctamente ordenados)



Bubble-sort



parte ordenada



parte desordenada



elementos a comparar



elementos a intercambiar

Otro ejemplo: Bubble-sort (variante)

```
1 def bubble_sort(a):
2
3     n = len(a)
4
5     for i in range(0,n-1):           # i=0..n-2
6
7         for j in range(n-1, i, -1):  # j=n-1..i+1
8
9             if(a[j-1]>a[j]):
10
11                 aux = a[j-1]
12                 a[j-1] = a[j]
13                 a[j] = aux
```



Operaciones de un bucle de n iteraciones

- 1 inicialización
- n comparaciones
- Tiempo de ejecutar el cuerpo del bucle n veces
- n incrementos
- 1 última comparación para salir del bucle

$$T_{\text{bucle}} = 1_{\text{inic.}} + \sum^n (1_{\text{comp.}} + T_{\text{cuerpo}} + 1_{\text{incr.}}) + 1_{\text{última comp.}}$$



Tiempo en el mejor caso

- 1ª forma: simplemente contando operaciones

- For 1:

$$1_{\text{inic.}} + (n-1)_{\text{incr.}} + (n-1)_{\text{comp.}} + 1_{\text{última comp.}} = 2n$$

- For 2:

$$(n-1)_{\text{inic.}} + ((n-1) + (n-2) + \dots + 1)_{\text{comp.}} + (n-1)_{\text{última comp.}}$$

$$((n-1) + (n-2) + \dots + 1)_{\text{decr.}} + ((n-1) + (n-2) + \dots + 1)_{\text{comp. del IF}}$$

- Sumando todo:

$$T_{\text{mejor}}(n) = 1 + 2n + 2(n-1) + 3 \frac{n(n-1)}{2} = \frac{3}{2}n^2 + \frac{5}{2}n - 1 \in \Theta(n^2)$$

Tiempo en el mejor caso

- 2ª forma: usando la fórmula del bucle

$$T_{\text{mejor}}(n) = 1 + 1 + \sum_{i=0}^{n-2} \left[1 + 1 + \sum_{j=i+1}^{n-1} (1 + 1 + 1) + 1 + 1 \right] + 1$$

- For 1:

$$T_{\text{mejor}}(n) = 1_{\text{inic.}} + \sum_{i=0}^{n-2} [1_{\text{comp.}} + T_{\text{For 2}} + 1_{\text{incr.}}] + 1_{\text{última comp.}}$$

- For 2:

$$T_{\text{mejor}}(n) = 1_{\text{inic.}} + \sum_{j=i+1}^{n-1} [1_{\text{comp.}} + 1_{\text{comp. IF}} + 1_{\text{incr.}}] + 1_{\text{última comp.}}$$



Tiempo en el mejor caso

- Simplificando:

$$T_{\text{mejor}}(n) = 3 + \sum_{i=0}^{n-2} \left[4 + \sum_{j=i+1}^{n-1} 3 \right]$$

- El sumatorio interno suma 3, $(n - i - 1)$ veces. Por tanto:

$$\begin{aligned} T_{\text{mejor}}(n) &= 3 + 4(n - 1) + \sum_{i=0}^{n-2} 3(n - i - 1) \\ &= 3 + 4n - 4 + 3n(n - 1) - 3 \frac{(n - 1)(n - 2)}{2} - 3(n - 1) \end{aligned}$$

$$T_{\text{mejor}}(n) = \frac{3}{2}n^2 + \frac{5}{2}n - 1 \in \Theta(n^2)$$



Ejemplo con tres bucles

- Calculad el número de operaciones ($T(n)$) que realiza el siguiente código:

```
1 def codigo(n):
2     for i in range(0,n):
3         for j in range(i+1,n+1):
4             if (condicion(i)): # una operación
5                 for k in range(0,j):
6                     procesa(i,j,k); # dos operaciones
```

- Se considera que las inicializaciones, comparaciones, e incrementos siempre necesitan una sola operación.



Ejemplo con tres bucles

El código consta de 3 bucles, que podemos descomponer de la siguiente manera:

$$T(n) = 1 + \sum_{i=0}^{n-1} (1 + T_{\text{For 2}} + 1) + 1$$

$$T_{\text{For 2}} = 1 + \sum_{j=i+1}^n (1 + T_{\text{If}} + 1) + 1$$

$$T_{\text{If}} = \begin{cases} 1 & \text{en el mejor caso} \\ 1 + 1 + \sum_{k=0}^{j-1} (1 + 2 + 1) + 1 = 3 + 4j & \text{en el peor caso} \end{cases}$$



Ejemplo con tres bucles – mejor caso

Si $T_{If} = 1$, entonces sustituyendo en $T_{For\ 2}$ tenemos:

$$T_{For\ 2} = 2 + \sum_{j=i+1}^n 3 = 2 + 3(n - i) = 3n + 2 - 3i.$$

Sustituyendo en $T(n)$ obtenemos:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2 + \sum_{i=0}^{n-1} (3n + 4 - 3i) = 2 + 3n^2 + 4n - 3 \sum_{i=0}^{n-1} i \\ &= 2 + 3n^2 + 4n - 3 \frac{(n-1)n}{2} = \frac{4 + 6n^2 + 8n - 3n^2 + 3n}{2} \\ &= \frac{3n^2 + 11n + 4}{2} \in \Theta(n^2) \end{aligned}$$



Ejemplo con tres bucles – peor caso

En el peor caso, sustituyendo T_{lf} en $T_{For\ 2}$ tenemos:

$$\begin{aligned}T_{For\ 2} &= 2 + \sum_{j=i+1}^n (5 + 4j) = 2 + 5(n - i) + 4 \sum_{j=i+1}^n j \\ &= 2 + 5n - 5i + 4 \left[\sum_{j=1}^n j - \sum_{j=1}^i j \right] \\ &= 2 + 5n - 5i + 4 \left[\frac{n(n+1)}{2} - \frac{i(i+1)}{2} \right]\end{aligned}$$

Simplificando obtenemos:

$$T_{For\ 2} = 2 + 5n - 5i + 2n^2 + 2n - 2i^2 - 2i = 2n^2 + 7n + 2 - 7i - 2i^2$$



Ejemplo con tres bucles – peor caso

Sustituyendo en la expresión para el primer bucle tenemos:

$$\begin{aligned}T(n) &= 2 + \sum_{i=0}^{n-1} (2n^2 + 7n + 4 - 7i - 2i^2) = 2 + 2n^3 + 7n^2 + 4n - 7 \sum_{i=0}^{n-1} i - 2 \sum_{i=0}^{n-1} i^2 \\&= 2 + 2n^3 + 7n^2 + 4n - 7 \frac{(n-1)n}{2} - 2 \frac{(n-1)n(2n-1)}{6} \\&= 2 + 2n^3 + 7n^2 + 4n - 7 \frac{n^2}{2} + 7 \frac{n}{2} - 2 \frac{2n^3 - 3n^2 + n}{6} \\&= \frac{12 + 12n^3 + 42n^2 + 24n - 21n^2 + 21n - 4n^3 + 6n^2 - 2n}{6}\end{aligned}$$

Finalmente:

$$T(n) = \frac{8n^3 + 27n^2 + 43n + 12}{6} \in \Theta(n^3)$$



Tema 3.2

Análisis de algoritmos recursivos

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Introducción



Análisis de algoritmos recursivos

- La matemática necesaria para analizar algoritmos recursivos son las **relaciones de recurrencia**, también llamadas **ecuaciones en diferencias** o simplemente **recurrencias**
- Las recurrencias son expresiones matemáticas recursivas

$$T(n) = \begin{cases} 3 & \text{si } n = 0 \\ 5 + T(n-1) & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

- La resolución de recurrencias consiste en proporcionar fórmulas no recursivas equivalentes

$$T(n) = 5n + 3$$

- Veremos dos formas de resolverlas:
 - Expansión de recurrencias
 - “Método general”



Resolución por expansión de recurrencias

$$\begin{aligned}T(n) &= 5 + T(n-1) \\ &= 5 + 5 + T(n-2) = 5 \cdot 2 + T(n-2) \\ &= 5 + 5 + 5 + T(n-3) = 5 \cdot 3 + T(n-3) \\ &\vdots \\ &= 5i + T(n-i)\end{aligned}$$

- ¿Cuándo se llega al caso base $T(0)$?
 - Cuando $i = n$

- Sustituyendo:

$$T(n) = 5n + T(0) = 5n + 3 \in \Theta(n)$$

- Tiene sentido, ya que decrementamos n en cada llamada recursiva



Función potencia - versión 2

```
1 def pot2(b,e): # e de tipo entero no negativo
2     if e==0:
3         return 1;
4     elif e%2==0:
5         return pot2(b*b,e//2)
6     else:
7         return b*pot2(b*b,e//2)
```

$$T(n) = \begin{cases} 3 & \text{si } n = 0 \\ 8 + T(n/2) & \text{si } n > 0 \text{ y } n \text{ es par} \\ 9 + T((n-1)/2) & \text{si } n > 0 \text{ y } n \text{ es impar} \end{cases}$$

- La función es difícil de analizar
- Pero podemos suponer que $n = 2^x$ es una potencia de dos
 - El resultado del análisis es el mismo



Resolución por expansión de recurrencias

- Asumimos que $n = 2^x$ es una potencia de dos (por tanto, par):

$$\begin{aligned}T(n) &= 8 + T(n/2) \\ &= 8 + 8 + T(n/4) = 8 \cdot 2 + T(n/2^2) \\ &= 8 + 8 + 8 + T(n/8) = 8 \cdot 3 + T(n/2^3) \\ &\vdots \\ &= 8i + T(n/2^i)\end{aligned}$$

- ¿Cuándo se llega al caso base $T(0)$?
 - $i \rightarrow \infty$
 - Pero eso no tiene sentido
 - El parámetro de la función T es entero



Resolución por expansión de recurrencias

- ¿Cuándo se llega al caso $T(1)$?
 - Cuando $n/2^i = 1$, es decir, cuando $i = \log_2 n$
- Sustituyendo:

$$\begin{aligned}T(n) &= 8 \log_2 n + T(1) = 8 \log_2 n + 9 + T(0) = 8 \log_2 n + 9 + 3 = \\ &= 8 \log_2 n + 12 \in \Theta(\log n)\end{aligned}$$

- Tiene sentido, ya que dividimos n por 2 en cada llamada recursiva



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 0 \\ b + T(n-1) & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

$$T(n) = bn + a \in \Theta(n)$$

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 1 \\ b + T(n-1) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

$$T(n) = b(n-1) + a \in \Theta(n)$$



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 1 \\ b + T(n/2) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

$$T(n) = b \log_2 n + a \in \Theta(\log n)$$

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 0 \\ b + T(n/2) & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

$$T(n) = b \log_2 n + b + a \in \Theta(\log n)$$



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 0 \\ bn + c + T(n-1) & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= bn + c + T(n-1) \\ &= bn + c + b(n-1) + c + T(n-2) = 2bn - b + 2c + T(n-2) \\ &= 2bn - b + 2c + b(n-2) + c + T(n-3) = \\ &= 3bn - b(1+2) + 3c + T(n-3) = \\ &= 3bn - b(1+2) + 3c + b(n-3) + c + T(n-4) = \\ &= 4bn - b(1+2+3) + 4c + T(n-4) = \\ &\vdots \\ &= ibn - b \sum_{j=1}^{i-1} j + ic + T(n-i) = ibn + ic - b \frac{i(i-1)}{2} + T(n-i) \end{aligned}$$



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

- Se alcanza $T(0)$ para $i = n$
- Sustituyendo:

$$T(n) = bn^2 - \frac{b}{2}n(n-1) + cn + a$$

$$T(n) = \frac{b}{2}n^2 + \left(c + \frac{b}{2}\right)n + a \in \Theta(n^2)$$

- Tiene sentido, ya que hacemos $n + (n-1) + (n-2) + \dots + 1$ operaciones



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

$$T(n) = \begin{cases} a & \text{si } n = 0 \\ bn + c + 2T(n/2) & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= bn + c + 2T(n/2) \\ &= bn + c + 2\left(b\frac{n}{2} + c + 2T(n/4)\right) \\ &= bn + c + 2\left[b\frac{n}{2} + c + 2\left(b\frac{n}{4} + c + 2T(n/8)\right)\right] \\ &= 3bn + c(1 + 2 + 4) + 2^3 T(n/2^3) = 3bn + c(2^3 - 1) + 2^3 T(n/2^3) \\ &\vdots \\ &= ibn + c(2^i - 1) + 2^i T(n/2^i) \end{aligned}$$



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

- Se alcanza $T(1)$ para $n/2^i = 1$, es decir, cuando $i = \log_2 n$
- Sustituyendo:

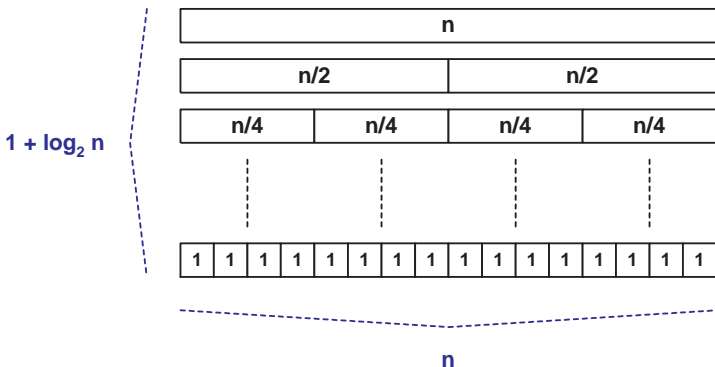
$$\begin{aligned}T(n) &= bn \log_2 n + c(n - 1) + nT(1) \\&= bn \log_2 n + c(n - 1) + n(b + c + 2T(0)) \\&= bn \log_2 n + cn - c + nb + nc + 2na\end{aligned}$$

$$T(n) = bn \log_2 n + (2c + b + 2a)n - c \in \Theta(n \log n)$$



Soluciones generales a relaciones de recurrencia

- Tiene sentido, ya que hacemos n operaciones $1 + \log_2 n$ veces



Teorema maestro - versión simple

- Fórmula útil para algoritmos “divide y vencerás”:

$$T(n) = \begin{cases} d & \text{si } n = 1 \\ aT(n/b) + cn^k & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^k) & \text{si } \frac{a}{b^k} < 1 \\ \Theta(n^k \log n) & \text{si } \frac{a}{b^k} = 1 \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{si } \frac{a}{b^k} > 1 \end{cases}$$



Teorema maestro - demostración

$$\begin{aligned}
 T(n) &= aT(n/b) + cn^k \\
 &= a \left[aT\left(\frac{n}{b^2}\right) + c\left(\frac{n}{b}\right)^k \right] + cn^k = a^2 T\left(\frac{n}{b^2}\right) + cn^k \left(1 + \frac{a}{b^k}\right) \\
 &= a^2 \left[aT\left(\frac{n}{b^3}\right) + c\left(\frac{n}{b^2}\right)^k \right] + cn^k \left(\frac{n}{b^2}\right) = a^3 T\left(\frac{n}{b^3}\right) + cn^k \left(1 + \frac{a}{b^k} + \frac{a^2}{b^{2k}}\right) \\
 &\vdots \\
 &= a^i T\left(\frac{n}{b^i}\right) + cn^k \sum_{j=0}^{i-1} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j \quad \text{Se alcanza } T(1) = c \text{ cuando: } i = \log_b n \\
 &= ca^{\log_b n} + cn^k \sum_{j=0}^{\log_b n - 1} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j = cn^k \left(\frac{a}{b^k}\right)^{\log_b n} + cn^k \sum_{j=0}^{\log_b n - 1} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j
 \end{aligned}$$



Teorema maestro - demostración (logaritmos)

- La última igualdad se debe a:

$$cn^k \left(\frac{a}{b^k}\right)^{\log_b n} = cn^k \frac{a^{\log_b n}}{b^{k \log_b n}} = cn^k \frac{a^{\log_b n}}{n^k} = ca^{\log_b n}$$

- Más adelante también necesitaremos:

$$n^{\log_b a} = a^{\log_b n}$$

Ya que:

$$\log_b n^{\log_b a} = \log_b a^{\log_b n} = \log_b a \cdot \log_b n$$

- Finalmente:

$$T(n) = cn^k \sum_{j=0}^{\log_b n} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j$$

Y tendremos 3 casos según los valores de a , b y k



Teorema maestro - demostración

$$T(n) = cn^k \sum_{j=0}^{\log_b n} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j$$

1 $a < b^k \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^k)$

$$\sum_{i=0}^{\infty} r^i = \frac{1}{1-r} = \text{constante (no diverge), para } r < 1$$

2 $a = b^k \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^k \log n)$

$$T(n) = cn^k(\log_b n + 1)$$



Teorema maestro - demostración

$$T(n) = cn^k \sum_{j=0}^{\log_b n} \left(\frac{a}{b^k}\right)^j$$

3 $a > b^k \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$

$$\begin{aligned} T(n) &= cn^k \frac{\left(\frac{a}{b^k}\right)^{\log_b n+1} - 1}{\left(\frac{a}{b^k}\right) - 1} = \frac{cn^k \left(\frac{a}{b^k}\right)^{\frac{a^{\log_b n}}{n^k}} - cn^k}{K_1} \\ &= \frac{K_2 a^{\log_b n} - cn^k}{K_1} = \frac{K_2 n^{\log_b a} - cn^k}{K_1} \end{aligned}$$

Como $a > b^k \Rightarrow \log_b a > k \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$



Teorema maestro - versión completa

- Dada una recurrencia del tipo:

$$T(n) = aT(n/b) + f(n)$$

donde $a > 0$, $b > 0$, y $f(n)$ es una función asintóticamente positiva, entonces se puede aplicar el **teorema maestro** en estos tres casos:



Teorema maestro - versión completa

- ① Si $f(n) = \mathcal{O}(n^{\log_b a - \epsilon})$ para alguna constante $\epsilon > 0$, entonces:

$$T(n) \in \Theta(n^{\log_b a})$$

- ② Si $f(n) = \Theta(n^{\log_b a} \log^k n)$ con¹ $k \geq 0$, entonces:

$$T(n) \in \Theta(n^{\log_b a} \log^{k+1} n)$$

- ③ Si $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \epsilon})$ con $\epsilon > 0$, y $f(n)$ satisface la condición de regularidad ($af(n/b) \leq cf(n)$ para alguna constante $c < 1$ y para todo n lo suficientemente grande), entonces:

$$T(n) \in \Theta(f(n))$$

¹ k suele ser 0

Errores frecuentes – Expansión de recurrencias

- No comprobar que la fórmula final sea análoga a la recurrencia inicial
 - También al aplicar el método general
- No realizar correctamente la primera expansión
 - ¡Muy frecuente!
- No simplificar
 - Los patrones serán mucho más complicados

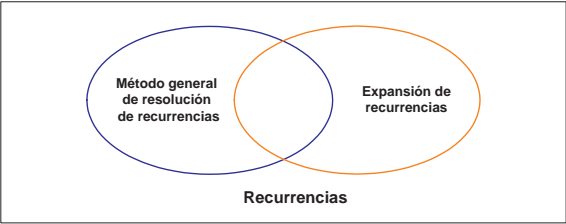


Análisis de eficiencia en tiempo: Método general



Método general

- No siempre se puede aplicar la expansión de recurrencias
- Para muchas recurrencias no se conoce la forma de resolverlas
 - Sucede como con las integrales o ecuaciones diferenciales: sabemos como resolver un subconjunto de éstas, pero no todas
- Ahora veremos un método general con el que vamos a ampliar el conjunto de recurrencias que podemos resolver



Recurrencias homogéneas

- Dada la siguiente recurrencia homogénea (aparece un 0 en la parte derecha):

$$a_0 T(n) + a_1 T(n-1) + \dots + a_k T(n-k) = 0$$

- Buscamos soluciones del tipo:

$$T(n) = C_1 P_1(n) r_1^n + \dots + C_k P_k(n) r_k^n = \sum_{i=1}^k C_i P_i(n) r_i^n$$

- Realizando el cambio $x^{z-n+k} = T(z)$ obtenemos la ecuación característica asociada:

$$a_0 x^k + a_1 x^{k-1} + \dots + a_{k-1} x + a_k = 0$$



Primer caso: raíces distintas

- Si todas las raíces del polinomio de la ecuación característica son distintas:

$$T(n) = C_1 r_1^n + \cdots + C_k r_k^n = \sum_{i=1}^k C_i r_i^n$$

- Las constantes r_i van a ser las raíces de la ecuación característica
- $P_i(n) = 1$, para todo i
- Las constantes C_i se hallan a partir de las condiciones iniciales, resolviendo un sistema de ecuaciones



Ejemplo: Números de Fibonacci

$$T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ T(n-1) + T(n-2) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

- La ecuación característica es $x^2 - x - 1 = 0$, cuyas raíces son:

$$r_1 = \frac{1 + \sqrt{5}}{2} \quad r_2 = \frac{1 - \sqrt{5}}{2}$$

- Por tanto, al ser distintas, la solución tiene la forma:

$$T(n) = C_1 r_1^n + C_2 r_2^n = C_1 \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n + C_2 \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2} \right)^n$$



Ejemplo: Números de Fibonacci

- El siguiente paso consiste en hallar las constantes, a partir de las condiciones iniciales (casos base de la recurrencia):

$$\left. \begin{aligned} C_1 + C_2 &= 0 = T(0) \\ C_1 \left(\frac{1+\sqrt{5}}{2} \right) + C_2 \left(\frac{1-\sqrt{5}}{2} \right) &= 1 = T(1) \end{aligned} \right\}$$

- Resolviendo el sistema obtenemos:

$$C_1 = \frac{1}{\sqrt{5}} \quad C_2 = -\frac{1}{\sqrt{5}}$$

- Finalmente:

$$T(n) = \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\frac{1+\sqrt{5}}{2} \right)^n - \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\frac{1-\sqrt{5}}{2} \right)^n$$

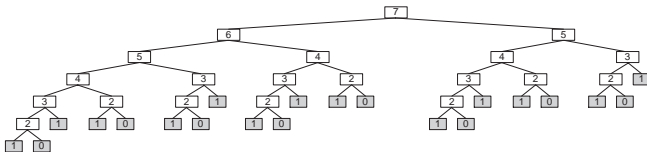


Ejemplo: Números de Fibonacci

- El segundo término tiende a 0 según $n \rightarrow \infty$, por tanto:

$$T(n) \in \Theta\left(\left(\frac{1+\sqrt{5}}{2}\right)^n\right)$$

- El orden es exponencial
- El árbol de recursión es binario, pero está podado
- Para un árbol de recursión binario completo el orden es 2^n
- En este caso la base del exponente es $(1 + \sqrt{5})/2 \approx 1,618 < 2$



Segundo caso: raíces con multiplicidad mayor que 1

- En general, el polinomio asociado a la ecuación característica puede tener raíces con multiplicidad 1 o mayor que 1

$$(x - r_1)^{m_1} \cdot (x - r_2)^{m_2} \cdots (x - r_k)^{m_k} = 0$$

- En este caso general, la solución tiene la forma:

$$T(n) = \sum_{i=1}^{m_1} C_{1i} n^{i-1} r_1^n + \sum_{i=1}^{m_2} C_{2i} n^{i-1} r_2^n + \cdots + \sum_{i=1}^{m_k} C_{ki} n^{i-1} r_k^n$$



Segundo caso: raíces con multiplicidad mayor que 1

- Ejemplo:

$$T(n) = 5T(n-1) - 8T(n-2) + 4T(n-3)$$

- Ecuación característica:

$$x^3 - 5x^2 + 8x - 4 = (x-2)^2(x-1) = 0$$

- El 2 es una raíz doble, por tanto:

$$T(n) = C_1 2^n + C_2 n 2^n + C_3 1^n$$



Recurrencias no homogéneas - una primera idea

- La parte de la derecha ya no es 0

$$T(n) - 2T(n-1) = 3^n \quad (a)$$

- La convertimos en homogénea:

$$\begin{array}{rcl} T(n+1) - 2T(n) & = & 3^{n+1} \quad (1) \\ 3T(n) - 6T(n-1) & = & 3^{n+1} \quad (2) \\ \hline T(n+1) - 5T(n) + 6T(n-1) & = & 0 \quad (1) - (2) \end{array}$$

- En (1) se incrementa n en (a), en (2) se multiplica (a) por 3
- Con $T(0) = 0$ y $T(1) = 3$

$$T(n) = 3 \cdot 3^n - 3 \cdot 2^n \in \Theta(3^n)$$



Recurrencias no homogéneas - caso simple

- Recurrencia, con **un solo** término a la derecha donde d es el orden del polinomio $P(n)$

$$a_0 T(n) + a_1 T(n-1) + \dots + a_k T(n-k) = b^n P^d(n)$$

- Ecuación característica:

$$(a_0 x^k + a_1 x^{k-1} + \dots + a_k)(x - b)^{d+1} = 0$$

- Ejemplo:

$$T(n) - 2T(n-1) = n \quad b = 1 \quad P(n) = n \quad d = 1$$

$$(x-2)(x-1)^2 = 0 \quad \implies \quad T(n) = C_1 2^n + C_2 1^n + C_3 n 1^n \in \Theta(2^n)$$

Recurrencias no homogéneas - caso general

- Recurrencia general:

$$a_0 T(n) + a_1 T(n-1) + \dots + a_k T(n-k) = b_1^n P_1^{d_1}(n) + \dots + b_s^n P_s^{d_s}(n)$$

- Ecuación característica:

$$(a_0 x^k + a_1 x^{k-1} + \dots + a_k)(x - b_1)^{d_1+1} \dots (x - b_s)^{d_s+1} = 0$$



Recurrencias no homogéneas - caso general

- Ejemplo:

$$T(n) = 2T(n-1) + n + 2^n \quad \text{con } T(0) = 1$$

- Ecuación característica:

$$(x-2)(x-1)^2(x-2) = (x-2)^2(x-1)^2 = 0$$

- Solución (sin hallar las constantes):

$$T(n) = C_1 2^n + C_2 n 2^n + C_3 1^n + C_4 n 1^n$$



Recurrencias no homogéneas - caso general

- Dado $T(0) = 1$, y usando $T(n) = 2T(n-1) + n + 2^n$ tenemos que hallar $T(1)$, $T(2)$ y $T(3)$, para formar un sistema de 4 ecuaciones y 4 incógnitas (las constantes):

$$T(1) = 5 \quad T(2) = 16 \quad T(3) = 43$$

$$\left. \begin{array}{l} C_1 + C_3 = 1 = T(0) \\ 2C_1 + 2C_2 + C_3 + C_4 = 5 = T(1) \\ 4C_1 + 8C_2 + C_3 + 2C_4 = 16 = T(2) \\ 8C_1 + 24C_2 + C_3 + 3C_4 = 43 = T(3) \end{array} \right\}$$

- Solución final ($C_1 = 3$, $C_2 = 1$, $C_3 = -2$ y $C_4 = -1$):

$$T(n) = 3 \cdot 2^n + n2^n - 2 - n \in \Theta(n2^n)$$



Método de cambio de variable

Recurrencia: $T(n) = 4T(n/2) + n$ $T(1) = 1$ $T(2) = 6$

Cambio: $n = 2^k \Rightarrow T(2^k) = 4T(2^{k-1}) + 2^k$

$T(n) = T(2^k) = t(k) \Rightarrow \boxed{t(k) = 4t(k-1) + 2^k}$ Nueva recurrencia

Ecuación característica: $(x-4)(x-2) = 0$

$$t(k) = C_1(4^k) + C_2(2^k) = C_1(2^k)^2 + C_2(2^k)$$

Deshaciendo el cambio: $T(n) = C_1n^2 + C_2n$

Hallando las constantes: $T(n) = 2n^2 - n \in \Theta(n^2)$



Expansión de recurrencias (mismo ejemplo)

$$\begin{aligned}T(n) &= T(n) = 4T(n/2) + n \\&= 4 \left[4T\left(\frac{n}{4}\right) + \frac{n}{2} \right] + n = 4^2 T\left(\frac{n}{2^2}\right) + 2n + n \\&= 4 \left[4 \left[4T\left(\frac{n}{8}\right) + \frac{n}{4} \right] + \frac{n}{2} \right] + n = 4^3 T\left(\frac{n}{2^3}\right) + 4n + 2n + n \\&= 4^i T\left(\frac{n}{2^i}\right) + n \sum_{j=0}^{i-1} 2^j = 4^i T\left(\frac{n}{2^i}\right) + n(2^i - 1)\end{aligned}$$

El caso base $T(1)$ se alcanza cuando $n = 2^i$, $n^2 = (2^i)^2 = (2^2)^i = 4^i$.
Sustituyendo:

$$T(n) = n^2 + n(n - 1) = 2n^2 - n$$



Errores frecuentes – método general

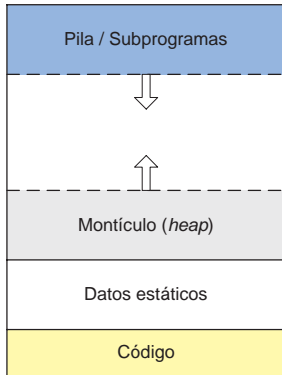
- Cambio de variable $n = 2^k$, y ecuación $T(2^k) = 4T(2^{k-1}) + 2^k$
 - Error: al cambiar $t(k) = T(2^k)$ hacer $t(k) = 4t(k-1) + k$
 - Lo correcto es: $t(k) = 4t(k-1) + 2^k$
- Si $t(k) - t(k-1) = 3^{2k}$ no tenemos una potencia del tipo b^k en el miembro derecho
 - Hay que transformarla: $3^{2k} = (3^2)^k = 9^k$
- A la hora de hallar el polinomio característico es necesario sacar factor común de las potencias en el miembro derecho
 - $t(k) - t(k-1) = 2 + k^3 + 2^k + k2^k$ es
 $t(k) - t(k-1) = (2 + k^3)1^k + (1 + k)2^k$
 - El polinomio característico sería
 $(x-1)(x-1)^4(x-2)^2 = (x-1)^5(x-2)^2$



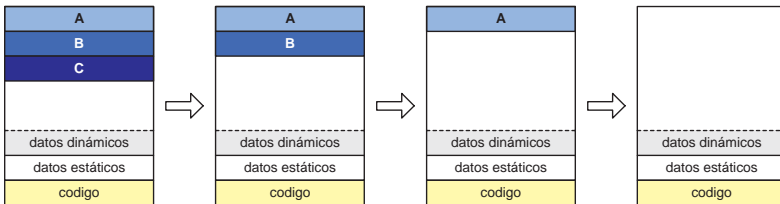
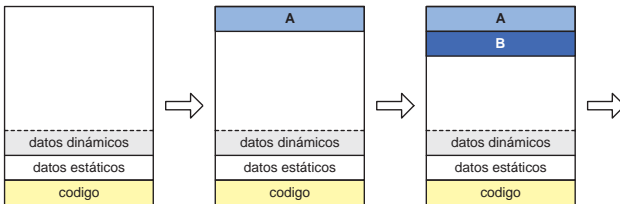
Modelo de memoria

- Código del algoritmo
- Datos estáticos
 - Variables globales
- Llamadas a subprogramas
 - Parámetros
 - Variables locales
- Memoria dinámica

- Modelo (simple) de memoria



Estado de la pila



Llamadas a subprogramas

- La complejidad depende de la **profundidad del árbol recursivo** de llamadas
 - Para ilustrar esto se han coloreado los nodos de un mismo nivel en el árbol con el mismo color
- La complejidad también depende de los recursos que requiera cada subprograma (función/método/subrutina) ejecutado
 - Parámetros de los subprogramas
 - Variables locales a los subprogramas
 - Memoria dinámica reservada al ejecutar el subprograma



Tema 4

Introducción a la recursividad

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Universidad
Rey Juan Carlos



Contenido

- 1 **Introducción**
- 2 **Metodología**
- 3 **Problemas básicos**
- 4 **Problemas adicionales**

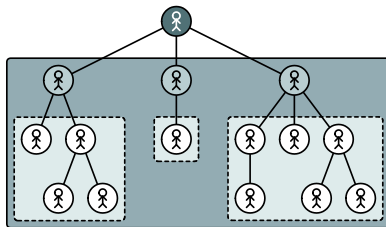


¿Se puede usar en un diccionario?

- Mejor definición: los hijos más los descendientes de los hijos

$$D(p) = \begin{cases} \emptyset & \text{si } H(p) = \emptyset \\ H(p) \cup D(H(p)) & \text{si } H(p) \neq \emptyset \end{cases}$$

H : hijos, D : descendientes, p : persona



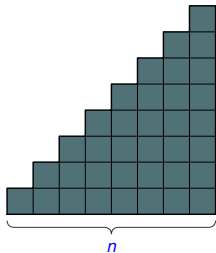
El paradigma de programación declarativa

- En general, hay que pensar en **qué** se va a hacer mucho más que en **cómo** se va a hacer
- A diferencia del paradigma imperativo, evitaremos pensar en cómo se modifican los parámetros y variables a medida que se ejecuta un programa paso a paso
- Suponemos que sabemos **qué** se resuelve (el subproblema), pero no nos interesa saber **cómo**
- Salto de fe recursivo
 - Usas la función que estás programando, **asumiendo que funciona**, aunque todavía no la hayas terminado de implementar

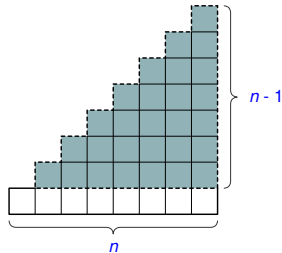


Gráficamente

- Paso 3 (descomposición)
 - Buena idea: usar diagramas para identificar el problema original y el o los subproblemas a considerar



Problema original



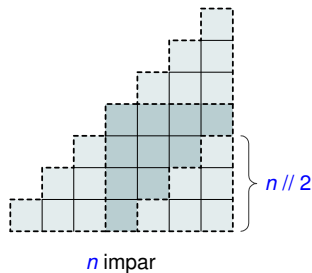
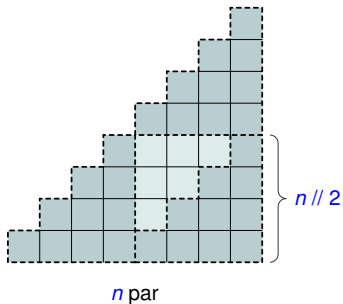
Subproblema

- Problema \equiv “número de cuadrados en una pirámide triangular de altura (y base) n ”



Dividir el tamaño del problema por dos – I

- Paso 3 (descomposición)
 - Problemas de tamaño $n/2$ (aproximadamente)
 - $//$ indica división entera ($8//2 = 4$, $7//2 = 3$)
 - $x//y = \lfloor x/y \rfloor$



Dividir el tamaño del problema por dos – I

$$S(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ 3S(n/2) + S(n/2 - 1) & \text{si } n > 1 \text{ y } n \text{ par} \\ 3S((n-1)/2) + S((n+1)/2) & \text{si } n > 1 \text{ y } n \text{ impar} \end{cases}$$

```

1 def suma(n):
2     if n==0:
3         return 0
4     elif n==1:
5         return 1
6     elif n%2==0:
7         return 3*suma(n//2) + suma(n//2 - 1)
8     else:
9         return 3*suma(n//2) + suma(n//2 + 1)

```

$$T(n) = 2T(n/2) + 1, \text{ con } T(0) = 1 \text{ y } T(1) = 1 \Rightarrow T(n) \in \Theta(n)$$



Dividir el tamaño del problema por dos – III

$$S(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ 4S(n/2) - (n/2) & \text{si } n > 1 \text{ y } n \text{ par} \\ 4S((n-1)/2) + (n+1)/2 & \text{si } n > 1 \text{ y } n \text{ impar} \end{cases}$$

```

1 def suma(n):
2     if n==0:
3         return 0
4     elif n==1:
5         return 1
6     elif n%2==0:
7         return 4*suma(n//2) - n//2
8     else:
9         return 4*suma(n//2) + n//2 + 1

```

$$T(n) = T(n/2) + 1, \text{ con } T(0) = 1 \text{ y } T(1) = 1 \Rightarrow T(n) \in \Theta(\log(n))$$



Arrays y listas – Implementación tipo 1

```

1 # s(a) => a[0] + s(a[1:n])
2 def suma_lista_1(a):
3     if len(a) == 0:
4         return 0
5     else:
6         return a[0] + suma_lista_1(a[1:])
7
8
9 # s(a) => s(a[0:n-1]) + a[n-1]
10 def suma_lista_2(a):
11     if len(a) == 0:
12         return 0
13     else:
14         return suma_lista_2(a[:-1]) + a[-1]
15
16
17 # s(a) => s(a[0:n//2]) + s(a[n//2:n])
18 def suma_lista_3(a):
19     if len(a) == 0:
20         return 0
21     elif len(a) == 1:
22         return a[0]
23     else:
24         mitad = len(a)//2
25         return suma_lista_3(a[:mitad]) + suma_lista_3(a[mitad:])

```



Arrays y listas – Implementación tipo 2

```

1 # s(a) => a[0] + s(a[1:n])
2 def suma_lista_limites_1(a,inf,sup):
3     if inf>sup:
4         return 0
5     else:
6         return a[inf] + suma_lista_limites_1(a,inf+1,sup)
7
8
9 # s(a) => s(a[0:n-1]) + a[n-1]
10 def suma_lista_limites_2(a,inf,sup):
11     if inf>sup:
12         return 0
13     else:
14         return a[sup] + suma_lista_limites_2(a,inf,sup-1)
15
16
17 # s(a) => s(a[0:n//2]) + s(a[n//2:n])
18 def suma_lista_limites_3(a,inf,sup):
19     if inf>sup:
20         return 0
21     elif inf==sup:
22         return a[inf] # or a[sup]
23     else:
24         mitad = (sup+inf)//2
25         return suma_lista_limites_3(a,inf,mitad) + suma_lista_limites_3(a,mitad+1,sup)

```



Problemas básicos



Suma de los dígitos de un número

Suma de los dígitos de un número entero no negativo

Dado un número $n \in \mathbb{N}$, hallar la suma de sus dígitos.

Ejemplo: Para $n = 3652$, se devuelve $s(3652) = 3 + 6 + 5 + 2 = 16$

- Paso 1 (tamaño):
 - El número de dígitos de n
- Paso 2 (casos base):
 - Instancia más pequeña: que el número solo contenga un dígito.
 - Si $n < 10$, $s(n) = n$
- Paso 3 (descomposición). Opciones:
 - Eliminar el dígito menos significativo $s(365) \leftarrow$ más sencillo
 - Eliminar el dígito más significativo $s(652)$
 - Dividir el número por la mitad $s(36)$, $s(52)$



Suma lenta – I

- Paso 3 (descomposición): $s(a - 1, b) = a - 1 + b$
- Paso 4 (casos recursivos):
 - ¿Cómo conseguir $s(a, b)$ si ya sabemos $s(a - 1, b)$? Solo hace falta sumarle 1
 - Caso recursivo: $s(a, b) = s(a - 1, b) + 1$
- Paso 5 (implementar):

```
1 def suma_lenta1(a,b):
2     if a==0:
3         return b
4     else:
5         return suma_lenta1(a-1,b) + 1
```



Suma lenta – III

- Paso 3 (descomposición):

$$s(a-1, b-1) = a-1 + b-1 = a + b - 2$$

- Paso 4 (casos recursivos):

- ¿Cómo conseguir $s(a, b)$ si ya sabemos $s(a-1, b-1)$? Sumar 1 dos veces
- Caso recursivo: $s(a, b) = s(a-1, b-1) + 1 + 1$

- Paso 5 (implementar):

```

1 def suma_lenta3(a,b):
2     if a==0:
3         return b
4     else:
5         return suma_lenta3(a-1,b-1) + 1 + 1

```



Suma lenta – IV

- Paso 3 (descomposición):

$$s(a-1, b-1) = a-1 + b-1 = a + b - 2$$
- Paso 4 (casos recursivos):
 - ¿Cómo conseguir $s(a, b)$ si ya sabemos $s(a-1, b-1)$? Sumar 1 dos veces
 - Caso recursivo: $s(a, b) = s(a-1, b-1) + 1 + 1$
- Paso 5 (implementar):

```

1 def suma_lenta4(a,b):
2     if a==0:
3         return b
4     elif b==0:
5         return a
6     else:
7         return suma_lenta4(a-1,b-1) + 1 + 1

```



Máximo de una lista

Máximo de una lista de números

Dada una lista \mathbf{a} , de longitud $n \geq 1$, hallar el máximo de sus elementos:

$$\max_{i=0..n-1} \{a_i\}$$

Ejemplo: $m([4, 2, 7, 5]) = 7$.

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base): Si $n = 1$, $s(\mathbf{a}) = a_0$
- Paso 3 (descomposición). Tenemos varias opciones válidas:
 - Eliminar el primer elemento de la lista ($a[1:]$) $m(\mathbf{a}_{1..n-1})$
 - Eliminar el último elemento de la lista ($a[:-1]$) $m(\mathbf{a}_{0..n-2})$
 - Dividir la lista por la mitad ($a[:\text{mitad}]$ y $a[\text{mitad}:]$)
 $m(\mathbf{a}_{0..h-1})$ y $m(\mathbf{a}_{h..n-1})$, donde $h = n//2 = \lfloor n/2 \rfloor$.



Máximo de una lista – I

- Paso 3 (descomposición): $m(\mathbf{a}_{1..n-1})$
- Paso 4 (casos recursivos):
 - ¿Cómo conseguir $m(\mathbf{a})$ si ya sabemos $m(\mathbf{a}_{1..n-1})$? Será el mayor entre el encontrado en la sublista y el primer elemento de \mathbf{a}
 - Caso recursivo: $m(\mathbf{a}) = \text{máx}\{m(\mathbf{a}_{1..n-1}), a_0\}$
- Paso 5 (implementar):

```
1 def maximo1(a):
2     if len(a)==1:
3         return a[0]
4     else:
5         return max(maximo1(a[1:]),a[0])
```



Potencia con exponente no negativo – I

- Paso 4 (casos recursivos):
 - ¿Cómo conseguir b^n si conoces $b^{n/2}$?
 - Si n es par: $b^n = (b^{n/2})^2$
 - Si n es impar: $b^n = b \cdot (b^{n/2})^2$
- Paso 5 (implementar):

```

1 def pot2(b,n):
2     if n==0:
3         return 1
4     elif n%2==0:
5         p = pot2(b,n//2)
6         return p*p
7     else:
8         p = pot2(b,n//2)
9         return b*p*p

```

$$T(n) = \Theta(\log(n))$$



Escribir secuencia de caracteres – I y II

- Pasos 4 y 5 (casos recursivos e implementación):

```

1 def f1(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         print(s[0])
9         f1(s[1:])

```

```

1 def f2(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         f2(s[:-1])
9         print(s[-1])

```

```

1 def f3(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         m = n//2
9         f3(s[:m])
10        f3(s[m:])

```

```

1 def g1(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         g1(s[1:])
9         print(s[0])

```

```

1 def g2(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         print(s[-1])
9         g2(s[:-1])

```

```

1 def g3(s):
2     n = len(s)
3     if n==0:
4         print()
5     elif n==1:
6         print(s)
7     else:
8         m = n//2
9         g3(s[:m])
10        g3(s[m:])

```


Sumatorio general

- Pasos 4 y 5 (casos recursivos e implementación):

```
1 def g(x):
2     return x*x;
3
4 def s1(m,n,g):
5     if m>n:
6         return 0
7     else:
8         return g(m) + s1(m+1,n,g)
9
10 def s2(m,n,g):
11     if m>n:
12         return 0
13     else:
14         return s2(m,n-1,g) + g(n)
15
16 def s3(m,n,g):
17     if m>n:
18         return 0
19     elif m==n:
20         return g(m)
21     else:
22         mitad = (n+m)//2
23         return s3(m,mitad,g) + s3(mitad+1,n,g)
```



Problemas adicionales



Cambio de base

- Paso 4 (casos recursivos):
 - ¿Si conoces $c(n//b, b)$, cómo construyes $c(n, b)$?
 - Ejemplo. Para $n = 142$, $n//5 = 28$. Además, $c(142, 5) = 1032$ y $c(28, 5) = 103$
 - Tendríamos que multiplicar 103 por 10, y sumarle 2
 - La regla recursiva es: $c(n, b) = 10 \cdot c(n//b, b) + n \% b$
- Paso 5 (implementación):

```

1 def cambio_base(n,b):
2     if n<b:
3         return n
4     else:
5         return 10*cambio_base(n//b,b) + n%b

```



Evaluar un polinomio

Evaluar un polinomio

Sea $P(x, \mathbf{d}) = d_n x^n + d_{n-1} x^{n-1} + \dots + d_1 x + d_0$ un polinomio de grado n , determinado por los coeficientes d_i , que se especifican en una lista \mathbf{d} de longitud $n + 1$. El problema consiste en evaluar el polinomio para un valor concreto de x .

Ejemplo: $P(3, [2, -4, 5]) = 5 \cdot (3)^2 - 4 \cdot (3)^1 + 2 = 35$

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - Instancia más pequeña:
 - $n = 0$. En ese caso $P(x, \mathbf{d}) = d_0$



Evaluar un polinomio – Algoritmo de Horner

- Paso 3 (descomposición)
 - Eliminamos el primer elemento de \mathbf{d} (algoritmo de Horner)
 - También se puede eliminar el último, o partir el polinomio en dos
- Paso 4 (casos recursivos):
 - Asumimos que conocemos

$$P(x, \mathbf{d}_{1..n}) = d_n x^{n-1} + d_{n-1} x^{n-2} + \dots + d_1$$
 - La regla recursiva es: $P(x, \mathbf{d}) = d_0 + x \cdot P(x, \mathbf{d}_{1..n})$
- Paso 5 (implementación):

```

1 def horner(x,d):
2     if len(d)==1:
3         return d[0]
4     else:
5         return d[0] + x*horner(x,d[1:])

```



Búsqueda lineal

Búsqueda lineal

Dada una lista a de longitud n , no necesariamente ordenada, y un elemento x , devolver un índice de la lista en el que se encuentre x . Si x no está en la lista el método devolverá -1 . El método será una función $f(a, x)$.

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - $n = 0$. En ese caso el método devolverá -1 .
 - Otros casos triviales son (no será necesario considerar ambos):
 - Si $x = a_{n-1}$ el método devolverá $n - 1$
 - Si $x = a_0$ el método devolverá 0
- Paso 3 (descomposición):
 - Eliminar el último elemento de la lista (veremos solo este caso)
 - Eliminar el primer elemento de la lista



Búsqueda lineal

- Paso 4 (casos recursivos):
 - Si hemos comprobado que $x \neq a_{n-1}$, entonces el resultado del método será el resultado de buscar a x en la sublista $a_{0..n-2}$
 - En ese caso $f(a, x) = f(a_{0..n-2}, x)$
- Paso 5 (implementación):

```
1 def busqueda_lineal(a, x):
2     n = len(a)
3     if n==0:
4         return -1
5     elif a[n-1]==x:
6         return n-1
7     else:
8         return busqueda_lineal(a[:-1], x)
```



Búsqueda en lista ordenada

Búsqueda en lista ordenada

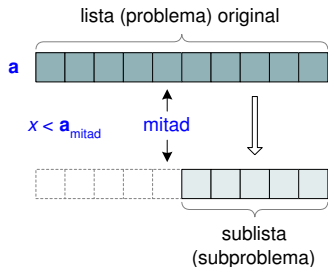
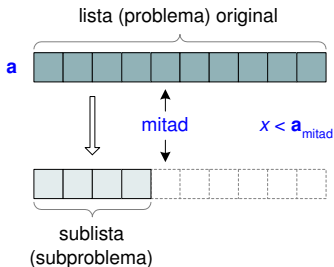
Dada una lista a de longitud n , ordenada de manera creciente, y un elemento x , devolver un índice de la lista en el que se encuentre x . Si x no está en la lista el método devolverá -1 .

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - $n = 0$. La lista es vacía. En ese caso el método devolverá -1 .
 - Si $x = a_m$ el método devolverá m . En el algoritmo que veremos (búsqueda binaria) m hará referencia a la mitad de la lista.
- Paso 3 (descomposición):
 - Descartar la búsqueda en la mitad superior o inferior de la lista. Esto conducirá a un algoritmo que correrá en tiempo $\Theta(\log(n))$



Búsqueda en lista ordenada

- Paso 4 (casos recursivos):
 - Si $x < a_m$ entonces x solo podrá estar en $a_{0..m-1}$, por lo que la búsqueda debe continuar en esa primera mitad de la lista
 - Si $x > a_m$ entonces x solo podrá estar en $a_{m+1..n-1}$, por lo que la búsqueda debe continuar en esa segunda mitad de la lista



Búsqueda en lista ordenada

- Paso 5 (implementación):
 - Al tener que devolver un índice, es conveniente emplear parámetros que indiquen el principio (`inf`) y final (`sup`) de la sublista de `a` en la que se va a realizar la búsqueda
 - Se pasa toda la lista `a` (en realidad, un puntero a ella), pero la función debe trabajar solo con los índices entre `inf` y `sup`

```

1 def busqueda_binaria(a, x, inf, sup):
2     if inf>sup:
3         return -1
4     else:
5         mitad = (inf+sup)//2
6
7         if x==a[mitad]:
8             return mitad
9         elif x<a[mitad]:
10            return busqueda_binaria(a, x, inf,mitad-1)
11        else:
12            return busqueda_binaria(a, x, mitad+1, sup)

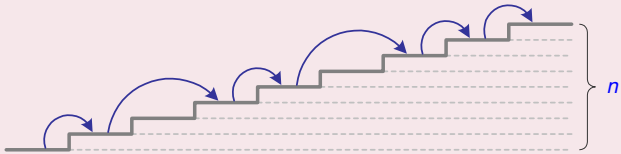
```



Formas de subir escaleras

Formas de subir escaleras

Halla el número de maneras en las que se puede subir unas escaleras de n peldaños, dando pasos de uno o dos peldaños.



- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - $n = 1$. Solo hay una forma de subir, $f(1) = 1$
 - $n = 2$. Hay dos formas de subir, $f(2) = 2$

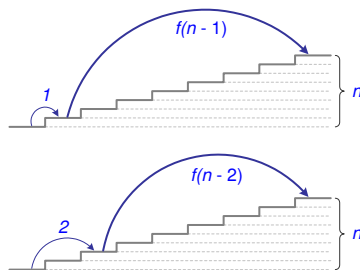


Formas de subir escaleras

- Paso 3 (descomposición)
 - Suponemos que sabemos subir tanto $n - 1$ como $n - 2$ peldaños
 - Intentaremos construir $f(n)$ a partir de $f(n - 1)$ y $f(n - 2)$
- Paso 4 (casos recursivos):
 - En problemas combinatorios (de conteo) es recomendable agrupar los elementos a contar en diferentes categorías
 - En este caso hay dos tipos de formas de subir: las secuencias que comienzan subiendo un peldaño, y las que empiezan subiendo dos
 - El número de secuencias que empiezan subiendo un peldaño es $f(n - 1)$
 - El número de secuencias que empiezan subiendo dos peldaños en un paso es $f(n - 2)$



Formas de subir escaleras



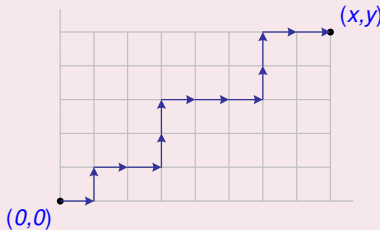
● Paso 5 (implementación):

```
1 def f(n):
2     if n==1:
3         return 1
4     elif n==2:
5         return 2
6     else:
7         return f(n-1) + f(n-2)
```

Caminos por Manhattan

Caminos por Manhattan

Hallar el número de formas de llegar desde el origen en el plano $(0, 0)$ hasta el punto (x, y) , donde $x, y \in \mathbb{N}$, dando $x + y$ pasos, donde en cada uno solo se puede avanzar una unidad hacia arriba o hacia la derecha. Es decir, solo se puede incrementar en una unidad la coordenada x o la coordenada y en cada paso.

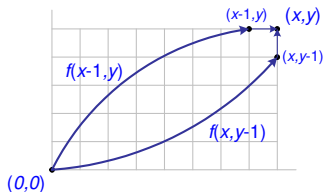


Caminos por Manhattan

- Paso 1 (tamaño): $x + y$
- Paso 2 (casos base):
 - $x = 0$ e $y = 0$ es un caso base, pero hay otro más general:
 - Si $x = 0$ o $y = 0$ solo habrá una forma de alcanzar (x, y)
 - Un camino totalmente horizontal o vertical
 - Si $x = 0$ e $y = 0$ se considera que hay un camino válido
- Paso 3 (descomposición)
 - Suponemos que sabemos llegar al punto $(x - 1, y)$ y al $(x, y - 1)$
 - Es decir, aprovechamos las soluciones $f(x - 1, y)$ y $f(x, y - 1)$
- Paso 4 (casos recursivos)
 - Desde $(x - 1, y)$ o $(x, y - 1)$ solo hay una manera de llegar a (x, y) .
Por tanto: $f(x, y) = f(x - 1, y) + f(x, y - 1)$



Caminos por Manhattan



● Paso 5 (implementación):

```

1 def f(x,y):
2     if (x==0) or (y==0):
3         return 1
4     else:
5         return f(x-1,y) + f(x,y-1)

```

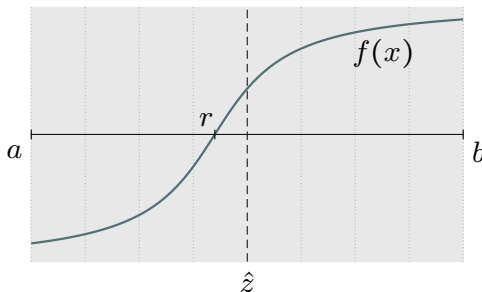
$$f(x,y) = \frac{(x+y)!}{x! \cdot y!} = \binom{x+y}{y} = \binom{x+y}{x}$$



Encontrar un 0 de una función: bisección

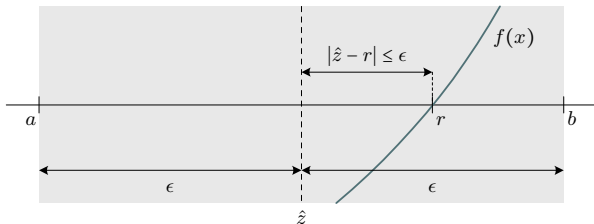
Encontrar un 0 de una función

Sea $f(x)$ una función continua en un intervalo $[a,b]$. Se sabe que $\text{signo}(f(a)) \neq \text{signo}(f(b))$, por lo que la función tendrá al menos un cero (r). Se pide hallar uno de estos ceros con una precisión de ϵ (la diferencia con respecto al cero real será ϵ como mucho). Por tanto, el resultado será una estimación \hat{z} . La función a implementar será $\zeta(a, b, f, \epsilon)$.



Encontrar un 0 de una función: bisección

- Paso 1 (tamaño): $b - a$, que, en función de ϵ , determinará el número de veces que se reducirá el intervalo de búsqueda por 2.
- Paso 2 (casos base):
 - Si $f(\hat{z}) = 0$ se podrá parar: se ha encontrado un cero exacto ($\hat{z} = r$)
 - Si $b - a < 2\epsilon$, la diferencia entre el cero real (r) y nuestra estimación del cero (\hat{z}) será menor o igual a ϵ y podremos parar



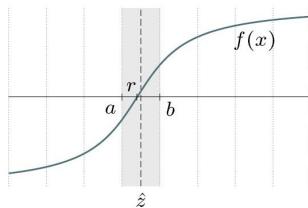
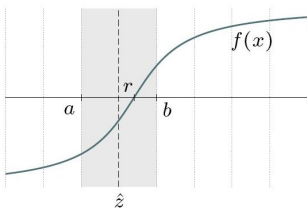
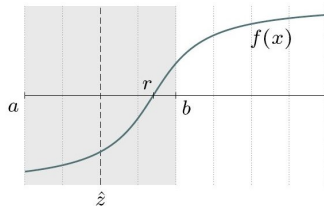
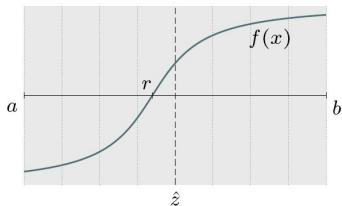
Encontrar un 0 de una función: bisección

- Paso 3 (descomposición)
 - Reducimos el ancho del intervalo, dividiéndolo por dos
 - Tomando $\hat{z} = (a + b)/2$, \hat{z} pasará a ser un extremo de un nuevo intervalo, de manera que los signos de la función en sus extremos sean diferentes
- Paso 4 (casos recursivos):
 - Inicialmente $\hat{z} = (a + b)/2$
 - Si $\text{signo}(f(a)) \neq \text{signo}(f(\hat{z}))$ entonces el resultado será $\zeta(a, \hat{z}, f, \epsilon)$
 - En caso contrario será $\zeta(\hat{z}, b, f, \epsilon)$



Encontrar un 0 de una función: bisección

● Proceso:



Encontrar un 0 de una función: bisección

- Paso 5 (implementación):

```
1 def f(x):
2     return x*x-2
3
4 def biseccion(a, b, f, epsilon):
5     z = (a+b)/2
6
7     if f(z)==0 or b-a<=2*epsilon:
8         return z
9     elif (f(a)>0 and f(z)<0) or (f(a)<0 and f(z)>0):
10        return biseccion(a, z, f, epsilon)
11    else:
12        return biseccion(z, b, f, epsilon)
```

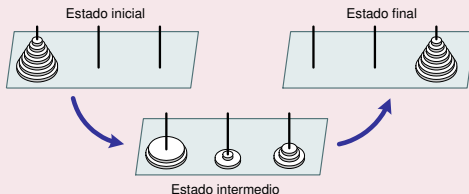
Torres de Hanoi

Torres de Hanoi

En este puzle se dispone de n discos de diferente tamaño (se puede asumir que el i -ésimo disco tiene radio i), insertados en una torre, en orden decreciente de tamaño (estado inicial). El objetivo consiste en determinar la secuencia de movimientos de discos individuales para ubicar a todos los discos en otra torre (estado final), usando una tercera como auxiliar, con las siguientes reglas:

- 1 Solo se puede mover un disco a la vez
- 2 No puede haber un disco de mayor tamaño encima de otro de menor tamaño

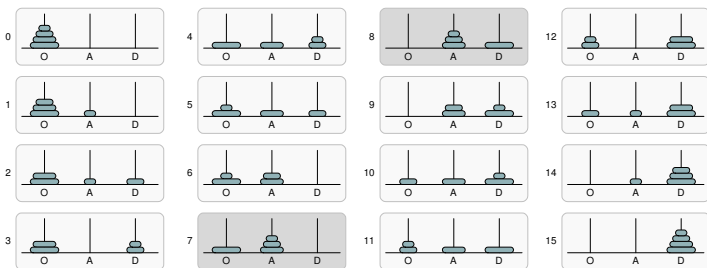
Cada movimiento se imprimirá por pantalla como “Mover disco i desde t_1 a t_2 ”, donde t_1 y t_2 podrán ser la torre origen, auxiliar o destino.



Torres de Hanoi

- Proceso, para $n = 4$ se puede resolver en 15 movimientos:

- O: origen. A: auxiliar. D: destino



- No suele ser útil analizar todas las operaciones
 - Las etapas 7 y 8 son especialmente interesantes. ¿Por qué?
- Debemos centrarnos en subproblemas y sus soluciones



Torres de Hanoi

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - Si $n = 1$: mover el disco 1 desde la torre origen a la destino
 - También: Si $n = 0$: no se realiza ningún movimiento
- Paso 3 (descomposición):
 - Consideramos subproblemas de tamaño $n - 1$
 - Implicación clave: suponemos que sabemos mover toda una pirámide de $n - 1$ discos, desde cualquier torre a otra



Torres de Hanoi

- Paso 5 (implementación):

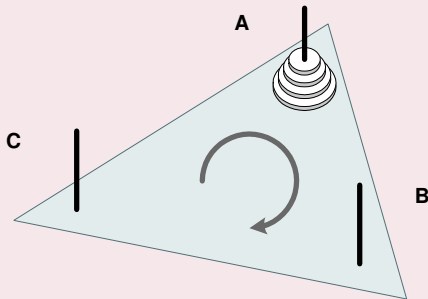
```
1 def torres_Hanoi(n,o,d,a):
2     if n==1:
3         print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
4     else:
5         torres_Hanoi(n-1,o,a,d)
6         print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
7         torres_Hanoi(n-1,a,d,o)
8
9
10 # Código alternativo
11 def torres_Hanoi_alt(n,o,d,a):
12     if n>0:
13         torres_Hanoi_alt(n-1,o,a,d)
14         print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
15         torres_Hanoi_alt(n-1,a,d,o)
```



Torres de Hanoi cíclicas

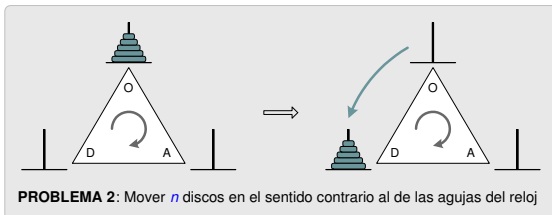
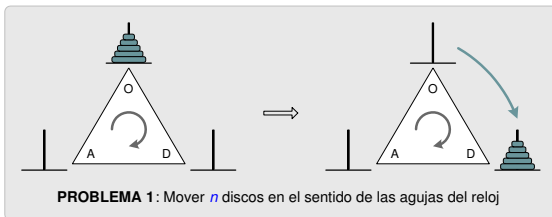
Torres de Hanoi cíclicas

Este puzzle es idéntico al de las torres de Hanoi original, pero añade una restricción sobre el movimiento de los discos. Si las torres se ubican en los vértices de un triángulo, los discos solo podrán pasar de una torre a otra en el sentido de las agujas del reloj.



Torres de Hanoi cíclicas

- Realmente tenemos dos problemas distintos:



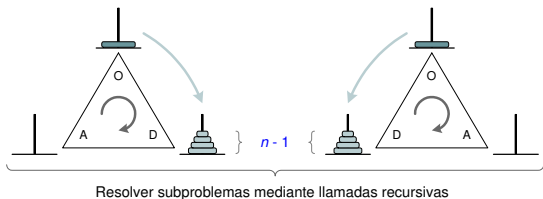
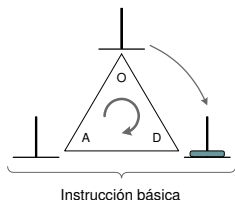
Torres de Hanoi cíclicas

- Paso 1 (tamaño): n
- Paso 2 (casos base):
 - Si $n = 1$ (“reloj”): mover el disco 1 desde la torre origen a la destino
 - Si $n = 1$ (“antireloj”): mover el disco 1 desde la torre origen a la auxiliar, y luego a la destino
 - También: Si $n = 0$: no se realiza ningún movimiento
- Paso 3 (descomposición):
 - Consideramos subproblemas de tamaño $n - 1$, para ambos problemas
 - Implicación clave: suponemos que sabemos mover toda una pirámide de $n - 1$ discos, en cualquiera de los dos sentidos



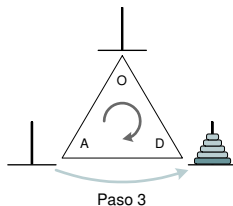
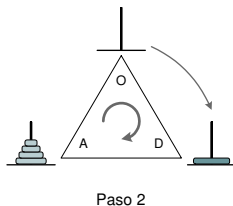
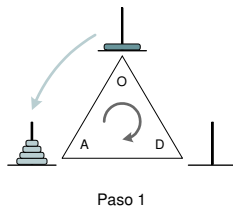
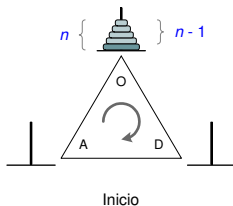
Torres de Hanoi cíclicas

- Paso 4 (casos recursivos). Operaciones que podemos realizar:
 - Instrucción básica
 - Mover un disco
 - Llamadas recursivas
 - Mover $n - 1$ discos en el sentido de las agujas del reloj
 - Mover $n - 1$ discos en el sentido contrario al de las agujas del reloj



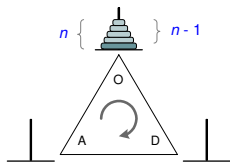
Torres de Hanoi cíclicas

- Paso 4 (casos recursivos). Sentido "reloj"

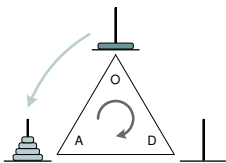


Torres de Hanoi cíclicas

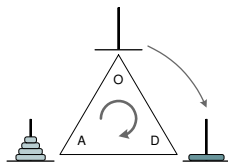
- Paso 4 (casos recursivos). Sentido “antireloj”



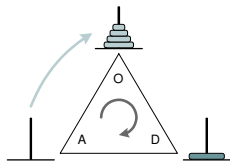
Inicio



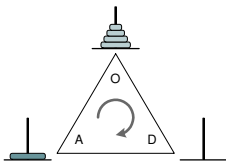
Paso 1



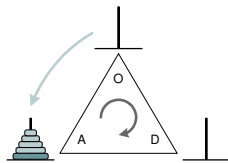
Paso 2



Paso 3



Paso 4



Paso 5

Torres de Hanoi cíclicas

- Paso 5 (implementación):

```
1 def reloj(n,o,d,a):
2     if n>0:
3         antireloj(n-1,o,a,d)
4         print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
5         antireloj(n-1,a,d,o)
6
7
8 def antireloj(n,o,d,a):
9     if n>0:
10        antireloj(n-1,o,d,a)
11        print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
12        reloj(n-1,d,o,a)
13        print('Mueve disco',n,'desde torre',o,'a torre',d)
14        antireloj(n-1,o,d,a)
```



Tema 5

Divide y vencerás

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023

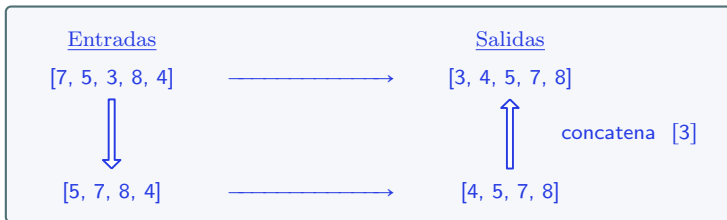


Universidad
Rey Juan Carlos



Select-sort

- Descomposición: Eliminar el menor elemento de la lista de entrada



```
1 def select_sort_rec(a):
2     if len(a) <= 1:
3         return a
4     else:
5         m = min(a)
6         a.remove(m)
7         return [m] + select_sort_rec(a)
```



Select-sort

- Alternativas que no modifican la lista de entrada

```
1 def select_sort_rec(a):
2     if len(a) <= 1:
3         return a
4     else:
5         b = list(a)
6         min_index = b.index(min(b))
7         aux = b[min_index]
8         b[min_index] = b[0]
9         b[0] = aux
10        return [aux] + select_sort_rec(b[1:])
```

```
1 def select_sort_rec(a):
2     if len(a) <= 1:
3         return a
4     else:
5         b = list(a)
6         m = min(b)
7         b.remove(m)
8         return [m] + select_sort_rec(b)
```


Merge-sort

```
1 def merge_sort(a): # Versión out-of-place
2     n = len(a)
3     if n <= 1:
4         return a
5     else:
6         mitad = n//2
7         a1 = merge_sort(a[:mitad])
8         a2 = merge_sort(a[mitad:])
9         return mezcla(a1, a2)
10
11 # Versión recursiva sencilla. Es preferible una versión iterativa
12 # Las listas a and b están ordenadas de menor a mayor
13 def mezcla(a, b):
14     if a == []:
15         return b
16     elif b == []:
17         return a
18     else:
19         if a[0] < b[0]:
20             return [a[0]] + mezcla(a[1:], b)
21         else:
22             return [b[0]] + mezcla(a, b[1:])
```

Merge-sort – Versión in-place más eficiente

```

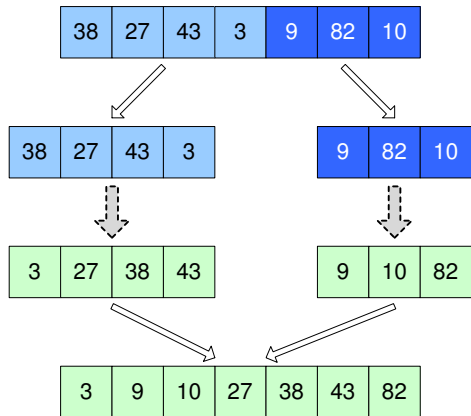
1 # Versión in-place, más eficiente
2 def merge_sort_limites(a,ini,fin):
3     if ini<fin:
4         mitad = (ini+fin)//2
5         merge_sort_limites(a,ini,mitad)
6         merge_sort_limites(a,mitad+1,fin)
7         a[ini:fin+1] = mezcla_limites(a,ini,mitad,mitad+1,fin)
8
9
10 def mezcla_limites(a,aI,aF,bI,bF):
11     if aI>aF:
12         return a[bI:bF+1]
13     elif bI>bF:
14         return a[aI:aF+1]
15     else:
16         if a[aI]<a[bI]:
17             return [a[aI]] + mezcla_limites(a,aI+1,aF,bI,bF)
18         else:
19             return [a[bI]] + mezcla_limites(a,aI,aF,bI+1,bF)

```



Merge-sort

- Para diseñar el código, es mejor pensar en este esquema



Descomponer el problema

Obtener soluciones de subproblemas (automáticamente) a través de llamadas recursivas

Combinar soluciones



Quicksort

- Caso mejor (el elemento pivote está en la mitad)

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 2T(n/2) + \Theta(n) & \text{si } n > 1 \end{cases} \Rightarrow \Theta(n \log n)$$

- Caso peor (un subvector queda siempre vacío)

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ T(1) + T(n-1) + \Theta(n) & \text{si } n > 1 \end{cases} \Rightarrow \Theta(n^2)$$



Quicksort

- Algoritmo de ordenación rápido en la práctica
 - Caso peor: $\Theta(n^2)$
 - Caso mejor: $\Theta(n \log n)$
 - Caso medio: $\Theta(n \log n)$
- Suele superar a otros algoritmos $\Theta(n \log n)$ al utilizar mejor las jerarquías de memoria
- Memoria auxiliar
 - $\mathcal{O}(n)$
 - Puede ser “out-of-place” o “in-place” (la ordenación no se realiza en el propio vector)



Búsqueda del k-ésimo elemento más pequeño

Búsqueda del k-ésimo elemento más pequeño

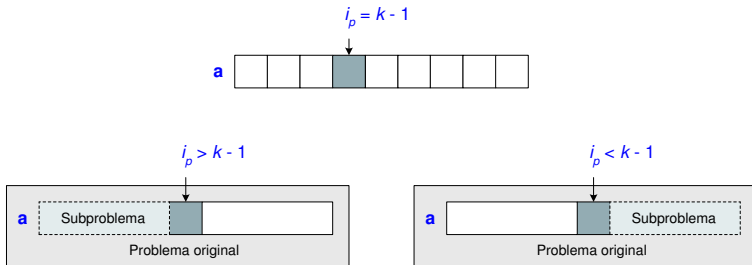
Dada una lista a de n números, encontrar el k -ésimo elemento más pequeño.

Ejemplo: Para $a = [4, 3, 7, 7, 2, 5, 1, 8, 9, 2, 1]$, y $k = 5$, el algoritmo devuelve 3, ya que es el 5º elemento de la lista ordenada $[1, 1, 2, 2, 3, 4, 5, 7, 7, 8, 9]$.

- Caso general de la búsqueda de la mediana
- Veremos el algoritmo **Quickselect**
 - Basado en la partición de Hoare
 - Solo realiza una llamada recursiva
 - Estrictamente, no es un algoritmo de divide y vencerás



Búsqueda del k -ésimo elemento más pequeño



- Aplica la partición de Hoare, ubicando el pivote donde quedaría en caso de ordenar la lista
- Si el pivote está en el índice $k - 1$ se ha encontrado el k -ésimo elemento más pequeño
- De lo contrario se sigue buscando, pero solo en la mitad donde se puede encontrar el elemento buscado

Quickselect

```
1 def quickselect(a,ini,fin,k):
2     if ini==fin:
3         return a[ini]
4     else:
5         indice_pivote = particion_Hoare(a, ini, fin)
6
7         if indice_pivote==k-1:
8             return a[indice_pivote]
9         elif indice_pivote<k-1:
10            return quickselect(a,indice_pivote+1,fin,k)
11        else:
12            return quickselect(a,ini,indice_pivote-1,k)
```

- Coste medio: $\mathcal{O}(n)$
- Coste en el peor caso: $\mathcal{O}(n^2)$



Multiplicación

- Multiplicación de números naturales en binario
 - Algoritmo de Karatsuba

- Multiplicación de matrices
 - Descomposiciones recursivas
 - Algoritmo de Strassen



Multiplicación rápida de números en binario

Multiplicación de números en binario

Dados dos números enteros no negativos x e y , expresados en binario mediante b_x y b_y bits, respectivamente, hallar el producto xy .

- Tamaño del problema: $\text{mín}(x, y)$
- Casos base:
 - Si $x = 0$ o $y = 0$ (es decir, si $\text{mín}(x, y) = 0$) el resultado es 0
 - Si $x = 1$ el resultado es y
 - Si $y = 1$ el resultado es x



Multiplicación rápida de números en binario

- Descomposición:

$$\begin{aligned} x &= a \cdot 2^m + b \\ y &= c \cdot 2^m + d \end{aligned} \qquad m = \min \left(\left\lfloor \frac{b_x}{2} \right\rfloor, \left\lfloor \frac{b_y}{2} \right\rfloor \right)$$

- Ejemplo. Para $x = 594$ e $y = 69$:

$$\begin{aligned} x &= 1001010010_2 = \underbrace{1001010}_{a=74} \underbrace{010}_{b=2} = 74 \cdot 2^3 + 2 \\ y &= 1000101_2 = \underbrace{1000}_{c=8} \underbrace{101}_{d=5} = 8 \cdot 2^3 + 5 \end{aligned}$$

- $b_x = 10, b_y = 7, m = 3, a = 74, b = 2, c = 8, y d = 5$

Multiplicación de matrices

- La división de una matriz en bloques tiene varias ventajas:
 - Simplifica operaciones algebraicas
 - Se puede aprovechar para construir algoritmos eficientes que hagan buen uso de la memoria caché
- Para realizar una multiplicación hay varias formas de dividir la matriz

$$A \cdot B = \begin{pmatrix} A_1 \\ A_2 \end{pmatrix} \cdot (B_1 \mid B_2) = \begin{pmatrix} A_1 B_1 & A_1 B_2 \\ A_2 B_1 & A_2 B_2 \end{pmatrix}$$

$$A \cdot B = (A_1 \mid A_2) \cdot \begin{pmatrix} B_1 \\ B_2 \end{pmatrix} = (A_1 B_1 + A_2 B_2)$$

$$A \cdot B = \begin{pmatrix} A_{11} & A_{12} \\ A_{21} & A_{22} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} B_{11} & B_{12} \\ B_{21} & B_{22} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} A_{11} B_{11} + A_{12} B_{21} & A_{11} B_{12} + A_{12} B_{22} \\ A_{21} B_{11} + A_{22} B_{21} & A_{21} B_{12} + A_{22} B_{22} \end{pmatrix}$$



Multiplicación de matrices - complejidad

- Sea A una matriz de $p \times q$, y B una matriz de $q \times r$
- El producto $C = AB$ requiere $\mathcal{O}(pqr)$ operaciones
- Considérese que las matrices son cuadradas de dimensión $n \times n$, y la siguiente descomposición:

$$A \cdot B = \begin{pmatrix} A_{11} & A_{12} \\ A_{21} & A_{22} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} B_{11} & B_{12} \\ B_{21} & B_{22} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} A_{11}B_{11} + A_{12}B_{21} & A_{11}B_{12} + A_{12}B_{22} \\ A_{21}B_{11} + A_{22}B_{21} & A_{21}B_{12} + A_{22}B_{22} \end{pmatrix}$$

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 8T(n/2) + 4\Theta(n^2) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

- 8 multiplicaciones (de matrices de $n/2 \times n/2$)
- 4 sumas (de matrices de $n/2 \times n/2$)
- Por el teorema maestro: $T(n) = \Theta(n^{\log_2 8}) = \Theta(n^3)$



Multiplicación de matrices – Librería numpy

```
1 import numpy as np
2
3 def mult_mat(A, B):
4     p = A.shape[0]; q = A.shape[1]; r = B.shape[1]
5
6     if p == 0 or q == 0 or r == 0:
7         return np.zeros((p, r))
8     elif p == 1 and q == 1 and r == 1:
9         return np.matrix([[A[0, 0] * B[0, 0]])]
10    else:
11        A11 = A[0:p // 2, 0:q // 2]; A21 = A[p // 2:p, 0:q // 2]
12        A12 = A[0:p // 2, q // 2:q]; A22 = A[p // 2:p, q // 2:q]
13
14        B11 = B[0:q // 2, 0:r // 2]; B21 = B[q // 2:q, 0:r // 2]
15        B12 = B[0:q // 2, r // 2:r]; B22 = B[q // 2:q, r // 2:r]
16
17        C11 = mult_mat(A11, B11) + mult_mat(A12, B21)
18        C12 = mult_mat(A11, B12) + mult_mat(A12, B22)
19        C21 = mult_mat(A21, B11) + mult_mat(A22, B21)
20        C22 = mult_mat(A21, B12) + mult_mat(A22, B22)
21
22        return np.vstack([np.hstack([C11, C12]),
23                           np.hstack([C21, C22])])
24
25 A = np.matrix([[2, 3, 1, -3], [4, -2, 1, 2]])
26 B = np.matrix([[2, 3, 1], [4, -1, -5], [0, -6, 3], [1, -1, 1]])
27 print(mult_mat(A, B))
```

Multiplicación de matrices - algoritmo de Strassen

- La operación básica más costosa es la multiplicación
- El algoritmo de Strassen consigue reducir el número de multiplicaciones
- Considérese la siguiente descomposición:

$$\begin{pmatrix} A_{11} & A_{12} \\ A_{21} & A_{22} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} B_{11} & B_{12} \\ B_{21} & B_{22} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} C_{11} & C_{12} \\ C_{21} & C_{22} \end{pmatrix}$$

$$M_1 = (A_{11} + A_{22})(B_{11} + B_{22})$$

$$C_{11} = M_1 + M_4 - M_5 + M_7$$

$$M_2 = (A_{21} + A_{22})B_{11}$$

$$C_{12} = M_3 + M_5$$

$$M_3 = A_{11}(B_{12} - B_{22})$$

$$C_{21} = M_2 + M_4$$

$$M_4 = A_{22}(B_{21} - B_{11})$$

$$C_{22} = M_1 - M_2 + M_3 + M_6$$

$$M_5 = (A_{11} + A_{12})B_{22}$$

$$M_6 = (A_{21} - A_{11})(B_{11} + B_{12})$$

$$M_7 = (A_{12} - A_{22})(B_{21} + B_{22})$$



Multiplicación de matrices - algoritmo de Strassen

- Con esa factorización el algoritmo requiere
 - 7 multiplicaciones
 - 18 sumas

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 7T(n/2) + 18\Theta(n^2) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

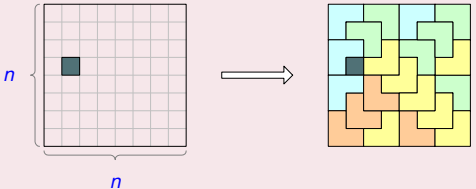
- Por el teorema maestro: $T(n) = \Theta(n^{\log_2 7}) = \Theta(n^{2,807})$
- Solo es más eficiente que una multiplicación ordinaria si el tamaño de las matrices es muy elevado
- Actualmente hay un algoritmos en $\mathcal{O}(n^{2,376})$ (Coppersmith - Winograd)
- En la práctica la mejor estrategia para acelerar el producto de dos matrices consiste en aprovechar la estructura jerárquica de la memoria



Embaldosado con L-triomínos

Embaldosado con L-triomínos

Se desea cubrir una cuadrícula de dimensiones $n \times n$, donde $n = 2^k$ con $k \geq 1$ es una potencia de dos, con L-triomínos, donde solo un cuadrado no quede cubierto.



● Casos base:



Permutación de inversión de bits

- Ejemplo 1:

- Para $p = 5$

- $i = (b_4 b_3 b_2 b_1 b_0)_2 \Leftrightarrow j = (b_0 b_1 b_2 b_3 b_4)_2$

- $a_{26} = a'_{11}$ y $a_{11} = a'_{26}$

- Ya que $26 = 11010_2$ y $11 = 01011_2$

- Ejemplo 2:

- Para $p = 3$

- $\mathbf{a} = [3, 5, 7, 2, 4, 8, 1, 6] \Leftrightarrow \mathbf{a}' = [3, 4, 7, 1, 5, 8, 2, 6]$

- Ya que para $p = 3$ se intercambian los elementos de las posiciones 1 y 4, y los de las posiciones 3 y 6

- Notas:

- El problema de inversión de bits es parte de implementaciones de la FFT (transformada rápida de Fourier)

- Hay algoritmos más eficientes que los que se describen a continuación

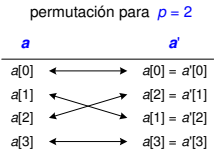


Permutación de inversión de bits

- Tamaño: p
- Caso base:
 - Si $p = 1$ se devuelve la propia lista a
 - $p = 1 \Leftrightarrow n = 2$ (n : longitud de a)
- Descomposiciones:
 - Veremos dos que conducen a diferentes algoritmos
 - Veremos una tercera versión "iterativa"
 - Para $p = 2$ ($n = 4$) se intercambian los dos elementos centrales:

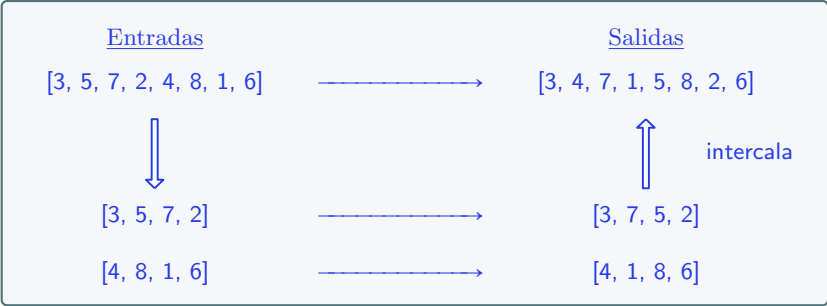
relación entre i y j , para $p = 2$

i	b_1	b_0		b_0	b_1	j
0	0	0		0	0	0
1	0	1	↔	1	0	2
2	1	0		0	1	1
3	1	1		1	1	3



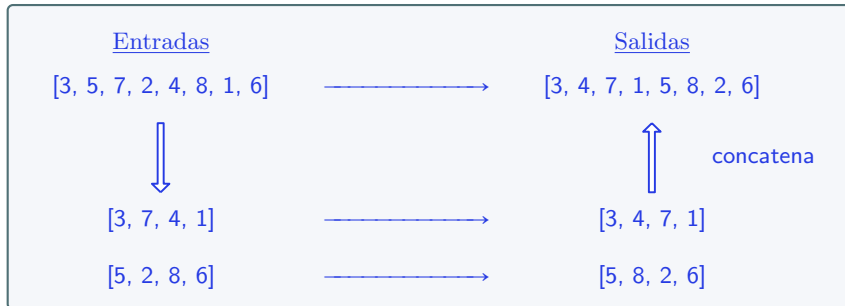
Permutación de inversión de bits – Solución I

- Descomposición: Dividir la lista de entrada en dos mitades



Permutación de inversión de bits – Solución II

- Descomposición: Listas de índices pares e impares



Tema 6

Vuelta atrás – Backtracking

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

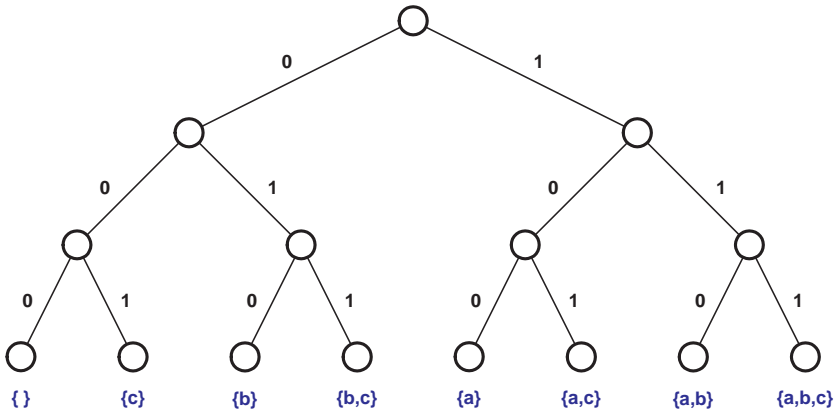
17 de diciembre de 2023



Subconjuntos de $\{a, b, c\}$

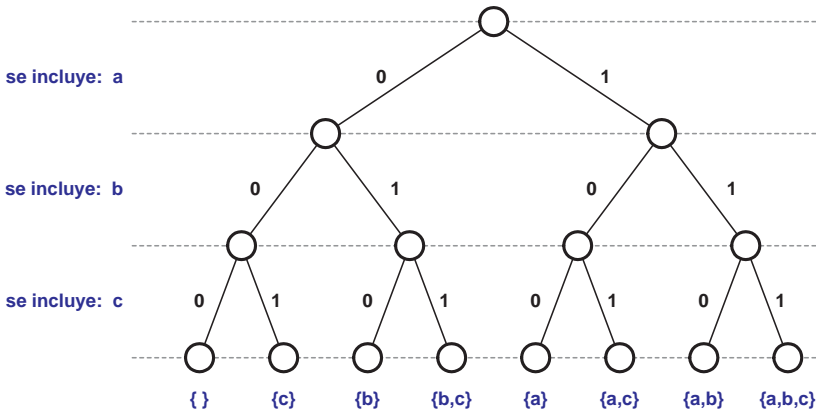
Solución - árbol binario

- Árbol recursivo del algoritmo (“árbol de búsqueda”)



Subconjuntos de $\{a, b, c\}$

Solución - árbol binario



Subconjuntos de $\{a, b, c\}$

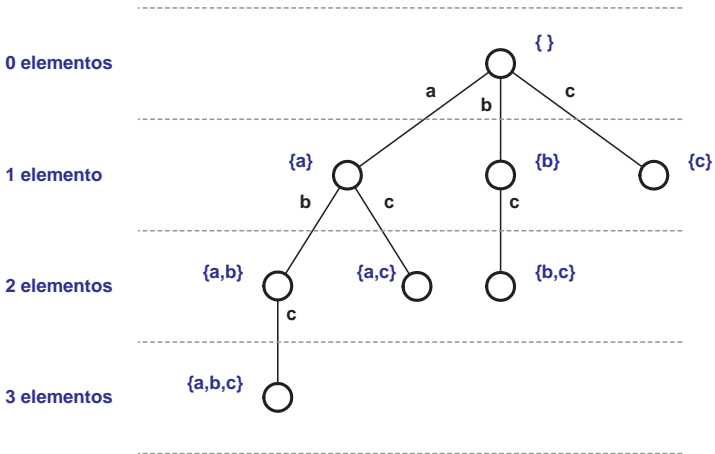
Solución - árbol binario

- Árbol binario
- Al descender hacia las hojas se decide si los elementos estarán presentes o no en el subconjunto creado
- Solución parcial: lista de valores binarios/booleanos
 - $[1, 0, 1] = \{a, c\}$
- Cada hoja representa un subconjunto de los 2^n posibles
 - n es la cardinalidad del conjunto inicial (en este caso $n = 3$)



Subconjuntos de $\{a, b, c\}$

Solución - subconjunto en cada nodo



- La etiqueta de la rama indica qué elemento a insertar



Subconjuntos de $\{a, b, c\}$

Solución - subconjunto en cada nodo

- El árbol de recursión no es binario
- En el nivel i las soluciones tienen i elementos
- La solución parcial es una lista con los índices de los elementos que se van incluyendo
 - $[0, 2] = \{a, c\}$
- Se obtiene un subconjunto en cada nodo (no solo en las hojas)
- Más eficiente si se buscan subconjuntos de la misma cardinalidad



Implementación – III

Solución - subconjunto en cada nodo (sin parámetro j)

```
1 def genera_subconjuntos_alt2(i,sol,elementos):
2
3     imprime_subconjunto_alt(sol,i,elementos)
4
5     if i==0:
6         k_ini = 0
7     else:
8         k_ini = sol[i-1]+1
9
10    for k in range(k_ini,len(elementos)):
11        sol[i] = k
12        genera_subconjuntos_alt2(i+1,sol,elementos)
```





Implementación – I

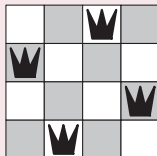
```
1 def genera_permutaciones_wrapper(elementos):
2
3     # Reserva memoria para la solución parcial y para lista
4     # que indica si un elemento ya se ha incluido en la
5     # solución parcial (si forma parte de la permutación)
6     sol = [None] * (len(elementos))
7     libres = [True] * (len(elementos))
8
9     # Llamada al método recursivo
10    genera_permutaciones(0,libres,sol,elementos)
11
12
13 def imprime_permutacion(sol):
14     for i in range(0,len(sol)):
15         print(sol[i], ' ',end='')
16     print()
```



N reinas

Problema de las N reinas

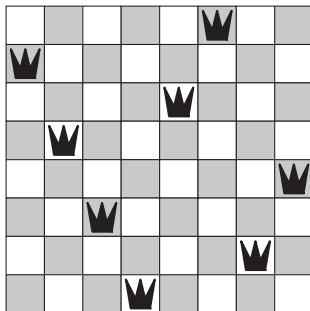
- Dado un “tablero ajedrez” de $n \times n$ celdas, se pide ubicar n reinas de modo que no se amenacen
 - No pueden estar en la misma fila
 - No pueden estar en la misma columna
 - No pueden estar en la misma diagonal (principal o secundaria)



- Ejemplo más famoso de problema que puede resolverse aplicando *backtracking*

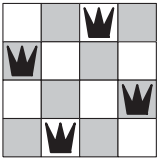


8 reinas



- Para $n = 8$ hay 92 soluciones posibles
- Aunque 12 únicas
 - Las demás pueden obtenerse aplicando simetrías, rotaciones y traslaciones
- El problema puede solicitar encontrar una solución o todas

N reinas

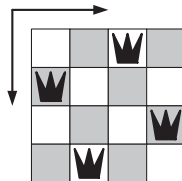


- Solución obvia pero absurda:
 - Probar las 2^{n^2} formas de colocar reinas en el tablero
 - $1,84 \cdot 10^{19}$ para $n = 8$
 - 65536 para $n = 4$

- Pero los conjuntos solución solo deben contener n elementos
 - Esto reduciría nuestro espacio de búsqueda a $\binom{n^2}{n}$
 - $4,42 \cdot 10^{10}$ para $n = 8$
 - 1820 para $n = 4$



N reinas

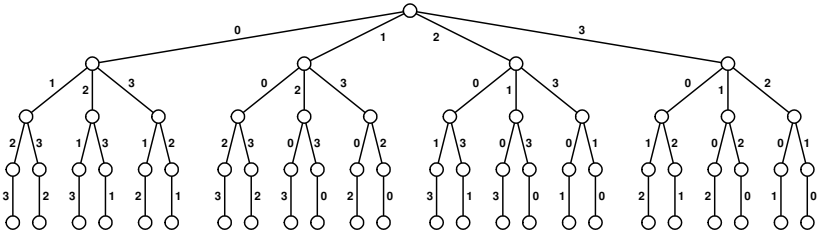


- Formato de la solución:

- (fila de la columna 0, fila de la columna 1, ..., fila de la columna $n - 1$)
- (1, 3, 0, 2) en la figura
- Todas las filas son diferentes y tienen que estar representadas
- Tendremos que buscar las **permutaciones** válidas



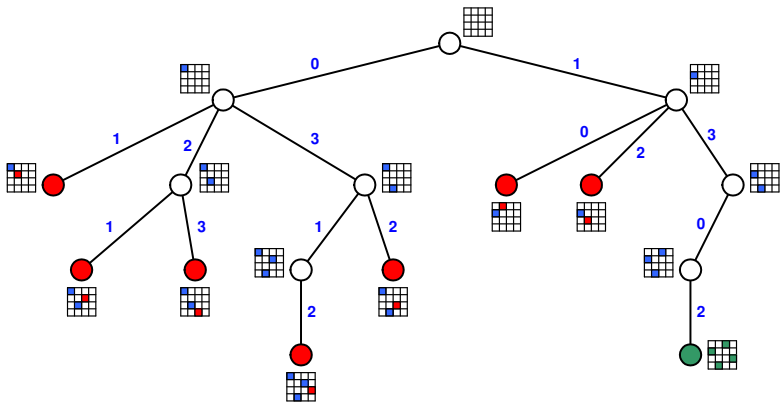
Árbol de búsqueda para $N = 4$



- Podemos emplear un algoritmo para buscar permutaciones
 - Al llegar a una hoja se “han colocado” las cuatro reinas y podemos probar si la solución es válida
 - Pero, podemos comprobar si la solución parcial puede llegar a ser solución final antes de llegar a una hoja
 - Podaríamos el árbol ahorrando cálculos

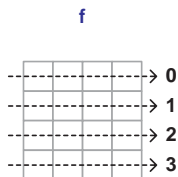


Árbol de búsqueda para $N = 4$

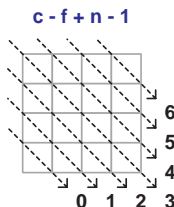


● Solo se muestra el árbol hasta encontrar la primera solución válida

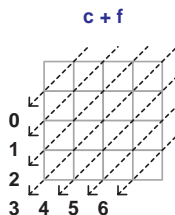
Implementación



filas



diagonales principales



diagonales secundarias

- Para verificar que una solución parcial es válida usamos:
 - `filas_libres`: filas libres
 - `pdiags_libres`: diagonales principales libres ($columna - fila + n - 1$)
 - `sdiags_libres`: diagonales secundarias libres ($columna + fila$)
- `sol`: solución parcial



Implementación – I

```

1 def nreinas_todas_wrapper(n):
2
3     # reserva de memoria para estructuras de datos booleanas
4     filas_libres = [True] * n
5     pdiags_libres = [True] * (2*n-1)
6     sdiags_libres = [True] * (2*n-1)
7
8     # reserva de memoria para la solución parcial
9     sol = [None] * n
10
11     # llamada a función recursiva
12     nreinas_todas(0,filas_libres,pdiags_libres,sdiags_libres,sol)

```



Implementación – II

```

1 def nreinas_todas(i,filas_libres,pdiags_libres,sdiags_libres,sol):
2     n = len(sol)
3     if i==n: # Comprueba si la solución parcial es completa
4         print(sol)
5     else:
6         # Genera candidatos
7         for k in range(0,n):
8             # Comprueba restricciones
9             if filas_libres[k] and pdiags_libres[i-k+n-1] and sdiags_libres[i+k]:
10
11                 # Introduce candidato k en la solución parcial
12                 sol[i] = k
13
14                 # Actualiza estructuras booleanas
15                 filas_libres[k] = False
16                 pdiags_libres[i-k+n-1] = False
17                 sdiags_libres[i+k] = False
18
19                 # Intenta expandir la solución parcial
20                 nreinas_todas(i+1,filas_libres,pdiags_libres,sdiags_libres,sol)
21
22                 # Vuelve a marcar la fila y las diagonales como libres
23                 filas_libres[k] = True
24                 pdiags_libres[i-k+n-1] = True
25                 sdiags_libres[i+k] = True

```

Implementación – III

- Líneas 3 y 4: si se ha llegado a una solución válida se imprime
- Línea 7: se generan los candidatos
- Línea 9: se comprueba la validez del candidato
- Línea 12: se incluye el candidato en la solución parcial
- Líneas 15–17: se marcan como ocupadas las correspondientes filas y diagonales
- Línea 20: nueva llamada recursiva para extender la solución parcial
- Líneas 23–25: Se marcan como libres la fila y diagonales del candidato para que puedan usarse en futuros pasos



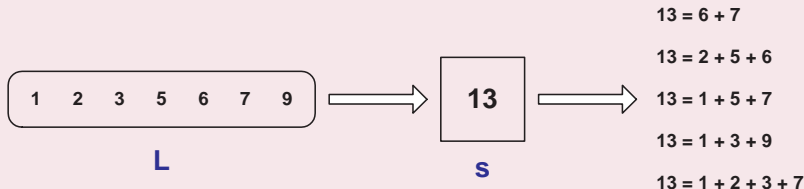
Otros problemas



Suma de subconjuntos

Problema de la suma de subconjuntos

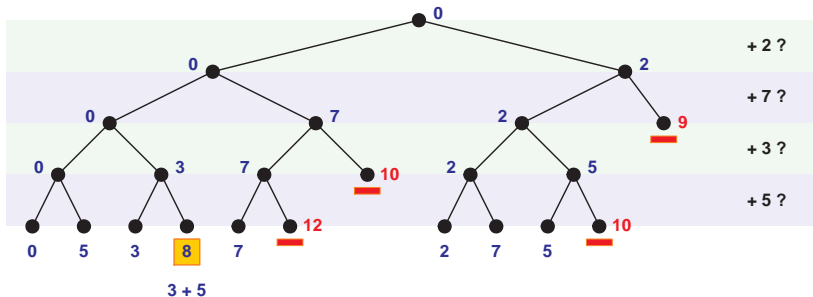
Dada una lista L de números no negativos (que pueden repetirse) y otro número s , determinar los subconjuntos de L cuyos elementos suman s



- Las soluciones son subconjuntos de tamaño variable
 - Usaremos el esquema binario para generar subconjuntos

Suma de subconjuntos

- Ejemplo: $L = [2, 7, 3, 5]$, $s = 8$
- Se usará un parámetro que almacene la suma parcial (suma de los elementos de la solución parcial)
 - ¡Con este parámetro mejora la eficiencia!
 - Se podrá obtener la suma parcial en $\Theta(1)$, en lugar de $\mathcal{O}(n)$ si no se usa
- Restricción adicional: podar el árbol si la suma parcial es mayor que s



Implementación – I

```

1 def suma_subconjuntos_wrapper(L,s):
2
3     # Reserva memoria para solución parcial
4     sol = [0] * (len(L))
5
6     suma_subconjuntos(0,sol,0,L,s)
7
8
9 def imprime_subconjunto(sol,elementos,j):
10     ha_imprimido_alguno = False
11     print('{',end='')
12     for i in range(0,j):
13         if sol[i]==1:
14             if ha_imprimido_alguno:
15                 print(',',elementos[i],sep='',end='')
16             else:
17                 print(elementos[i],sep='',end='')
18                 ha_imprimido_alguno = True
19     print('}')

```



Implementación – II

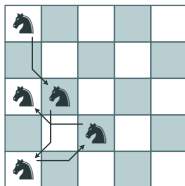
```

1 def suma_subconjuntos(i,sol,suma_parcial,L,s):
2     # Caso base
3     if suma_parcial==s:
4         imprime_subconjunto(sol,L,i)
5     elif i<len(L):
6         # Genera candidatos
7         for k in range(0,2): # Esquema binario
8
9             # Comprueba si se puede podar el árbol recursivo
10            if suma_parcial + k*L[i]<=s:
11
12                # Expande la solución parcial
13                sol[i] = k
14
15                # Actualiza la solución parcial
16                suma_parcial = suma_parcial + k*L[i]
17
18                # Intenta expandir la solución parcial
19                suma_subconjuntos(i+1,sol,suma_parcial,L,s)

```

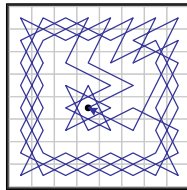
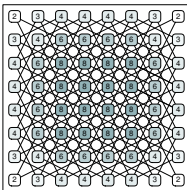
Ruta del caballo de ajedrez

- Identificar una ruta de una caballo de ajedrez en un tablero de $n \times n$ de manera que salte a todas las casillas sin repetir ninguna
 - No es requisito que tenga que volver al punto de partida



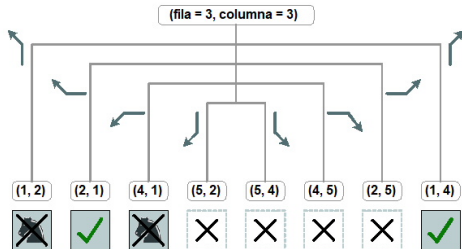
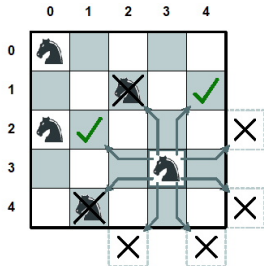
1	14	9	20	23
10	19	22	15	8
5	2	13	24	21
18	11	4	7	16
3	6	17	12	25

- Variante: **ciclo Hamiltoniano** (camino cerrado en un grafo)



Ruta del caballo de ajedrez

Árbol de búsqueda



casilla origen



casilla ocupada



casilla libre



fuera del tablero

- Se podría encontrar una permutación de n^2 elementos (tablero de $n \times n$)
 - Las restricciones serían muy complejas
- Para tamaños mayores que 6×6 tarda en hallar una solución

Implementación – I

```
1 def busca_ruta_caballo_ajedrez_wrapper(n, fila_inicial, col_inicial):  
2     # lista de incrementos a las coordenadas de una casilla  
3     # para especificar un salto de caballo  
4     incr = [(1,-2),(2,-1),(2,1),(1,2), \  
5             (-1,2),(-2,1),(-2,-1),(-1,-2)]  
6  
7     # Inicializar una lista de listas a 0 (solución parcial)  
8     B = [None]*n  
9     for i in range(0,n):  
10        B[i] = [0]*n  
11  
12    B[fila_inicial][col_inicial] = 1 # ubicamos un primer caballo  
13  
14    # Si encontramos una solución la imprimimos  
15    if busca_ruta_caballo_ajedrez(2, fila_inicial, col_inicial, B, incr):  
16        imprime_matriz(B)  
17  
18 def imprime_matriz(B):  
19     n = len(B)  
20     for i in range(0,n):  
21         for j in range(0,n):  
22             print("%5d" % (B[i][j]), end='')  
23         print()  
24  
25 busca_ruta_caballo_ajedrez_wrapper(5, 0, 0)
```

Implementación – II

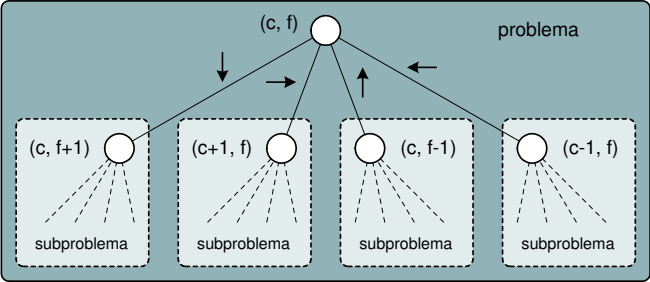
```

1 def busca_ruta_caballo_ajedrez(i, fila, col, B, incr):
2     if i > len(B)**2: # Comprobar si se ha completado una ruta
3         return True # Solución encontrada
4     else:
5         sol_encontrada = False
6         k=0
7         while not sol_encontrada and k<8: # Genera candidatos
8             # Nueva casilla candidata
9             nueva_col = col + incr[k][0]
10            nueva_fila = fila + incr[k][1]
11
12            # Comprueba validez de la candidata
13            if nueva_fila >= 0 and nueva_fila < len(B) and \
14                nueva_col >= 0 and nueva_col < len(B[0]) and \
15                B[nueva_fila][nueva_col] == 0:
16
17                # Añade casilla a la ruta (a la solución parcial)
18                B[nueva_fila][nueva_col] = i
19
20                # Intenta expandir la ruta empezando desde la nueva casilla
21                sol_encontrada = busca_ruta_caballo_ajedrez(i+1, nueva_fila, \
22                    nueva_col, B, incr)
23
24                # Marca la nueva casilla como vacía si no se encuentra solución
25                if not sol_encontrada:
26                    B[nueva_fila][nueva_col] = 0
27
28                k=k+1
29            return sol_encontrada

```


Laberinto

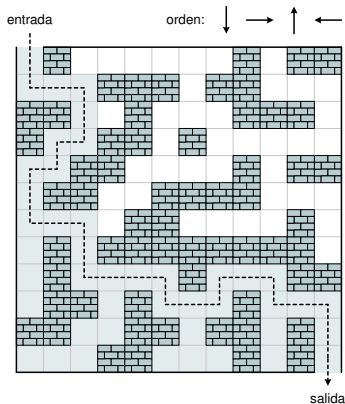
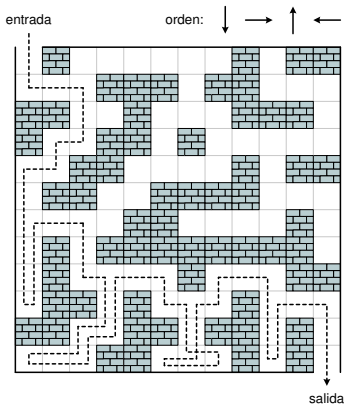
Árbol de búsqueda



- No se debe hallar una permutación (el camino puede tener duración variable)
- No se debe hallar un subconjunto de celdas (el orden importa)
- Usaremos un esquema diferente



Laberinto



celda vacía



pared



celda explorada



camino solución



camino explorado

Implementación – I

```

1 def lee_laberinto_de_fichero(nombre_fichero):
2     fichero = open(nombre_fichero,'r')
3     M=[]
4     for line in fichero.readlines():
5         M.append( [ x[0] for x in line.split(' ') ] )
6     fichero.close()
7     return M
8
9 def encuentra_camino_wrapper(M,fila_entrada,col_entrada,
10     fila_salida,col_salida):
11
12     incr = [(0,1),(1,0),(0,-1),(-1,0)]
13
14     M[fila_entrada][col_entrada] = 'P' # Camino (path)
15     return encuentra_camino(fila_entrada,col_entrada,M, \
16         incr,fila_salida,col_salida)
17
18 M = lee_laberinto_de_fichero('laberinto_01.txt')
19 # Entrada esquina arriba-izquierda, salida abajo-derecha
20 if encuentra_camino_wrapper(M,0,0,len(M)-1,len(M[0])-1):
21     dibuja_laberinto(M,0,0,len(M)-1,len(M[0])-1)

```



Fichero de entrada (laberinto_01.txt)

```

1 E W E E E E E E W E W W
2 E E E W W W E W W E E E
3 W W E E W E E E W W W E
4 W E E W W E W E E E E E
5 E E W W E E E E W E W W
6 E W W E E W W W W E E E
7 E E E E W W E E E E W E
8 E W E W W W W W W W W E
9 E W E E E E W E E E W W
10 E W W E W E E E W E E E
11 W W E E W W E W W E W E
12 E E E W W E E E W E W E

```



Implementación – II

```

1 def encuentra_camino(fila,col,M,incr,fila_salida,col_salida):
2     if fila==fila_salida and col==col_salida:
3         return True # Caso base. Se encontró una solución
4     else:
5         sol_encontrada = False
6         # Genera candidatos
7         k=0
8         while not sol_encontrada and k<4:
9             # Nueva celda candidata
10            nueva_col = col + incr[k][0]
11            nueva_fila = fila + incr[k][1]
12
13            # Comprueba validez de la nueva celda candidata
14            if nueva_fila>=0 and nueva_fila<len(M) and \
15                nueva_col>=0 and nueva_col<len(M[0]) and \
16                M[nueva_fila][nueva_col]!='E':
17
18                # Añade al camino ((usamos M como solución parcial)
19                M[nueva_fila][nueva_col] = 'P'
20
21                # Intenta expandir el camino empezando en la nueva celda
22                sol_encontrada = encuentra_camino(nueva_fila,nueva_col, \
23                                                    M,incr,fila_salida,col_salida)
24
25                # Marca la nueva celda como vacía si no se ha encontrado solución
26                if not sol_encontrada:
27                    M[nueva_fila][nueva_col] = 'E'
28
29            k=k+1
30        return sol_encontrada

```



Implementación – III

```

1 gris = (0.75,0.75,0.75); amarillo = (0.75,0.75,0); turquesa = (0,0.75,0.75)
2
3 import matplotlib.pyplot as plt; from matplotlib.patches import Rectangle
4
5 def dibuja_laberinto(M, fila_entrada, col_entrada, fila_salida, col_salida):
6     nfilas = len(M); ncols = len(M[0])
7     fig = plt.figure(); fig.patch.set_facecolor('white'); ax = plt.gca()
8
9     if fila_entrada is not None and col_entrada is not None:
10         ax.add_patch(Rectangle((col_entrada,nfilas-fila_entrada), \
11                                1,-1,linewidth=0,facecolor=turquesa,fill=True))
12     if fila_salida is not None and col_salida is not None:
13         ax.add_patch(Rectangle((col_salida,nfilas-fila_salida), \
14                                1,-1,linewidth=0,facecolor=amarillo,fill=True))
15
16     for fila in range(0,nfilas):
17         for col in range(0,ncols):
18             if M[fila][col]=='W':
19                 ax.add_patch(Rectangle((col,nfilas-fila),1,-1, \
20                                        linewidth=0,facecolor=gris))
21             elif M[fila][col]=='P':
22                 circ=plt.Circle((col+0.5,nfilas-fila-0.5), \
23                                 radius=0.15, color='black', fill=True)
24                 ax.add_patch(circ)
25
26     ax.add_patch(Rectangle((0,0),ncols,nfilas,edgecolor='black',fill=False))
27     plt.axis('equal'); plt.axis('off'); plt.show()

```



Sudoku

	6		1	4		5		
		8	3		5	6		
2								1
8			4		7			6
		6				3		
7			9		1			4
5								2
		7	2		6	9		
	4		5		8		7	

Sudoku inicial



9	6	3	1	7	4	2	5	8
1	7	8	3	2	5	6	4	9
2	5	4	6	8	9	7	3	1
8	2	1	4	3	7	5	9	6
4	9	6	8	5	2	3	1	7
7	3	5	9	6	1	8	2	4
5	8	9	7	1	3	4	6	2
3	1	7	2	4	6	9	8	5
6	4	2	5	9	8	1	7	3

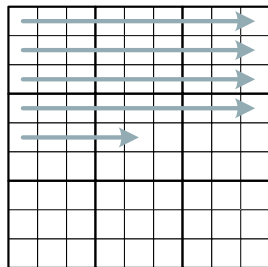
Solución

- Rellenar el tablero con números
 - No puede haber dos mismos números en una fila, columna o caja de 3×3



Sudoku

9	6	3	1	7	4	2	5	8
1	7	8	3	2	5	6	4	9
2	5	4	6	8	9	7	3	1
8	2	1	4	3	7	5	9	6
4	9	6	8	?		3		
7			9		1			4
5								2
		7	2		6	9		
	4		5		8		7	



Progreso por filas

- Solución parcial: el propio tablero
- Expandimos la solución parcial (por ejemplo) por filas

Implementación – I

```

1 def lee_sudoku(nombre_fichero):
2     fichero = open(nombre_fichero,'r')
3     S=[[None]*9]*9
4     i=0
5     for line in fichero.readlines():
6         S[i] = [int(x) for x in line.split(' ')]
7         i=i+1
8
9     fichero.close()
10    return S
11
12 def imprime_sudoku(S):
13     for s in S:
14         print(*s)
15
16 # Función auxiliar para expandir la solución parcial fila a fila
17 def avanza(fila,col):
18     if col==8:
19         return (fila+1,0)
20     else:
21         return (fila,col+1)
22
23 S = lee_sudoku('sudoku01_input.txt')
24 if(resuelve_sudoku(0,0,S)):
25     imprime_sudoku(S)

```



Fichero de entrada (sudoku01_input.txt)

```
1 0 6 0 1 0 4 0 5 0
2 0 0 8 3 0 5 6 0 0
3 2 0 0 0 0 0 0 0 1
4 8 0 0 4 0 7 0 0 6
5 0 0 6 0 0 0 3 0 0
6 7 0 0 9 0 1 0 0 4
7 5 0 0 0 0 0 0 0 2
8 0 0 7 2 0 6 9 0 0
9 0 4 0 5 0 8 0 7 0
```

Implementación – II

```

1 def resuelve_sudoku(i,j,S):
2     if i==9: # Comprueba si la solución parcial está completa
3         return True # Solución encontrada
4     else:
5         # Comprueba si S[i][j] contiene un número inicial fijo
6         if S[i][j]!=0:
7             (i_nueva,j_nueva) = avanza(i,j)
8             return resuelve_sudoku(i_nueva,j_nueva,S)
9         else:
10            sol_encontrada = False
11            k=1
12            # Genera candidatos
13            while k<10 and not sol_encontrada:
14                # Comprueba validez del candidato
15                if es_candidato_valido(i,j,k,S): # ¡¡INEFICIENTE!!
16                    # Incluye dígito en celda (i,j)
17                    S[i][j] = k
18
19                    (i_nueva,j_nueva) = avanza(i,j)
20                    sol_encontrada = resuelve_sudoku(i_nueva,j_nueva,S)
21
22                    k=k+1
23
24            # Si no hay solución se marca la celda (i,j) como vacía
25            if not sol_encontrada:
26                S[i][j] = 0
27
28            # Devolver si se ha encontrado una solución
29            return sol_encontrada

```



Implementación – III

```
1 # Comprueba si el dígito en la celda (fila,col) es válido
2 def es_candidato_valido(fila,col,digito,S):
3     # Comprueba conflicto en fila
4     for k in range(0,9):
5         if k!=col and digito==S[fila][k]:
6             return False
7
8     # Comprueba conflicto en columna
9     for k in range(0,9):
10        if k!=fila and digito==S[k][col]:
11            return False
12
13    # Comprueba conflicto en caja
14    caja_fila= math.floor(fila/3)
15    caja_col = math.floor(col/3)
16    for k in range(0,3):
17        for m in range(0,3):
18            if fila!=3*caja_fila+k and col!=3*caja_col+m:
19                if digito==S[3*caja_fila+k][3*caja_col+m]:
20                    return False
21
22    return True
```



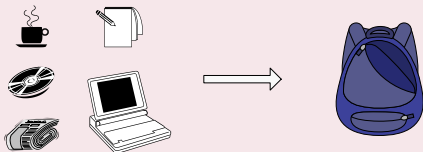
Problema de la mochila 0-1

Problema de la mochila 0-1

Dado un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i y un valor v_i , $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C . Maximizar la suma de los valores asociados a los objetos que se introducen en la mochila, sin sobrepasar la capacidad C , sabiendo que los objetos **NO** pueden partirse en fracciones más pequeñas:

$$\underset{x}{\text{maximizar}} \quad \sum_{i=1}^n x_i v_i \quad \text{sujeto a} \quad x_i \in \{0, 1\} \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$



Implementación – I

```
1 def mochila_01_bnb_wrapper(p,v,C):
2     sol = [0] * (len(p))
3     sol_opt = [0] * (len(p))
4
5     v_total = mochila_01_bnb(0,C,0,sum(v),sol,sol_opt,-1,p,v,C)
6
7     return v_total
8
9
10 p = [3,6,9,5] # pesos
11 v = [7,2,10,4] # valores
12 C = 15 # capacidad
13 print(mochila_01_bnb_wrapper(p,v,C))
```



Tema 7

Algoritmos voraces

Diseño y Análisis de Algoritmos

Manuel Rubio Sánchez

17 de diciembre de 2023



Universidad
Rey Juan Carlos



Contenido

- 1 **Introducción**
- 2 **Ejemplos básicos**
- 3 **Problemas clásicos**
- 4 **Problema de la mochila**
- 5 **Grafos**
- 6 **K-medias**



Introducción



Algoritmos voraces

- Los algoritmos voraces se suelen aplicar a problemas de optimización
 - Maximizar o minimizar una función objetivo
- Suelen ser rápidos y fáciles de implementar
- Exploran soluciones “locales”
- No siempre garantizan la solución óptima



Algoritmos voraces

- Son algoritmos que siguen una heurística mediante la cual toman **decisiones óptimas locales** en cada paso, de manera muy eficiente, con la esperanza de poder encontrar un óptimo global tras una serie de pasos
- Se aplican, sobre todo, a problemas duros, desde un punto de vista computacional
 - Ejemplo: problema del viajante (NP-completo)
 - Heurística: “escoge la ciudad más próxima no visitada aún”
- Para ciertos problemas se puede demostrar que algunas estrategias voraces sí que logran hallar un óptimo global de manera eficiente



Ventajas y desventajas

- Ventajas
 - Son fáciles de implementar
 - Producen soluciones eficientes
 - A veces encuentran la solución óptima
- Desventajas
 - No todos los problemas de optimización son resolubles con algoritmos voraces
 - La búsqueda de un óptimo local no implica encontrar un óptimo global
 - Dificultad de encontrar la función de selección que garantice la elección óptima



Elementos

- **Conjunto de candidatos C :** la solución se construirá con un subconjunto de estos candidatos
- **Función de selección:** selecciona el candidato “local” más idóneo
- **Función de factibilidad:** comprueba si un candidato es factible
- **Función objetivo:** determina el valor de la solución (función a optimizar)
- **Función solución:** determina si el subconjunto de candidatos ha alcanzado una solución



Esquema general

- La técnica voraz funciona por pasos:
 - Partimos de una solución vacía y de un conjunto de candidatos a formar parte de la solución
 - En cada paso se intenta añadir el mejor de los candidatos restantes a la solución parcial
 - Una vez tomada la decisión, no se puede deshacer
 - Si la solución ampliada es válida \Rightarrow candidato incorporado
 - Si la solución ampliada no es válida \Rightarrow candidato desechado
- El algoritmo acabará cuando el conjunto de elementos seleccionados constituya una solución o cuando no queden elementos sin considerar



Esquema general en pseudocódigo

función voraz(C) // C es el conjunto de candidatos//

$S \leftarrow \emptyset$

mientras $C \neq \emptyset$ y no solución(S) hacer

$x \leftarrow$ seleccionar(C)

$C \leftarrow C \setminus \{x\}$

 si factible($S \cup \{x\}$) entonces

$S \leftarrow S \cup \{x\}$

si solución(S) entonces

 devolver S // S es una solución//

si no

 devolver \emptyset //No hay soluciones//



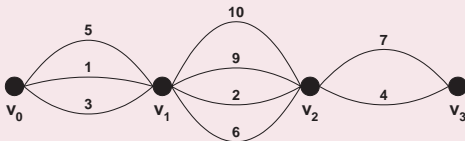
Ejemplos básicos



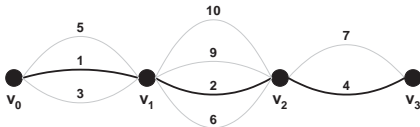
Camino más corto - 1

Camino más corto - 1

Encontrar el camino más corto de v_0 a v_n , donde solo hay caminos entre vértices adyacentes (v_{i-1} y v_i , para $i = 1, \dots, n$).



- ¿Función de selección?
 - Método voraz: en cada paso se coge el arco de menor longitud

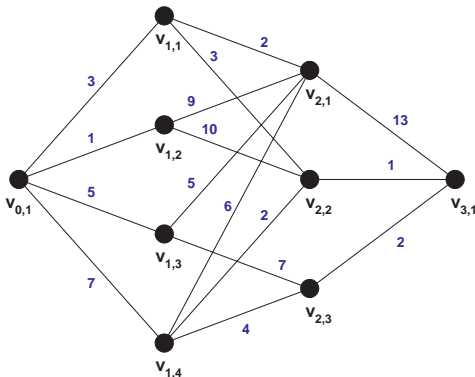


- Solución óptima: $1 + 2 + 4 = 7$
- Se demuestra que la estrategia es óptima (por contradicción)

Camino más corto - 2

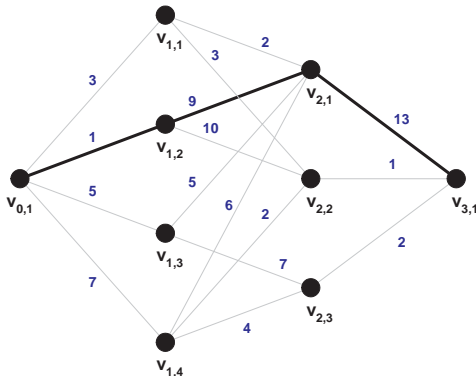
Camino más corto - 2

Encontrar el camino más corto de $v_{0,1}$ a $v_{n,1}$, donde solo hay caminos entre vértices de etapas adyacentes ($v_{i-1,j}$ y $v_{i,k}$, para $i = 1, \dots, n$, y $\forall j, k$, donde puede haber cualquier número de vértices en las etapas $1, 2, \dots, n-1$).



Camino más corto - 2

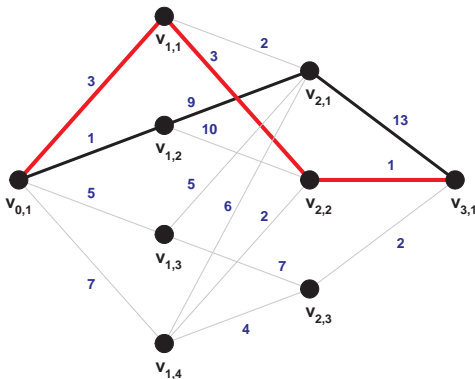
- ¿Función de selección?
 - Método voraz: en cada paso se coge el arco de menor longitud



- Longitud de la solución voraz: $1 + 9 + 13 = 23$
($v_{0,1}, v_{1,2}, v_{2,1}, v_{3,1}$)



Camino más corto - 2



- Se demuestra que la estrategia no es óptima (contraejemplo)
- Longitud de la solución óptima: $3 + 3 + 1 = 7$
($v_{0,1}, v_{1,1}, v_{2,2}, v_{3,1}$)



Problemas clásicos



Cambio de monedas

Problema del cambio de monedas

Se dispone de n monedas de euro con valores de 1,2,5,10,20 y 50 céntimos de euro, 1 y 2 euros.



- Dada una cantidad X de euros, devolver dicha cantidad con el menor número posible de monedas
- Ejemplo: devolver 2.24€
 - Solución: 4 (2 + 0,20 + 0,02 + 0,02)



Cambio de monedas

- Conjunto de candidatos:
 - Todos los tipos de monedas
- Función solución:
 - Conjunto de monedas que suman X
- Función de factibilidad:
 - Si $\sum_{i=1}^8 v_i n_i > X$, el conjunto obtenido no podrá ser solución
 - n_i = número de monedas de tipo i
 - v_i = valor de una moneda de tipo i
- Función objetivo:
 - Minimizar la cardinalidad de las soluciones posibles
- Función de selección:
 - Moneda de valor más alto posible, que no supere el valor que queda por devolver



Cambio de monedas

- ¿Es óptima la función de selección propuesta?

Problema del cambio de monedas

Se dispone de n monedas de euro con valores de 1,2,5,10,12,20 y 50 céntimos de euro, 1 y 2 euros.

- Dada una cantidad X de euros, devolver dicha cantidad con el menor número posible de monedas

- Ejemplo: devolver 2.24€
 - Solución voraz: 4 ($2 + 0,20 + 0,02 + 0,02$)
 - Solución óptima: 3 ($2 + 0,12 + 0,12$)

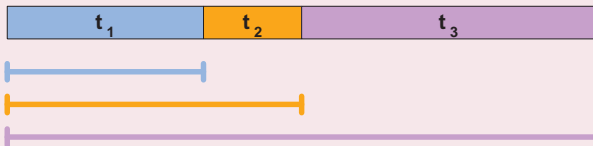


Minimización del tiempo en el sistema

Minimización del tiempo en el sistema

Considérese un servidor que tiene que dar servicio a n clientes, donde t_i , con $i = 1, \dots, n$, es el tiempo requerido por el cliente i . Suponiendo que todos los clientes llegan al mismo tiempo al servidor pero solo uno puede usarlo, minimizar el tiempo T en el sistema para los n clientes:

$$T = \sum_{i=1}^n (\text{tiempo en el sistema para el cliente } i)$$



Ejemplo

- Supongamos que tenemos 3 clientes con $t_1 = 5$, $t_2 = 10$, y $t_3 = 3$, hay varias posibilidades según el orden en el que sean tratados en el servidor

Orden	T	
123:	$5 + (5 + 10) + (5 + 10 + 3) = 38$	
132:	$5 + (5 + 3) + (5 + 3 + 10) = 31$	
213:	$10 + (10 + 5) + (10 + 5 + 3) = 43$	← peor planificación
231:	$10 + (10 + 3) + (10 + 3 + 5) = 41$	
312:	$3 + (3 + 5) + (3 + 5 + 10) = 29$	← mejor planificación
321:	$3 + (3 + 10) + (3 + 10 + 5) = 34$	



Estrategia voraz

- Dar servicio en orden creciente de tiempo t_i
- Es una estrategia óptima:
 - Sea $P = \langle p_1, p_2, \dots, p_n \rangle$ una permutación de los clientes (de enteros de 1 a n)
 - Sea $s_j = t_{p_j}$, entonces

$$\begin{aligned}T(P) &= s_1 + (s_1 + s_2) + (s_1 + s_2 + s_3) + \dots \\ &= ns_1 + (n-1)s_2 + (n-2)s_3 + \dots \\ &= \sum_{k=1}^n (n-k+1)s_k\end{aligned}$$

- Haciendo s_1 lo menor posible, luego s_2 , etc. conseguimos minimizar T

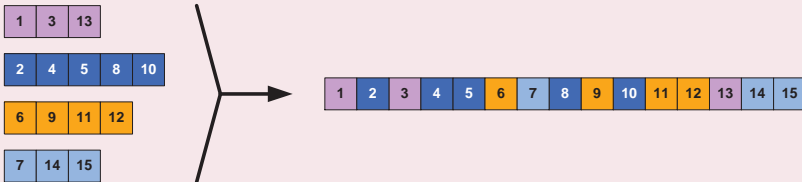


Mezcla de listas

Mezcla de listas

Sean m listas ordenadas, cada una con n_i elementos ($i = 1, \dots, m$)

- ¿Cuál es la sucesión óptima del proceso de mezcla, mezclando listas dos a dos, para mezclar todas las listas de manera ordenada con el menor número de comparaciones?

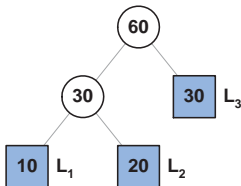


Ejemplo

- Sean tres listas L_1 , L_2 , y L_3 , con longitudes 10, 20, y 30, respectivamente

$L_1 + L_2 = 30$	$L_1 + L_3 = 40$	$L_2 + L_3 = 50$
$30 + L_3 = 60$	$40 + L_2 = 60$	$50 + L_1 = 60$
$90 \leftarrow$	100	110

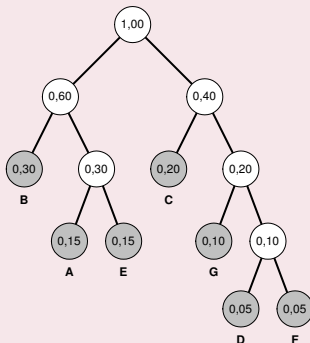
- Solución voraz: escoger en cada momento los dos lotes de menor tamaño
 - Construye un árbol binario de abajo hacia arriba (árbol de mezclas)



Códigos de Huffman

Códigos de Huffman

Dado un conjunto de n objetos y sus respectivas frecuencias de aparición f_i , $i = 1, \dots, n$, obtener una codificación binaria para los objetos que minimice el promedio de bits necesarios para representarlos.



Códigos de Huffman

- La codificación Huffman es un método usado para compresión de datos
- Se codifica una serie de objetos mediante una secuencia de bits según su frecuencia de aparición
- Los objetos con mayor frecuencia se codifican con menos bits
- La codificación Huffman minimiza el promedio de bits necesarios para representar los objetos



Ejemplo

- Tenemos un texto de 100000 caracteres
- Solo aparecen 6 caracteres con las siguientes frecuencias absolutas de aparición

carácter	a	b	c	d	e	f
frecuencia	45000	13000	12000	16000	9000	5000

- Solución 1: Usar 3 bits por cada carácter \Rightarrow 300000 bits
- Solución 2: Usar códigos de longitud variable en el que los más frecuentes tienen el código más corto \Rightarrow 224000 bits
 - **Objetivo:** crear una codificación de longitud variable para minimizar el número de bits, en promedio, necesarios para representar un texto



Estrategia voraz

- **Asignar códigos más largos a los caracteres con menor frecuencia de aparición**
- Utiliza la tabla de frecuencias de aparición de cada carácter
- Construye un árbol binario de longitud variable de abajo hacia arriba
- Utiliza una cola Q de árboles con prioridades
- Inicialmente Q contiene un árbol por cada carácter
- En cada paso, se “mezclan” los dos árboles de Q que tienen menos frecuencia dando lugar a un nuevo árbol



Estrategia voraz

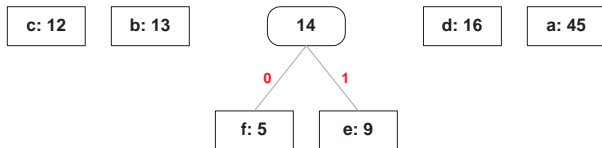
● Fase 1

- Orden creciente de frecuencias (en miles)

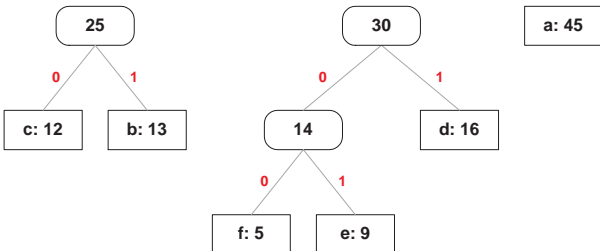
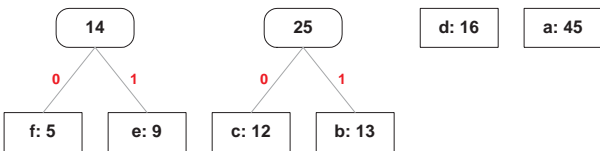


● Fase 2 y posteriores

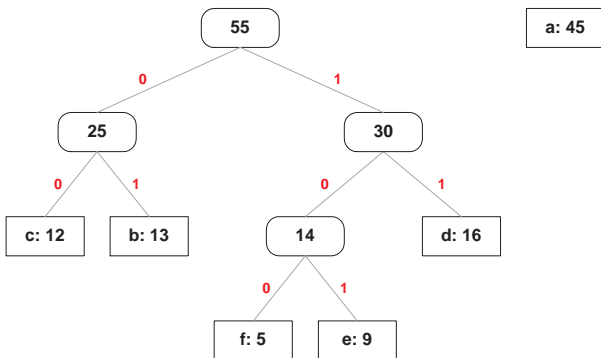
- Fusionar árboles hasta obtener un sólo árbol manteniendo la ordenación creciente



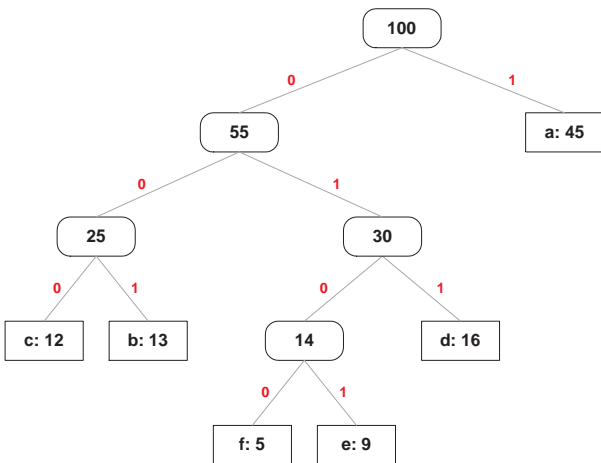
Estrategia voraz



Estrategia voraz



Estrategia voraz



Codificación final

- Para hallar la codificación de un carácter se usa el camino desde la raíz del árbol hasta la hoja que representa el carácter
- La secuencia de bits la determina la rama (izquierda: 0, derecha: 1) por la que se avanza hasta la hoja
- Codificación final:

carácter	código
a	1
d	011
e	0101
f	0100
b	001
c	000



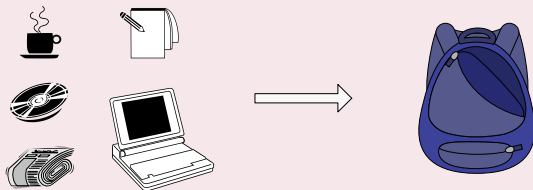
Problema de la mochila



Problema de la mochila – 1

Problema de la mochila – Versión 1

Se tiene un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i , y una mochila con capacidad C .



- Maximizar el **número de objetos** que se pueden introducir en la mochila sin sobrepasar la capacidad C

Problema de la mochila – 1

Problema de la mochila – Versión 1 – Formulación matemática

Dado un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i , $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C . Maximizar el **número de objetos** que se pueden introducir en la mochila sin sobrepasar la capacidad C :

$$\begin{array}{l} \text{maximizar} \\ \mathbf{x} \end{array} \quad \sum_{i=1}^n x_i$$

$$\text{sujeto a} \quad x_i \in \{0, 1\} \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$

- Las variables x_i determinan si se introduce el objeto i en la mochila
- Es un problema de programación lineal entera



Problema de la mochila – 1

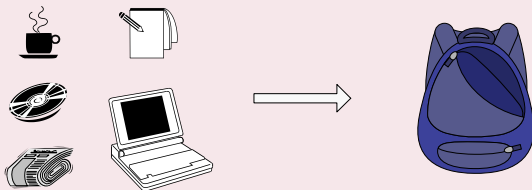
- Ejemplo: $C = 15$,
 $p = (9, 6, 5)$
 - ¿Función de selección?
 - Peso decreciente
 - Solución: $2 (9 + 6)$
 - Peso creciente
 - Solución: $2 (5 + 6)$
 - La estrategia voraz escogiendo candidatos en orden creciente de peso es mejor (para este problema es óptima)
- Ejemplo: $C = 15$,
 $p = (9, 5, 6, 4)$
 - ¿Función de selección?
 - Peso decreciente
 - Solución: $2 (9 + 6)$
 - Peso creciente
 - Solución: $3 (4 + 5 + 6)$



Problema de la mochila – 2

Problema de la mochila – Versión 2

Se tiene un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i , y una mochila con capacidad C .



- Maximizar el **peso de los objetos** que se introducen en la mochila sin sobrepasar la capacidad C

Problema de la mochila – 2

Problema de la mochila - Versión 2 - Formulación matemática

Dado un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i , $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C . Maximizar el **peso de los objetos** que se introducen en la mochila sin sobrepasar la capacidad C :

$$\begin{array}{ll} \text{maximizar} & \sum_{i=1}^n x_i p_i \\ \mathbf{x} & \end{array}$$

$$\text{sujeto a} \quad x_i \in \{0, 1\} \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$

- Las variables x_i determinan si se introduce el objeto i en la mochila
- Es un problema de programación lineal entera



Problema de la mochila – 2

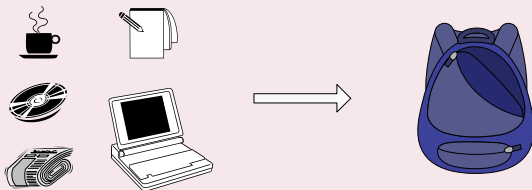
- Ejemplo: $C = 15$,
 $p = (9, 6, 5)$
 - ¿Función de selección?
 - Peso decreciente
 - Solución: 15
(9 + 6)
 - Peso creciente
 - Solución: 11
(5 + 6)
 - Ninguna de las estrategias de selección es óptima, ni mejor que la otra
- Ejemplo: $C = 15$,
 $p = (10, 7, 6)$
 - ¿Función de selección?
 - Peso decreciente
 - Solución: 10 (10)
 - Peso creciente
 - Solución: 13
(6 + 7)



Problema de la mochila – 3

Problema de la mochila – Versión 3

Se tiene un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i y un valor v_i , y una mochila con capacidad C . Los objetos pueden partirse en fracciones más pequeñas.



- Maximizar la **suma de los valores asociados a los objetos** que se introducen en la mochila, sin sobrepasar la capacidad C

Problema de la mochila – 3

Problema de la mochila – Versión 3 – Formulación matemática

Dado un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i y un valor v_i , $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C . Maximizar la suma de los valores asociados a los objetos que se introducen en la mochila, sin sobrepasar la capacidad C , sabiendo que los objetos pueden partirse en fracciones más pequeñas:

$$\begin{array}{ll} \text{maximizar} & \sum_{i=1}^n x_i v_i \\ \mathbf{x} & \end{array}$$

$$\text{sujeto a} \quad 0 \leq x_i \leq 1 \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$

- Las variables x_i determinan la fracción del objeto i que se introduce en la mochila
- Es un problema de programación lineal



Problema de la mochila – 3

- Conjunto de candidatos:
 - Todos los objetos
- Función de factibilidad:
 - $\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$
- Función objetivo:
 - Maximizar $\sum_{i=1}^n x_i v_i$
- Funciones de selección posibles:
 - Seleccionar el objeto con mayor valor
 - Seleccionar el objeto con menor peso restante
 - Seleccionar el objeto cuyo valor por unidad de peso sea el mayor posible
- Función solución:
 - Cualquier conjunto de elementos es válido si no se ha sobrepasado C



Problema de la mochila – 3

- Ejemplo: $C = 100$, $n = 5$, con:

i	1	2	3	4	5
p_i	10	20	30	40	50
v_i	20	30	66	40	60
v_i/p_i	2,0	1,5	2,2	1,0	1,2

seleccionar x_i	x_i					valor total
maximizar v_i	0	0	1	0,5	1	146
minimizar p_i	1	1	1	1	0	156
maximizar v_i/p_i	1	1	1	0	0,8	164

- Función de selección óptima es: maximizar v_i/p_i



Problema de la mochila – 4

Problema de la mochila – Versión 4 – Formulación matemática

Dado un conjunto de n objetos, cada uno con un peso p_i y un valor v_i , $i = 1, \dots, n$, y una mochila con capacidad C . Maximizar la suma de los valores asociados a los objetos que se introducen en la mochila, sin sobrepasar la capacidad C , sabiendo que los objetos **NO** pueden partirse en fracciones más pequeñas:

$$\begin{array}{ll} \text{maximizar} & \sum_{i=1}^n x_i v_i \\ \mathbf{x} & \end{array}$$

$$\text{sujeto a} \quad x_i \in \{0, 1\} \quad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i=1}^n x_i p_i \leq C$$

- Las variables x_i determinan si se introduce el objeto i en la mochila
- Es un problema NP-completo (Problema de la mochila 0-1)



Problemas sobre grafos



Árbol de recubrimiento de coste mínimo

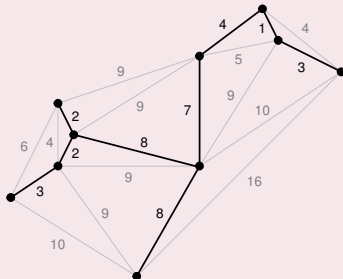
- **Árbol libre:** es un grafo no dirigido conexo acíclico:
 - Todo árbol libre con n vértices tiene $n-1$ aristas
 - Si se añade una arista se introduce un ciclo
 - Si se borra una arista quedan vértices no conectados
 - Cualquier par de vértices está unido por un único camino simple
- **Árbol de recubrimiento de un grafo no dirigido y ponderado no negativamente:** es cualquier subgrafo que contenga todos los vértices y que sea un árbol libre
- **Árbol de recubrimiento de coste mínimo:** es un árbol de recubrimiento y no hay ningún otro árbol de recubrimiento cuya suma de los pesos de las aristas sea menor. Lo denotamos $arm(G)$, donde G es un grafo no dirigido, conexo, y ponderado no negativamente.



Árbol de recubrimiento de coste mínimo

Árbol de recubrimiento de coste mínimo

Dado un grafo $G = \langle V, E \rangle$ no dirigido, conexo, y ponderado no negativamente, hallar $arm(G)$.



- Valor 38 en la figura
- No tiene por qué ser único



Propiedad fundamental

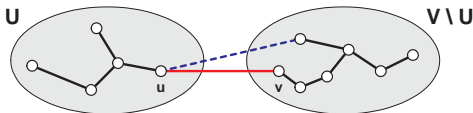
- Sea $G = \langle V, E \rangle$ un grafo no dirigido, conexo, y ponderado no negativamente,

$$G \in \{f : V \times V \rightarrow E\}$$

- Sea U un conjunto de vértices $U \subset V$, $U \neq \emptyset$

Si $\langle u, v \rangle$ es la arista más pequeña de G tal que $u \in U$, y $v \in V \setminus U$, entonces existe algún árbol de recubrimiento de coste mínimo de G que la contiene

- Demostración por reducción al absurdo (contradicción)

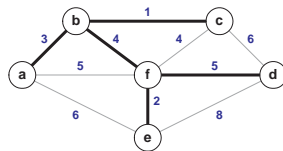
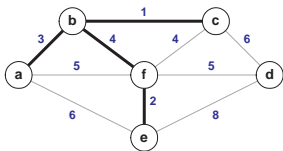
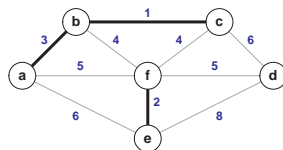
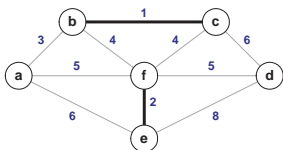
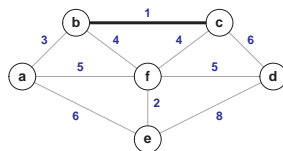
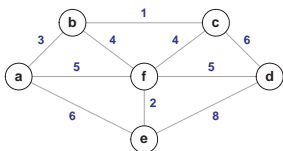


Algoritmo de Kruskal

- Seleccionar la arista más corta en cada etapa y construir el árbol
- Se basa en la propiedad de los árboles de recubrimiento de coste mínimo: partiendo del árbol vacío, se selecciona en cada paso la arista de menor peso que no provoque ciclo sin requerir ninguna otra condición sobre sus extremos
- Es una estrategia óptima



Algoritmo de Kruskal paso a paso



Algoritmo de Kruskal - Pseudocódigo

Kruskal(G)

// Entrada: $G = \langle V, E \rangle$, es un grafo no dirigido, conexo,

// y ponderado no negativamente

// Salida: $E_T =$ conjunto de aristas que forman un $arm(G)$

ordenar E en orden no decreciente según los pesos asociados a las aristas:

$$w(e_{i_1}) \leq \dots \leq w(e_{i_{|E|}})$$

$E_T \leftarrow \emptyset$

$cont \leftarrow 0$ // nº de aristas de $arm(G)$

$k \leftarrow 0$ // nº de aristas procesadas

while $cont < |V| - 1$

$k \leftarrow k + 1$

si $E_T \cup \{e_{i_k}\}$ no contiene ciclos

$E_T \leftarrow E_T \cup \{e_{i_k}\}$

$cont \leftarrow cont + 1$

devolver E_T

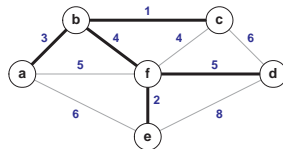
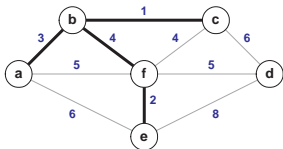
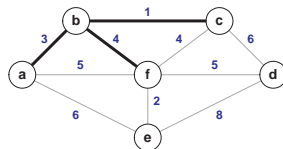
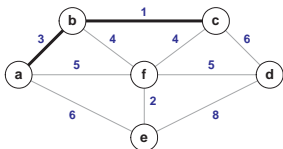
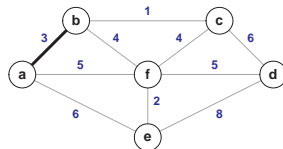
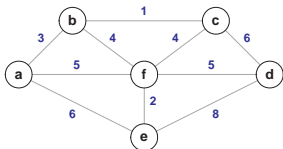


Algoritmo de Prim

- Seleccionar un nodo y construir el árbol a partir de él
- Aplica reiteradamente la propiedad de los árboles de recubrimiento de coste mínimo incorporando a cada paso una arista
- Se usa un conjunto U de vértices tratados y se selecciona en cada paso la arista mínima que une un vértice de U con otro de su complementario
- Es una estrategia óptima



Algoritmo de Prim paso a paso



Algoritmo de Prim - Pseudocódigo

Prim(G)

// Entrada: $G = \langle V, E \rangle$, es un grafo no dirigido, conexo

// (puede usar pesos negativos)

// Salida: $E_T =$ conjunto de aristas que forman un $arm(G)$

$V_T \leftarrow \{v_0\}$ // v_0 puede ser cualquier vértice

$E_T \leftarrow \emptyset$

desde $i \leftarrow 1$ hasta $|V| - 1$ hacer

encontrar una arista $e^* = (v^*, u^*)$ de peso mínimo entre todas

las aristas (v, u) tales que $v \in V_T$ y $u \in V \setminus V_T$

$V_T \leftarrow V_T \cup \{u^*\}$

$E_T \leftarrow E_T \cup \{e^*\}$

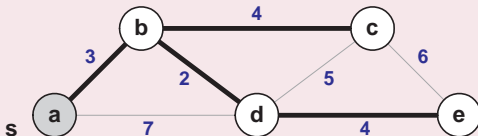
devolver E_T



Caminos mínimos desde un nodo

Caminos mínimos desde un nodo

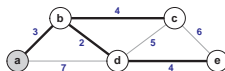
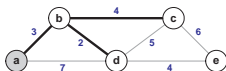
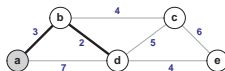
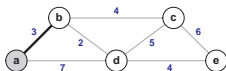
Dado un grafo $G = \langle V, E \rangle$ conexo y ponderado no negativamente, y un vértice $s \in V$, hallar la longitud de los caminos mínimos desde s al resto de vértices.



- Sirve para grafos dirigidos y no dirigidos (si es no dirigido se puede sustituir cada arista por dos con el mismo peso, y en “direcciones” contrarias)
- Veremos el **algoritmo de Dijkstra**

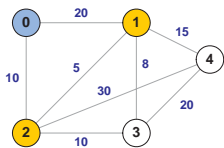


Algoritmo de Dijkstra paso a paso

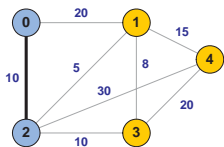


- Inserta vértices en un árbol T progresivamente, según calcula nuevas longitudes mínimas
 - El árbol T es conceptual (es una lista de nodos)
- Para un nuevo vértice tiene en cuenta no sólo la longitud de la nueva arista, sino también todo el camino hasta dicho vértice
 - Es la diferencia con respecto al algoritmo de Prim
- En cada paso inserta en T el vértice con menor longitud desde el origen (estrategia voraz óptima)
- Tras insertar un nuevo vértice v_{sig} , debe recalcular distancias de nodos conectados a v_{sig} y T

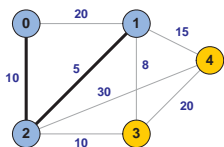
Algoritmo de Dijkstra en detalle



i	Camino	d_i	$\in T$
0	0	0	✓
1	0, 1	20	✗
2	0, 2	10	✗
3	0, 3	∞	✗
4	0, 4	∞	✗

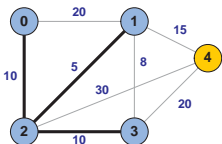


i	Camino	d_i	$\in T$
0	0	0	✓
1	0, 2, 1	15	✗
2	0, 2	10	✓
3	0, 2, 3	20	✗
4	0, 2, 4	40	✗

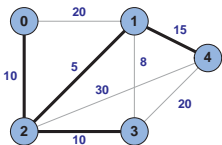


i	Camino	d_i	$\in T$
0	0	0	✓
1	0, 2, 1	15	✓
2	0, 2	10	✓
3	0, 2, 3	20	✗
4	0, 2, 1, 4	30	✗

Algoritmo de Dijkstra en detalle



i	Camino	d_i	$\in T$
0	0	0	✓
1	0, 2, 1	15	✓
2	0, 2	10	✓
3	0, 2, 3	20	✓
4	0, 2, 1, 4	30	✗



i	Camino	d_i	$\in T$
0	0	0	✓
1	0, 2, 1	15	✓
2	0, 2	10	✓
3	0, 2, 3	20	✓
4	0, 2, 1, 4	30	✓

Nota: el ejemplo usa un grafo no dirigido



Algoritmo de Dijkstra - pseudocódigo

Dijkstra(G, s, t)

// Entrada: $G = \langle V, E \rangle$, es un grafo no dirigido, conexo,
// y ponderado no negativamente con pesos w entre aristas
// Salida: Distancias mínima d desde el vértice s hasta el t ,
// y todas las distancias mínimas a vértices que son menores que d

$T \leftarrow \{s\}$

desde $i \leftarrow 1$ hasta $|V|$ hacer $d_i \leftarrow \infty$

para cada arista (s, v) hacer $d_v = w(s, v)$

$ultimo \leftarrow s$

mientras ($ultimo \neq t$) hacer

seleccionar $v_{sig} \notin T$ // el vértice desconocido que minimiza d

para cada arista (v_{sig}, x) hacer

$d_x \leftarrow \min[d_x, d_{v_{sig}} + w(v_{sig}, x)]$

$ultimo \leftarrow v_{sig}$

$T \leftarrow T \cup \{v_{sig}\}$

devolver d

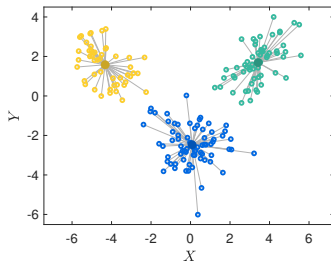
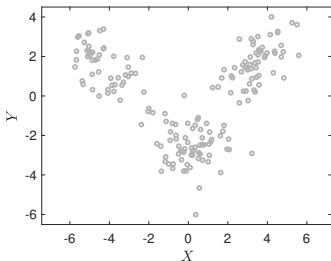


K-medias

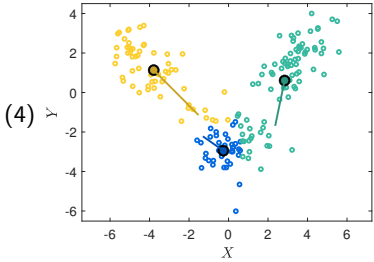
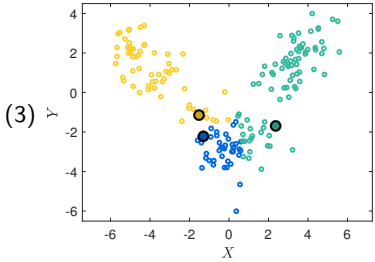
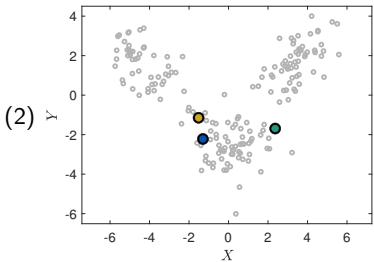
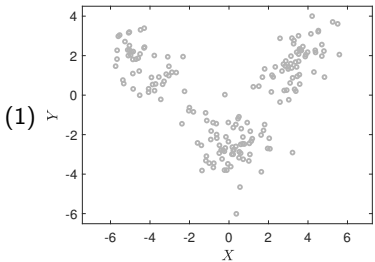


K-medias

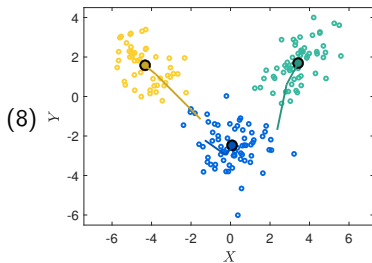
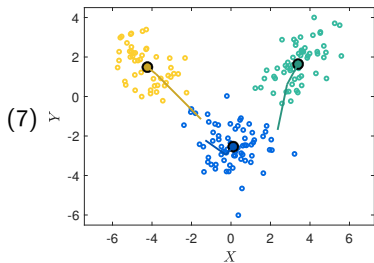
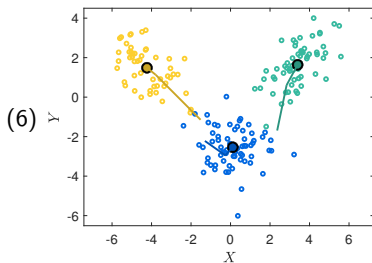
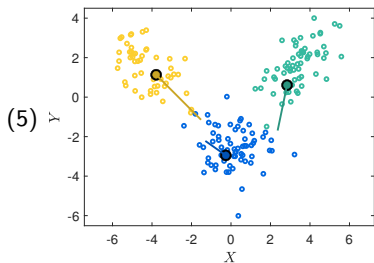
- *Clustering*: identificar grupos de puntos (datos) y asignar a cada punto uno de esos grupos
- El algoritmo K-medias procura encontrar los K mejores representantes (“centroides”, que también son puntos) de los datos, donde cada centroide representa un grupo
 - El representante de un dato es el más cercano a éste
- K-medias intenta resolver el problema cuyo objetivo es minimizar la suma de distancias Euclídeas (al cuadrado) entre cada dato y su centroide



K-medias – Ejemplo de ejecución



K-medias – Ejemplo de ejecución



K-medias – pseudocódigo

- El problema de optimización asociado no es convexo, ni se existe una fórmula analítica para la solución
 - Recurrimos a un algoritmo iterativo
- Pseudocódigo del algoritmo **K-medias**:

K-medias(D, K)

Inicializar cada μ_k (valores aleatorios, datos concretos, etc.)

repetir:

(A) Escoge las mejores asignaciones a_{ik} para unos centroides μ_k fijos

(B) Escoge los mejores centroides μ_k para unas asignaciones a_{ik} fijas

hasta convergencia



K-medias – Dos pasos

- (A): Asignar \mathbf{x}_i a su centroide μ_k más cercano (el grupo sería C_k)

$$a_{ik} = \begin{cases} 1 & \text{si } k = \arg \min_l \|\mathbf{x}_i - \mu_l\|^2 \\ 0 & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

- (B): Asignar a μ_k la media de los puntos asignados a él (a C_k)

$$\mu_k = \frac{1}{n_k} \sum_{\substack{i: \mathbf{x}_i \text{ se} \\ \text{asigna a } C_k \\ \text{(es decir: } a_{ik}=1\text{)}}} \mathbf{x}_i$$

$$n_k = \sum_{i=1}^N a_{ik} \quad (\text{número de puntos } \mathbf{x}_i \text{ asignados a } C_k)$$



K-medias

Problema de clustering que resuelve el K-medias

- Sea $D = \{\mathbf{x}_1, \dots, \mathbf{x}_N\}$ un conjunto de “datos”, donde $\mathbf{x}_i \in \mathbb{R}^d$, que deseamos agrupar en K grupos: $\{C_1, \dots, C_K\}$
- Cada grupo está representado por un “centroide”. Denotamos estos centroides mediante: $\mu_1, \dots, \mu_K \in \mathbb{R}^d$
- El problema (no convexo) consiste en minimizar:

$$\mathcal{L} = \sum_{k=1}^K \sum_{i: \mathbf{x}_i \text{ se asigna a } C_k} \|\mathbf{x}_i - \mu_k\|^2 = \sum_{k=1}^K \sum_{i=1}^N a_{ik} \|\mathbf{x}_i - \mu_k\|^2$$

$$a_{ik} = \begin{cases} 1 & \text{si } \mathbf{x}_i \text{ está asignado a } C_k \\ 0 & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

K-medias

- Se garantiza que converge a un óptimo local
 - Convergencia: los centroides no varían tras una iteración
 - También se puede parar tras T pasos
- No siempre encuentra el óptimo global
 - Se suele ejecutar varias veces con diferentes inicializaciones
- Asume que los clusters son “esféricos”
 - Poco realista
 - Hay alternativas mejores de clustering
- El problema es NP-duro
- Se puede interpretar como un caso particular del algoritmo EM (*expectation-maximization*) de teoría de probabilidad

