

Algoritmos y Estructuras de Datos III

Departamento de Computación
Facultad de Ciencias Exactas y Naturales
Universidad de Buenos Aires

Abril 2017

Trabajo Práctico 1

Alumno	LU	Correo electrónico
Seijo, Jonathan Adrián	592/15	jon.seijo@gmail.com

Índice

1. Introducción	3
1.1. Explicación del problema	3
1.2. Ejemplo	3
2. Backtracking	4
2.1. Solución naive	4
2.2. Pseudocódigo	4
2.3. Complejidad	5
2.4. Solución con poda	6
2.5. Pseudocódigo	6
2.6. Complejidad con poda	7
3. Programación Dinámica	7
3.1. Solución topdown	7
3.2. Pseudocódigo topdown	8
3.3. Complejidad	9

1. Introducción

1.1. Explicación del problema

Dada una secuencia A de números, se quieren pintar cada uno de ellos con rojo, azul o dejarlos sin pintar. Una aclaración importante es que los elementos de A no pueden modificarse, ni tampoco cambiarse su orden inicial. Lo unico que puede hacerse con ellos es colorearlos (o no).

Para que una secuencia de colores se considere **válida** es necesario que se cumplan ciertas condiciones:

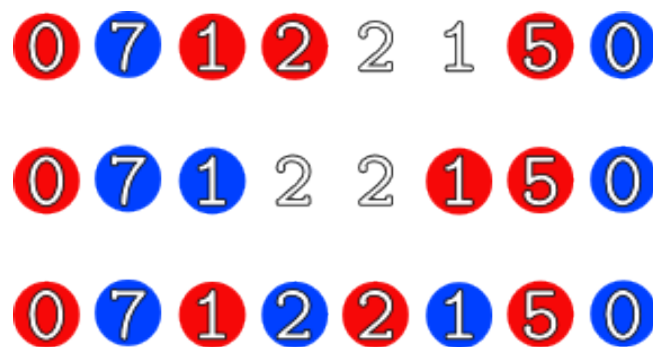
1. Todos los elementos de color **rojo** están ordenados por valor de forma estrictamente creciente
2. Todos los elementos de color **azul** están ordenados por valor de forma estrictamente decreciente

(Estrictamente significa que no hay numeros consecutivos iguales)

Las secuencias de colores válidas pueden tener diferentes cantidades de elementos sin pintar. El objetivo del problema es encontrar la **mínima cantidad de elementos sin pintar** de todas las secuencias válidas que pueden formarse a partir de A .

1.2. Ejemplo

Supongamos que $A = [0, 7, 1, 2, 2, 1, 5, 0]$. Veamos *algunas* de las posibles secuencias de colores válidas:



Consideremos los colores del tercer caso para ver que es una secuencia válida.

1. **Rojos:** $[0, 1, 2, 5]$ (estrictamente crecientes)
2. **Azules:** $[7, 2, 1, 0]$ (estrictamente decrecientes)

Podemos ver que diferentes formas de pintar de rojo y azul nos obligan a dejar algunos elementos sin pintar para que la secuencia sea válida. En el caso de este ejemplo la **mínima cantidad de elementos sin pintar** que puede obtenerse de A es **0**, como puede verse en la tercer combinación.

2. Backtracking

2.1. Solución naive

Llamo A a la secuencia de números que quiero pintar, y n a la cantidad de elementos en A . De todas las secuencias válidas de colores que puedo formar quiero saber cual es la mínima cantidad de elementos que puedo dejar sin pintar.

Una forma natural de pensar la solución es la siguiente: genero todas las formas de pintar posibles, y veo cual es el mínimo sin pintar que puede usarse para las secuencias que son válidas. Esa es la idea central detrás de ambos algoritmos de backtracking. Veamos entonces una posible implementación, la forma *naive*.

El primer elemento puede ser Rojo, Azul o Ninguno. Dado el color del primero, el segundo elemento puede también ser Rojo, Azul o Ninguno. Fijados el primero y el segundo, el tercero puede ser tomar cualquiera de las tres posibilidades, y así siguiendo.

Una vez fijos los colores de los n elementos, reviso si la secuencia de colores que se formó es válida. (Esto es, que los elementos rojos estén ordenados crecientemente y los azules decrecientemente, ambos de forma estricta).

Si la secuencia formada era válida, entonces cuento la cantidad de elementos sin pintar, y devuelvo ese número. La respuesta final es se consigue tomando el mínimo de todos los mínimos.

Como detalle de implementación, en caso de que la secuencia formada no sea válida, devuelvo un valor infinito para que no afecte al valor mínimo solución. Esta solución existe porque no pintar ningún elemento de ningún color es siempre una solución válida **finita**

2.2. Pseudocódigo

```

procedure BACKTRACK(secuencia(Colores) colores, int actual)
  if actual =  $n$  then
    if EsValido(colores) then
      return CantSinPintar(colores)
    else
      return  $\infty$ 
  else
    colores[actual]  $\leftarrow$  Rojo
    minimoConRojo  $\leftarrow$  backtrack(colores, actual + 1)

    colores[actual]  $\leftarrow$  Azul
    minimoConAzul  $\leftarrow$  backtrack(colores, actual + 1)

    colores[actual]  $\leftarrow$  Ninguno
    minimoSinPintar  $\leftarrow$  backtrack(colores, actual + 1)

  return Min(minimoConRojo, minimoConAzul, minimoSinPintar)

```

Auxiliares:

```

procedure EsVALIDA(secuencia(Colores) colores)
  bool rojoValido  $\leftarrow$  EsCreciente(DameRojos(colores))  $\triangleright O(n)$ 
  bool azulValido  $\leftarrow$  EsDecreciente(DameAzules(colores))  $\triangleright O(n)$ 
  return (rojoValido  $\wedge$  azulValido)

```

```

procedure CANTSINPINTAR(secuencia(Colores) colores)
  return Tamaño(DameSinPintar(colores))  $\triangleright O(n)$ 

```

Para resolver el problema original, llamo a la función con los siguientes parámetros:

```

procedure RESOLVER NAIVE(secuencia(int) A)
  backtrack(secuenciaColoresVacía(n), 0)

```

2.3. Complejidad

El algoritmo presentado visita todas las posibles combinaciones de colores. Cada uno de los elementos tiene tres posibilidades, y como hay n elementos, la cantidad de combinaciones posibles es 3^n . Por lo tanto, visitar todas las posibilidades es $O(3^n)$.

Además, para cada combinación, se revisa en $O(n)$ si es una secuencia válida o no. Por lo tanto, la complejidad total del algoritmo es $O(n * 3^n)$.

Otra forma de verlo es pensando en el árbol de recursión que se va formando al llamar a la función. Cada nivel representa al elemento i ésimo de A , y cada nodo representa el color del elemento. De todo nodo se desprenden tres posibilidades hasta llegar al nivel n . Al llegar a una hoja, se decide si la secuencia *hasta esa hoja* es válida, en tiempo lineal.

Sabiendo que en un árbol ternario el nivel i tiene 3^i nodos, y sabiendo que el árbol tiene n niveles, la cantidad de nodos que se visitan es:

$$\sum_{i=0}^n 3^i = \frac{3^{n+1} - 1}{2} = O(3^{n+1})$$

El costo de las visitas de nodos no es el total, pues para cada una de las hojas se verifica si la secuencia obtenida es válida o no. Las hojas se encuentran en el último nivel n , entonces el árbol de recursión tiene 3^n hojas, donde cada hoja tiene costo $O(n)$. El costo de operar en las hojas entonces es $3^n * O(n) = O(n * 3^n)$.

El costo **total** es la suma entre visitar todos los nodos y operar en las hojas, es decir:

$$O(3^{n+1}) + O(n * 3^n) = O(n * 3^n)$$

2.4. Solución con poda

El algoritmo anterior funciona, pero puede mejorarse si tenemos en cuenta algunas observaciones:

1. Pueden filtrarse las secuencias válidas a medida que vamos construyendo la secuencia de colores.
2. Recorriendo de izquierda a derecha, lo único que se necesita para saber si es válido pintar cierto elemento de algún color, es ver el valor del último elemento antes del actual que fue pintado de ese mismo color.
3. Puede conocerse la cantidad de elementos sin pintar a medida que se va pintando la secuencia.
4. La cantidad de elementos sin pintar **no** aumenta si se pinta rojo o azul.
5. Si la cantidad de elementos sin pintar es mayor al mínimo encontrado, entonces no vale la pena seguir explorando esa secuencia, pues la cantidad de elementos sin pintar no puede disminuir.

2.5. Pseudocódigo

Siguiendo la idea principal del algoritmo anterior, pero teniendo en cuenta las nuevas ideas, podemos mejorar nuestro algoritmo:

```

procedure BACKTRACK(int actual, int ultRojo, int ultAzul, int cantSinPintar)
  if actual = n then
    minimoTotal  $\leftarrow$  cantSinPintar
    return minimoTotal
  else
    if (ultRojo = n)  $\vee$  (A[actual] > A[ultRojo]) then
      minRojo  $\leftarrow$  backtrack(actual + 1, actual, ultAzul, cantSinPintar)

    if (ultAzul = n)  $\vee$  (A[actual] < A[ultAzul]) then
      minAzul  $\leftarrow$  backtrack(actual + 1, ultRojo, actual, cantSinPintar)

    if cantSinPintar + 1 < minimoTotal then
      minSinPintar  $\leftarrow$  backtrack(actual + 1, ultRojo, ultAzul, cantSinPintar + 1)

  return Min(minimoConRojo, minimoConAzul, minimoSinPintar)

```

Para resolver el problema original, llamo a la función con los siguientes parámetros:

```

procedure RESOLVER PODA(sequencia(int) A)
  backtrack(0, n, n, 0)

```

Como detalle de implementación, cuando el último rojo (o azul) es *n*, significa que no hay ningún rojo (o azul) aún, porque los índices del arreglo comienzan en cero.

2.6. Complejidad con poda

Haciendo un análisis similar al del algoritmo naive, pensando en el árbol de recursión, tenemos que como cota superior se visitan todos los nodos del árbol. La validez de la secuencia se comprueba a medida que se desciende en la recursión, pues no se entra al siguiente paso si la propiedad de los colores no se cumple. Además, se va contando la cantidad de elementos sin pintar a medida que se eligen colores, por lo que tampoco se usa tiempo en eso.

Como todo el costo se encuentra en la cantidad de nodos que se visita, y como la cantidad máxima de nodos es $O(3^n)$, el costo de obtener la respuesta usando este algoritmo con poda es $O(3^n)$, mejorando la complejidad del anterior.

3. Programación Dinámica

3.1. Solución topdown

Generar todas las combinaciones es muy caro computacionalmente. Se puede conseguir algo mejor si pensamos el problema desde otro ángulo.

Supongamos que para todo (i, j) ya tenemos el valor mínimo de elementos sin pintar dado que el i -ésimo es el último rojo y el j -ésimo es el último azul. De este modo, lo único que tendríamos que hacer es tomar el mínimo de todas las combinaciones de los últimos rojos y azules. Esto es así porque de todas las posibles soluciones para un último rojo y último azul fijos, hay una combinación que es óptima, y es ésta la que nos interesa obtener.

Entonces nuestro problema se reduce a: suponiendo que la secuencia tiene el último rojo y el último azul en posiciones fijas, ¿cuál es la mínima cantidad de elementos sin pintar que podemos obtener?

Llamo Solución(i, ur, ua) a la función que devuelve la mínima cantidad sin pintar hasta $A[i]$ siendo que el elemento en ur es el último rojo y el elemento en ua es el último azul. (Si ur o ua es n , represento que no hay rojo o azul)

Analizo Solución(i, ur, ua). Para el elemento en la posición i (dados un ur y un ua) existen 3 casos

- **No lo pinto:** En este caso, la cantidad de elementos sin pintar **aumenta en uno** con respecto al mínimo hasta $i - 1$. Es decir, la solución es igual a $1 + \text{Solución}(i - 1, ur, ua)$

- **Pinto i de rojo:**

1. Si estoy en la rama donde no hay rojo ($ultRojo = n$), o si estoy en la rama donde el último azul era i , entonces no puede ser que i sea rojo, por lo que no hay solución. (Devuelvo ∞)
2. Si i es el último rojo, o si es posible que i sea color rojo (pues no rompe la propiedad) entonces la solución es la misma que la solución hasta $i - 1$ siendo que i es el último rojo. Es decir, es igual a Solución($i - 1, i, ua$)

3. Si no era posible que i sea rojo, entonces no hay solución para este caso. (Devuelvo ∞)

- **Pinto i de azul:** Análogo al caso de pintar con rojo

Al final de la función $\text{Solución}(i, ur, ua)$ devuelvo el mínimo de los tres casos. El valor de la solución para esos parámetros lo guardo en una matriz para poder acceder a él y no recalcularlo.

Para resolver el problema, tomo el mínimo de todas las soluciones posibles (para todo ur y ua) hasta el n -ésimo elemento.

3.2. Pseudocódigo topdown

```

procedure RESOLVER TOPDOWN(secuencia(int)  $A$ )
  Matriz3  $DP \leftarrow \text{Matriz3}(n, -1)$  ▷ Matriz de 3 dimensiones, llena con  $-1$ 
  for  $ultRojo \in [0..n]$  do
    for  $ultAzul \in [0..n]$  do
       $minSinPintar \leftarrow \text{Min}(minSinPintar, \text{Solución}(n - 1, ultRojo, ultAzul))$ 
  return  $minSinPintar$ 

```

```

procedure SOLUCIÓN(int  $actual$ , int  $ultRojo$ , int  $ultAzul$ )
  if  $actual = -1$  then return 0
  if  $DP[actual][ultRojo][ultAzul] \neq -1$  then return  $DP[actual][ultRojo][ultAzul]$ 

   $minRojo \leftarrow \text{TopdownCasoRojo}(actual, ultRojo, ultAzul)$ 
   $minAzul \leftarrow \text{TopdownCasoAzul}(actual, ultRojo, ultAzul)$ 
   $minSinPintar \leftarrow \text{TopdownCasoSinPintar}(actual, ultRojo, ultAzul)$ 

  return  $\text{Min}(minRojo, minAzul, minSinPintar)$ 

```

```

procedure TOPDOWNCASOROJO(int  $actual$ , int  $ultRojo$ , int  $ultAzul$ )
  ▷ Si no hay rojo o si el actual es azul, entonces no puedo considerar que el actual sea rojo
  if  $(ultRojo = n) \vee (actual = ultAzul)$  then
    return  $\infty$ 
  else ▷ Si soy el último rojo, ó si puedo serlo porque cumplo la propiedad:
    if  $(actual = ultRojo) \vee (i < ultRojo \wedge A[i] < A[ultRojo])$  then
      return  $\text{Solución}(actual - 1, actual, ultAzul)$ 
    else
      return  $\infty$ 

```

procedure TOPDOWNCASOAZUL(int *actual*, int *ultRojo*, int *ultAzul*)

▷ Si no hay azul o si el actual es rojo, entonces no puedo considerar que el actual sea azul

if (*ultAzul* = *n*) \vee (*actual* = *ultRojo*) **then** return ∞ **else** ▷ Si soy el último azul, ó si puedo serlo porque cumplo la propiedad:**if** (*actual* = *ultAzul*) \vee (*i* < *ultAzul* \wedge *A*[*i*] > *A*[*ultAzul*]) **then** return Solución(*actual* - 1, *ultAzul*, *actual*)**else** return ∞

procedure TOPDOWNCASOSINPINTAR(int *actual*, int *ultRojo*, int *ultAzul*)

▷ No puede pasar que el actual sea rojo o azul, pero que lo quiera dejar sin pintar

if (*actual* = *ultRojo*) \vee (*actual* = *ultAzul*) **then** return ∞ **else** return 1+ Solución(*actual* - 1, *ultRojo*, *ultAzul*)

3.3. Complejidad

Aca va la justificacion de por que el algoritmo topdown es n^3 , consultar mis notas para orientacion