



## DEPARTAMENTO DE COMPUTACION

Facultad de Ciencias Exactas y Naturales - UBA

# Trabajo Práctico 1

Algoritmos y Estructuras de Datos III

Primer Cuatrimestre de 2014

Alumno	LU	E-mail
Aboy Solanes, Santiago	175/12	santiaboy2@hotmail.com
Almansi, Emilio Guido	674/12	ealmansi@gmail.com
Canay, Federico José	250/12	fcanay@hotmail.com
Decroix, Facundo Nicolás	842/11	fndecroix92@hotmail.com

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

# Índice

<b>1. Introducción</b>	<b>4</b>
<b>2. Consideraciones generales</b>	<b>4</b>
2.1. Lenguaje de implementación . . . . .	4
2.2. Algoritmo de ordenamiento . . . . .	4
2.3. Mediciones de performance . . . . .	4
<b>3. Problema 1: Camiones sospechosos</b>	<b>6</b>
3.1. Descripción del problema . . . . .	6
3.1.1. Ejemplos y observaciones . . . . .	6
3.2. Desarrollo de la solución . . . . .	6
3.3. Complejidad temporal . . . . .	7
3.4. Demostración de correctitud . . . . .	8
3.4.1. Demostración de la Propiedad 1 . . . . .	8
3.4.2. Correctitud del ciclo . . . . .	8
3.4.3. Demostración de la Propiedad 2 . . . . .	9
3.5. Experimentación . . . . .	9
3.5.1. Incluyendo etapa de ordenamiento . . . . .	9
3.5.2. Mediciones sobre el ciclo para instancias ordenadas . . . . .	10
3.6. Conclusión . . . . .	11
<b>4. Problema 2: La joya del Río de la Plata</b>	<b>12</b>
4.1. Descripción del problema . . . . .	12
4.2. Desarrollo de la solución . . . . .	12
4.3. Complejidad temporal . . . . .	13
4.4. Demostración de correctitud . . . . .	14
4.4.1. Demostración de la optimicidad del orden propuesto . . . . .	14
4.4.2. Demostración de correctitud del algoritmo Calcular_perdida . . . . .	15
4.5. Experimentación . . . . .	16
4.5.1. Incluyendo etapa de ordenamiento . . . . .	16
4.5.2. Mediciones sobre el ciclo para instancias ordenadas . . . . .	17
4.6. Conclusión . . . . .	17
<b>5. Problema 3: Rompecolores</b>	<b>18</b>
5.1. Descripción del problema . . . . .	18
5.2. Desarrollo de la solución . . . . .	18
5.3. Complejidad temporal . . . . .	19
5.4. Demostración de correctitud . . . . .	20
5.5. Experimentación . . . . .	21
5.6. Conclusión . . . . .	25

<b>Apéndices</b>	<b>26</b>
<b>A. Código fuente del problema 1</b>	<b>26</b>
<b>B. Código fuente del problema 2</b>	<b>27</b>
<b>C. Código fuente del problema 3</b>	<b>28</b>

## 1. Introducción

El objetivo de este informe es describir, desarrollar y presentar una solución algorítmica a tres problemas de maximización/minimización u optimización. Por otro lado, demostraremos la correctitud de las soluciones propuestas, y que su complejidad temporal cumple los requerimientos pedidos. Realizamos diversos experimentos que permiten verificar la correctitud, así como también realizamos experimentaciones computacionales para medir la performance de la implementación de nuestra solución. Los resultados obtenidos y la discusión de los mismos se encuentran en sus secciones correspondientes.

El código fuente de las soluciones se encuentran en su totalidad en la carpeta *src*, mientras que sus secciones más relevantes se pueden leer en los apéndices de este informe.

## 2. Consideraciones generales

### 2.1. Lenguaje de implementación

Para implementar las soluciones algorítmicas desarrolladas en cada problema utilizamos el lenguaje C++, el cual presenta una serie de características muy convenientes. Este lenguaje es imperativo, al igual que el lenguaje de pseudocódigo utilizado para describir las soluciones y probar su correctitud. Adicionalmente, el mismo posee librerías estándar muy completas, versátiles y bien documentadas, lo cual permite abstraer el manejo de memoria, la implementación de estructuras de datos y algoritmos de uso frecuente, y provee mecanismos para realizar mediciones de tiempo de manera fidedigna.

### 2.2. Algoritmo de ordenamiento

En las implementaciones desarrollados para resolver los problemas planteados, utilizamos la función *sort* de la Standard Template Library (STL). Para que la complejidad temporal de las soluciones se condiga con el análisis teórico, es necesario verificar que dicha función tenga efectivamente una complejidad temporal  $O(n * \log(n))$ .

En la página de documentación oficial [cppreference](http://en.cppreference.com/w/cpp/algorithm/sort)<sup>1</sup>, se observa que a partir del standard C++11 de C++, la complejidad requerida para `std::sort` es de  $O(n * \log(n))$  comparaciones, y a lo sumo  $O(n * \log(n))$  swaps. Como utilizamos contenedores de acceso aleatorio en tiempo constante para desarrollar las soluciones, las operaciones de comparación y swap son  $O(1)$ . Por esto, efectivamente las rutinas de ordenamiento utilizadas tienen una complejidad de  $O(n * \log(n))$  operaciones.

### 2.3. Mediciones de performance

Para llevar a cabo mediciones de performance sobre las implementaciones desarrolladas, medimos el tiempo consumido para resolver instancias de sucesivos tamaños en función de un parámetro a definir según el caso. Procuramos medir exclusivamente el tiempo consumido por la etapa de resolución, ignorando tareas adicionales propias al proceso como, por ejemplo, la generación de la instancia a ser resuelta.

La función del sistema que se escogió para medir intervalos de tiempo es la siguiente:

```
int clock_gettime(clockid_t clk_id, struct timespec *tp);
```

de la librería *time.h*. La misma nos permite realizar mediciones de alta resolución, específicas al tiempo de ejecución del proceso que la invoca (y no al sistema en su totalidad), configurando el parámetro `clk_id` con el valor `CLOCK_PROCESS_CPUTIME_ID`<sup>2</sup>.

Por otro lado, dado que la medición de tiempos en un sistema operativo activo introduce inherentemente un cierto nivel de ruido, cada medición se realizó múltiples veces. Una vez obtenidos los distintos valores para una misma medición (es decir, para diferentes instancias del mismo tamaño), registramos como

---

<sup>1</sup><http://en.cppreference.com/w/cpp/algorithm/sort>

<sup>2</sup>[http://linux.die.net/man/3/clock\\_gettime](http://linux.die.net/man/3/clock_gettime)

valor definitivo la mediana de la serie de valores. Escogimos este criterio en vez de, por ejemplo, tomar la media, ya que utilizar la mediana es menos susceptible a la presencia de valores atípicos o *outliers*.

### 3. Problema 1: Camiones sospechosos

#### 3.1. Descripción del problema

Bajo la sospecha de que una determinada empresa de transporte trafica sustancias ilegales en sus camiones, se ha contratado a un experto para inspeccionar los vehículos durante su paso por un puesto de control. El período de contratación del experto tiene una duración de  $D$  días consecutivos, con fecha de inicio a determinar. Adicionalmente, se cuenta con un listado de  $n$  entradas, indicando los días  $d_1, d_2, \dots, d_n$  en que los camiones de la empresa pasarán por el puesto de control.

Se desea conocer la máxima cantidad  $c$  de camiones que el experto puede llegar a inspeccionar durante su período de contratación, y un día  $d$  para tomar como fecha de inicio de forma tal que efectivamente logre inspeccionar dicha cantidad de camiones.

Formalmente, dado  $D$  un número natural y una lista no vacía de  $n$  números naturales  $d_1, d_2, \dots, d_n$  (no necesariamente distintos), se desea hallar un valor  $d$  natural de forma tal que el intervalo  $[d, d + D)$  contenga a la máxima cantidad posible de elementos de la lista. Además, se desea conocer la cantidad total  $c$  de elementos contenidos en el intervalo.

Cada instancia del problema, así como su solución, se codifica como una lista de naturales separados por espacios, representando los siguientes valores:

Entrada:  $D \ n \ d_1 \ d_2 \ \dots \ d_n$   
Salida:  $d \ c$

##### 3.1.1. Ejemplos y observaciones

La lista de días de llegada de los camiones no necesariamente se encuentra ordenada, y además puede contener días repetidos, que deben ser contados con su debida multiplicidad al computar la solución. Esto es razonable ya que muchos camiones pueden llegar al puesto de control en un mismo día. Por lo tanto, el siguiente es un ejemplo de instancia válida y su respectiva solución:

Entrada:  $1 \ 5 \ 23 \ 23 \ 23 \ 23 \ 2$   
Salida:  $23 \ 4$

Por otro lado, es importante notar que si bien la cantidad máxima  $c$  de camiones inspeccionados es única, la fecha de inicio del período de contratación no lo es. Distintos valores para  $d$  pueden generar intervalos  $[d, d + D)$  incluyendo igual cantidad de elementos de la lista.

Entrada:  $3 \ 2 \ 6 \ 7$   
Salida:  $5 \ 2 \quad \quad \quad \text{ó}$   
Salida:  $6 \ 2$

#### 3.2. Desarrollo de la solución

El algoritmo desarrollado para resolver el problema considera como posibles candidatos para fecha de inicio únicamente a los valores del conjunto  $\{d_1 \ d_2 \ \dots \ d_n\}$ , haciendo uso de la siguiente propiedad (demostración en la sección 3.3):

**Propiedad 1.** *Siempre existe un intervalo óptimo  $[d, d + D)$  (en el sentido de que comprende la mayor cantidad posible de elementos de la lista) cuyo límite inferior es  $d \in \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ .*

Para cada candidato  $d_i$ , se computa la cantidad de elementos contenidos en el intervalo  $[d_i, d_i + D)$ , guardando un registro del día  $d$  para el cual dicha cantidad es mayor. Finalmente, se emite como solución el valor de  $d$  y la cantidad  $c$  de números contenidos en su respectivo intervalo.

Dado el requerimiento de que la solución tenga complejidad temporal subcuadrática, no es viable el procedimiento ingenuo de tomar cada día de la lista  $d_i$  y, para cada valor  $1 \leq j \leq n$ , evaluar la condición de pertenencia  $d_i \leq d_j < d_i + D$ .

En cambio, la resolución propuesta realiza primeramente un ordenamiento sobre la lista, y luego recorre la misma linealmente mediante dos índices  $i, j$ , manteniendo en cada iteración el siguiente invariante<sup>3</sup>:

<sup>3</sup>Los subíndices refieren a los elementos de la lista ya ordenada

$$(\forall k : i \leq k < j) \ d_k \in [d_i, d_i + D)$$

Si sucede que  $d_{i-1} = d_i$ , se está en presencia de un candidato que ya ha sido contemplado, y por lo tanto se saltea. De lo contrario, vale  $d_{i-1} < d_i$  y por lo tanto  $d_i$  es el primer elemento de la lista contenido en  $[d_i, d_i + D)$ . Esto permite computar la cantidad total de elementos contenidos en el intervalo mediante la expresión  $j - i$ , cuyo valor se utiliza para actualizar la solución parcial.

Adicionalmente, la búsqueda del máximo  $j$  que cumple el invariante puede realizarse a partir del valor de  $j$  de la iteración anterior<sup>4</sup>, fundamentado en la siguiente propiedad (demostración en la sección 3.3):

### Propiedad 2.

$$((\forall k : i \leq k < j) \ d_k \in [d_i, d_i + D)) \Rightarrow ((\forall k : i + 1 \leq k < j) \ d_k \in [d_{i+1}, d_{i+1} + D))$$

Es decir, si vale el invariante para  $(i, j)$ , entonces vale para  $(i + 1, j)$ . Esto permite obtener el valor máximo de  $j$  correspondiente a cada  $i$  mediante un único recorrido lineal, ya que  $j$  nunca decrece. En la figura 1 se incluye pseudocódigo describiendo el algoritmo desarrollado en detalle, y en el apéndice A se incluye el código completo.

```

procedure CAMIONES-SOSPECHOSOS( $D, n, \langle d_1, \dots, d_n \rangle$ )
  ordenar( $\langle d_1, \dots, d_n \rangle$ )  $O(n \log(n))$ 
   $d \leftarrow 0, c \leftarrow 0$   $O(1)$ 
   $i \leftarrow 1, j \leftarrow 1$   $O(1)$ 
  while  $i \leq n$  do  $O(1)$ 
    if  $i = 0 \vee d_{i-1} \neq d_i$  then  $O(1)$ 
      while  $(j \leq n) \wedge (d_i \leq d_j < d_i + D)$  do  $O(1)$ 
         $j \leftarrow j + 1$   $O(1)$ 
      if  $c < j - i$  then  $O(1)$ 
         $c \leftarrow j - i$   $O(1)$ 
         $d \leftarrow i$   $O(1)$ 
     $i \leftarrow i + 1$   $O(1)$ 
  return  $d, c$ 

```

Figura 1: Camiones Sospechosos. Pseudocódigo.

### 3.3. Complejidad temporal

El pseudocódigo de la solución (Figura 1) incluye al final de cada línea la complejidad temporal de las instrucciones contenidas en la misma.

En primer lugar, la etapa de ordenamiento es realizable en tiempo  $O(n * \log(n))$  mediante conocidos algoritmos como *Mergesort*, *Heapsort* o *Introsort*.

Luego, dado que  $j$  se inicializa en 1 y su valor es incrementado en el cuerpo del ciclo interno, la guarda del mismo no puede ser verdadera más de  $n$  veces. Como además siempre vale que  $d_i \leq d_i < d_i + D$ , este se ejecuta al menos una vez por cada valor de  $i$ . Por lo tanto, la operación  $j \leftarrow j + 1$  se ejecuta  $n$  veces, incurriendo en un costo lineal en  $n$  en la totalidad del algoritmo, y no se ejecuta  $n$  veces por cada valor de  $i$ .

Por otro lado, el ciclo externo se ejecuta exactamente  $n$  veces, con  $i = 1, \dots, n$ . En peor caso, los elementos son todos distintos y jamás se saltea el cuerpo del ciclo. Las operaciones de actualización del máximo tienen un costo constante (incluso si hay que realizar la actualización), por lo cual en la totalidad del algoritmo comprenden una cantidad de operaciones proporcional a  $n$ .

Buscar el máximo tiene una complejidad  $O(n)$ . Por esto, la etapa de ordenamiento (la cual tiene una complejidad de  $O(n * \log(n))$ ) domina la complejidad del algoritmo, permitiendo dar la cota  $O(n * \log(n))$  para la solución.

<sup>4</sup>En el caso base, se toma  $j = 1$  para comenzar a partir del primer elemento.

### 3.4. Demostración de correctitud

Para demostrar la correctitud del algoritmo propuesto, es necesario probar esencialmente dos afirmaciones mencionadas en la sección 3.2. En primer lugar, debe justificarse que entre los intervalos empezados en los  $d_i$  siempre va a existir un máximo o, formalmente, se debe demostrar la Propiedad 1. Luego, es importante argumentar por qué el ciclo del algoritmo computa efectivamente la cantidad de elementos de la lista contenidos en el intervalo asociado a cada candidato.

#### 3.4.1. Demostración de la Propiedad 1

Dada una instancia  $\langle D, n, l = [d_1, d_2, \dots, d_n] \rangle$ , se quiere probar que siempre existe un intervalo óptimo  $[d, d + D)$  (en el sentido de que comprende la mayor cantidad posible de elementos de la lista  $l$ ) cuyo límite inferior es  $d \in \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ .

Como cualquier valor  $d$  natural genera un intervalo  $[d, d + D)$  válido, el conjunto de posibles soluciones es no vacío. Como además cualquier solución posible contiene entre 0 y  $n$  elementos de la lista, necesariamente existe solución óptima. Sea  $d'$  tal que  $[d', d' + D)$  es un intervalo óptimo.

- Si  $(\nexists i : 1 \leq i \leq n) d' \leq d_i$ , entonces el intervalo  $[d', d' + D)$  no contiene ningún elemento de la lista. Esto es absurdo porque cualquier intervalo  $[d_i, d_i + D)$  contiene al menos un elemento, y sería mejor que el óptimo.
- De lo contrario, se puede definir  $d^*$  como el menor elemento de la lista que es mayor o igual a  $d'$ ; es decir:  $d^* = \min \{ d_i : 1 \leq i \leq n \wedge d' \leq d_i \}$ .

Luego,  $\forall i : 1 \leq i \leq n$ :

- Como  $d^*$  es el menor elemento que cumple la propiedad de ser mayor o igual que  $d'$ :

$$d' \leq d_i \rightarrow d^* \leq d_i$$

- Como  $d' \leq d^*$  por definición, se desprende que  $d' + D \leq d^* + D$ , y por lo tanto:

$$(d_i < d' + D) \rightarrow (d_i < d^* + D)$$

Entonces, vale que todo elemento contenido en el intervalo óptimo también está contenido en el intervalo  $[d^*, d^* + D)$ . Como  $d^* \in \{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ , queda demostrada la propiedad.

#### 3.4.2. Correctitud del ciclo

En la inicialización previa al ciclo, se configura  $(i, j) \leftarrow (1, 1)$  y por lo tanto, vale trivialmente el invariante:

$$(\forall k : i \leq k < j) d_k \in [d_i, d_i + D)$$

El cuerpo del ciclo se ejecuta únicamente para el primer elemento de la lista, y para todos aquellos que no sean iguales al inmediatamente anterior. Como la lista está ordenada, esto es equivalente a evaluar únicamente la primera aparición de cada valor dentro de la lista, ignorando sus posibles repeticiones posteriores.

El ciclo interno tiene la única función de incrementar el valor de  $j$ . La guarda del mismo es:

$$(j \leq n) \wedge (d_i \leq d_j < d_i + D) \equiv (j \leq n) \wedge d_j \in [d_i, d_i + D)$$

Es decir,  $j$  jamás se incrementa si el  $j$ -ésimo elemento no pertenece al intervalo  $[d_i, d_i + D)$ . Esto mantiene el invariante, evitando que algún elemento con índice menor a  $j$  no pertenezca al intervalo del candidato en evaluación. Como además  $j$  se incrementa tantas veces como sea posible sin romper el invariante, esto garantiza que al terminar el ciclo interno la variable tendrá su valor máximo (cuando  $j = n + 1$  ó  $d_j \notin [d_i, d_i + D)$ ).



Luego,  $d_i$  es el primer elemento de la lista contenido en  $[d_i, d_i + D)$  por no tener predecesor o por ser mayor que el mismo. Además,  $d_{j-1}$  es el último elemento de la lista contenido en  $[d_i, d_i + D)$  por no tener sucesor, o porque lo garantiza el invariante en caso contrario. De ello se desprende que existen  $(j-1) - i + 1 = j - i$  elementos de la lista contenidos en el intervalo, por lo cual es el valor que se utiliza para actualizar el estado de la solución parcial.

Por último, es necesario probar que el invariante se mantiene al incrementar  $i$  al final del ciclo. Esto es equivalente a demostrar la propiedad 2.

### 3.4.3. Demostración de la Propiedad 2

Si el invariante de ciclo es válido para el par  $(i, j)$ , entonces también lo es para  $(i+1, j)$ . Formalmente:

$$((\forall k : i \leq k < j) d_k \in [d_i, d_i + D)) \Rightarrow ((\forall k : i+1 \leq k < j) d_k \in [d_{i+1}, d_{i+1} + D))$$

De la verdad del antecedente, y dado que los elementos  $d_i$  están ordenados al comenzar el ciclo, se deducen las siguientes propiedades para todo  $k'$  tal que  $i+1 \leq k' < j$ :

1.  $d_{i+1} \leq d_{k'}$  por estar ordenados, ya que  $i+1 \leq k'$
2.  $d_i \leq d_{i+1}$  por estar ordenados
3.  $d_i + D \leq d_{i+1} + D$  se deduce de 2
4.  $d_{k'} < d_i + D$  por el antecedente, ya que  $d_{k'} \in [d_i, d_i + D)$
5.  $d_{k'} < d_{i+1} + D$  se deduce de 3 y 4

En base a 1 y 5, vale que  $d_{k'} \in [d_{i+1}, d_{i+1} + D)$ , y queda demostrada la propiedad.

## 3.5. Experimentación

Como se dijo en la sección 3.3, el análisis teórico muestra que la complejidad temporal de la solución se encuentra dominada por la etapa de ordenamiento. En una primera etapa de experimentación, contrastamos empíricamente la cota de complejidad temporal obtenida de forma teórica para el algoritmo propuesto. Dado que la función de ordenamiento pertenece a la librería de C++ y a que su análisis de peor caso es altamente complejo, medimos el rendimiento de nuestra implementación sobre instancias generadas pseudo-aleatoriamente y no en instancias de peor caso. Esto limita la experimentación a un análisis de caso promedio.

En la experimentación subsiguiente, para verificar el aporte del ciclo al procedimiento en su totalidad, realizamos mediciones sobre instancias donde la lista de entrada se encuentra ordenada; eliminando la etapa de ordenamiento.

En este caso, generamos tanto instancias pseudo-aleatorias como instancias con estructuras particulares, como por ejemplo aquellas donde todos los camiones llegan en días distintos (evitando que se saltee el cuerpo del ciclo) o donde, dado un período de inspección de un único día, cada día llega un camión más que el día anterior (realizando sucesivas actualizaciones del máximo por cada día nuevo)<sup>5</sup>.

### 3.5.1. Incluyendo etapa de ordenamiento

Medimos el tiempo de ejecución al resolver instancias de entre 1 y 10000 camiones, según las consideraciones de la sección 2.3, permitiendo graficar el costo temporal de la implementación en función del tamaño de entrada  $T(n)$ . En la figura (2) se observan los resultados obtenidos.

<sup>5</sup>Un ejemplo sería: 1,2,2,3,3,3,4,4,4,4,5,5,5,5,5,...

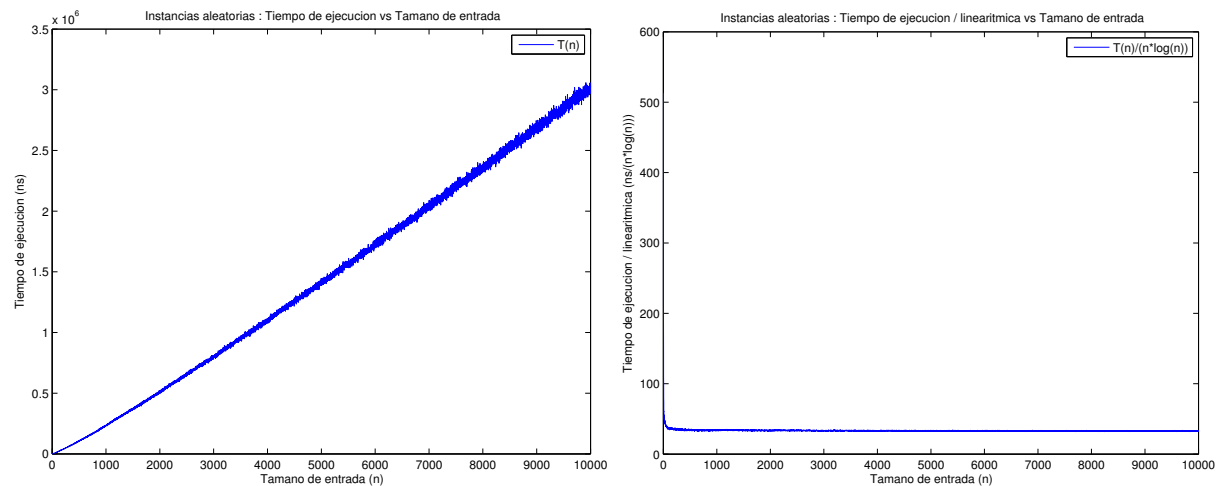


Figura 2: Instancias aleatorias,  $1 \leq n \leq 10000$ . Izquierda:  $T(n)$  vs  $n$ . Derecha:  $T(n)/(n \cdot \log(n))$  vs  $n$ .

Además de presentar los datos según fueron medidos, incluimos un gráfico donde se muestra el comportamiento del costo temporal para instancias de tamaño  $n$  dividido  $n \cdot \log(n)$ . Esto permite visualizar la tendencia asintótica del cociente  $T(n)/(n \cdot \log(n))$ , que en este caso se aproxima a una constante cercana al valor 40, sugiriendo dentro del marco de mediciones que  $T(n)$  tiende a un crecimiento del orden de  $n \cdot \log(n)$  para instancias promedio.

### 3.5.2. Mediciones sobre el ciclo para instancias ordenadas

Los resultados de las mediciones se muestran en la figura (3), donde se puede ver un gráfico comparativo entre el rendimiento de la función sobre los diferentes tipos de instancias.

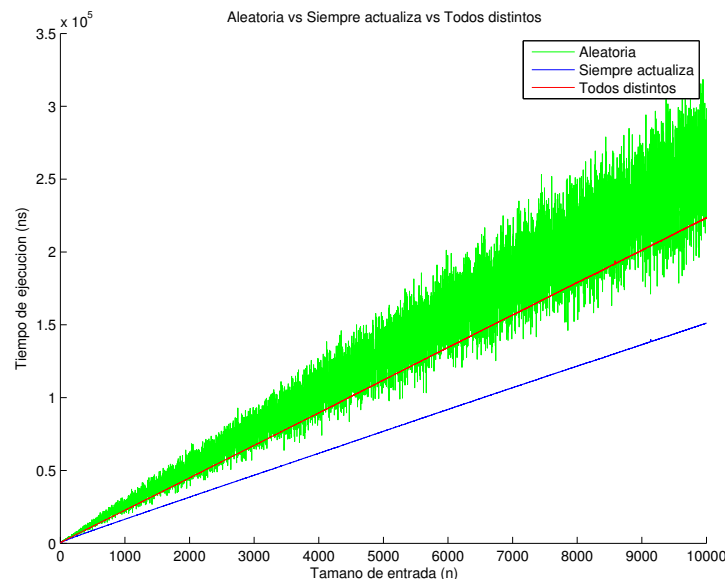


Figura 3: Instancias aleatorias vs Siempre actualiza el máximo vs Todos días distintos.  $1 \leq n \leq 10000$ .

En el gráfico observamos un comportamiento lineal para los dos tipos de instancias particulares, y utilizando una técnica similar a la de la figura 2, lado derecho, concluimos lo mismo para las instancias aleatorias. Es decir, el ciclo presenta un costo temporal proporcional a la cantidad de camiones en la

entrada. Adicionalmente, se observa que las instancias promedio consumen en general más tiempo que las instancias particulares generadas a modo comparativo.

### 3.6. Conclusión

Para concluir, nos parece importante destacar que la complejidad temporal de nuestra solución es dominada por la etapa de ordenamiento, lo cual provee una cota inferior a la complejidad temporal de nuestra solución, debido a que los algoritmos de ordenamiento por comparaciones son  $\Omega(n * \log(n))$ . Sin embargo, en el caso en que los datos de entrada se encuentren ordenados o dentro de un rango acotado<sup>6</sup>, la instancia se puede resolver en tiempo  $O(n)$ .

---

<sup>6</sup>Considerar casos donde la entrada solo admite días dentro de un rango es razonable dado el dominio del problema.

## 4. Problema 2: La joya del Río de la Plata

### 4.1. Descripción del problema

Este problema trata sobre un joyero que debe fabricar un conjunto de  $n$  piezas cuya materia prima se encuentra en un proceso de depreciación. Para cada pieza  $i$  de este conjunto, se conoce la cantidad de días que el joyero requiere para su fabricación ( $t_i$ ), además de la pérdida diaria ( $p_i$ ) que le genera el tener en su posesión la materia prima necesaria para dicha pieza. En función de estos valores, podemos calcular la pérdida total que sufre el joyero durante la fabricación de todas las piezas del conjunto, mediante la siguiente expresión:

$$C(R) = \sum_{i=1}^n (t_{R[i]} \sum_{j=i}^n p_{R[j]})$$

donde  $R[i]$  representa el orden en el cual fue fabricada la  $i$ -ésima pieza, y  $C$  representa el costo o la pérdida total de elegir tal ordenamiento.

Se desea desarrollar un algoritmo que determine un orden óptimo para la fabricación de estas piezas, en el sentido de que minimiza la pérdida total del joyero, y que además compute cuál es dicha pérdida. Como requerimiento adicional, la complejidad del algoritmo utilizado debe ser  $O(n^2)$ .

A continuación, damos una instancia del problema planteado junto con su solución. Supongamos que tenemos las siguientes piezas:

Pieza	Pérdida	Tiempo
1	3	1
2	2	1
3	1	1

En este ejemplo la solución es la siguiente secuencia:

**Solución** = [Pieza 1, Pieza 2, Pieza 3]

La pérdida total para esta solución es:  $3 * 1 + 2 * 2 + 1 * 3 = 10$

En cambio si eligiéramos como solución otra secuencia, como por ejemplo [Pieza 2, Pieza 1, Pieza 3], la pérdida total sería de:  $2 * 1 + 3 * 2 + 1 * 3 = 11$ . Si eligiéramos [Pieza 3, Pieza 2, Pieza 1], la pérdida total sería de:  $1 * 1 + 2 * 2 + 3 * 3 = 14$ .

### 4.2. Desarrollo de la solución

Lo primero que hicimos fue hallar que el orden óptimo en el que se deben armar las piezas para minimizar la pérdida es de menor a mayor según el coeficiente  $\frac{T_i}{P_i}$ , lo cual está demostrado en su sección correspondiente. Siguiendo este orden, podemos asegurar que una solución óptima cumple con el siguiente invariante:

$$(\forall i \in [1..#piezas]) \frac{T_i}{P_i} < \frac{T_{i+1}}{P_{i+1}}$$

Lo cual es equivalente a:

$$(\forall i \in [1..#piezas]) T_i * P_{i+1} < T_{i+1} * P_i$$

Este último es el que usamos debido a que al usar enteros, preferimos usar multiplicación antes que división.

Lo que nuestro algoritmo hace es crear un vector y colocar una a una las piezas, una atrás de otra. Luego, ordena según el orden previamente enunciado. Finalmente, calcula la pérdida total. El pseudocódigo de nuestro algoritmo es el siguiente:

Tipo de dato Pieza es Tupla  $\langle \text{id} : \text{entero}, \text{pérdida} : \text{entero}, \text{tiempo} : \text{entero} \rangle$

```
procedure LA JOYA DEL RÍO DE LA PLATA( $\langle p_1, \dots, p_n \rangle, L$ )
   $V \leftarrow$  nuevo vector de Pieza
  Cargo_Piezas( $V$ )
  Sort( $V$ ) // Este sort se hace de menor a mayor según el coeficiente anteriormente dicho
  return  $V$ , Calcular_perdida( $V$ )
```

Y el pseudo código de Calcular\_perdida( $V$ ) es el siguiente:

```
procedure CALCULAR_PERDIDA( $V$ )
   $total \leftarrow 0$ 
   $tiempo \leftarrow 0$ 
   $i \leftarrow 0$ 
  while  $i < n$  do
     $tiempo \leftarrow tiempo + V[i].tiempo$ 
     $total \leftarrow total + V[i].perdida * tiempo$ 
     $i \leftarrow i + 1$ 
  return  $total$ 
```

### 4.3. Complejidad temporal

Nuestro algoritmo tiene una complejidad de  $O(n * \log n)$  operaciones. Para eso vamos a analizar el pseudocódigo de a partes.

```
Tipo de dato Pieza es Tupla  $\langle \text{id} : \text{entero}, \text{pérdida} : \text{entero}, \text{tiempo} : \text{entero} \rangle$ 
procedure LA JOYA DEL RÍO DE LA PLATA( $\langle p_1, \dots, p_n \rangle, L$ )
   $V \leftarrow$  nuevo vector de Pieza  $O(1)$ 
  Cargo_Piezas( $V$ )  $O(n)$ 
  Sort( $V$ )  $O(n * \log(n))$ 
  // Este sort se hace de menor a mayor según el coeficiente anteriormente dicho
  return  $V$ , Calcular_perdida( $V$ )  $O(n)$ 
```

$V \leftarrow$  **nuevo vector de Pieza**

Tiene complejidad  $O(1)$ , ya que es simplemente crear un vector.

**Cargo\_Piezas( $V$ )**

Lo que hace la función Cargo\_Piezas, es leer la entrada que nos pasan y agregar las piezas al vector creado anteriormente. Esto tiene complejidad  $O(n)$ , ya que agregar  $n$  elementos a un vector tiene costo  $O(n)$ .

**Sort( $V$ )**

Como vimos en la sección del ejercicio 1, la función Sort tiene complejidad  $O(n * \log(n))$ .

**return  $V$ , Calcular\_perdida( $V$ )**

Devolver el vector es  $O(1)$ , y calcular la pérdida es  $O(n)$ , ya que hay que recorrer todas las piezas. Para cada calcular la pérdida de cada pieza, tenemos que tener en cuenta el tiempo que pasó hasta ese momento sumar el tiempo que tarda en hacer la pieza (una suma), calcular la pérdida y sumarlo a la pérdida hasta ese momento (multiplicación y suma). Estas operaciones son  $O(1)$  ya que trabajamos con enteros.

Luego, por álgebra de ordenes  $O(1) + O(n) + O(n * \log(n)) + O(1) + O(n) = O(n * \log(n))$ , como queríamos demostrar.

## 4.4. Demostración de correctitud

Para probar que nuestro algoritmo es correcto y que además es óptimo, lo que debemos demostrar es que el orden en que se fabrican las piezas que nosotros en principio supusimos como óptimo es realmente óptimo. Y lo otro que debemos demostrar es que el algoritmo `Calcular_perdida` calcule correctamente la pérdida total del joyero por fabricar las joyas en el orden utilizado.

### 4.4.1. Demostración de la optimicidad del orden propuesto

La propiedad que queremos demostrar es la siguiente:

Sea  $S$  un conjunto de elementos  $s_1, \dots, s_n$  y  $R$  una permutación de los elementos de  $S$  /  $(\forall 1 \leq i < n)$   
 $\frac{t(R[i])}{p(R[i])} \leq \frac{t(R[i+1])}{p(R[i+1])}$ , minimiza la función  $C(R)$

Siendo  $C(R) = \sum_{i=1}^n t(R[i]) \sum_{j=i}^n p(R[j])$

Para demostrar esto vamos a hacer inducción en el tamaño de  $R$ .

El caso base es  $\|R\| = 1$  :

Este caso es trivial porque sólo existe una permutación de  $R$ , por lo cual claramente es la mínima.

Para continuar con la demostración debemos realizar el paso inductivo, que es el siguiente:

$(\forall n > 1) P(n-1) \Rightarrow P(n)$

Para realizar el paso inductivo vamos a usar como Hipótesis inductiva que vale  $P(n-1)$  y a partir de eso vamos a demostrar que vale  $P(n)$ .

Tomamos una permutación óptima  $R = (r_1, \dots, r_n)$  y construyo  $R' = (r'_1, \dots, r'_n)$  /  $r'_1 = r_1$  y  $(r'_2, \dots, r'_n)$  es una permutación de  $(r_2, \dots, r_n)$  /  $(\forall 2 \leq i < n) \frac{t(r'_i)}{p(r'_i)} \leq \frac{t(r'_{i+1})}{p(r'_{i+1})}$

Osea,  $R'$  tiene el primer elemento igual al primer elemento de  $R$ , y los otros  $n - 1$  elementos están ordenados según nuestro orden propuesto.

Primero vamos demostrar que  $R'$  es óptima, para esto calculo  $C(R)$  y  $C(R')$  :

$$C(R) = t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r_j) + C(R[2..n])$$

$$C(R') = t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + C(R'[2..n])$$

Como  $R$  es óptimo, se que  $C(R) \leq C(R')$

También se por H.I. que  $R'[2..n]$  es óptima, por lo cual:

$$C(R'[2..n]) \leq C(R[2..n]) \iff$$

$$t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r_j) + C(R'[2..n]) \leq t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r_j) + C(R[2..n])$$

Sabemos que  $\sum_{j=1}^n p(r_j) = \sum_{j=1}^n p(r'_j)$  ya que  $R'$  es una permutación de  $R$ , Entonces:

$$t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + C(R'[2..n]) \leq t(r_1) \sum_{j=1}^n p(r_j) + C(R[2..n]) \iff$$

$$C(R') \leq C(R)$$

Pero habíamos dicho que  $R$  es óptimo, por lo tanto  $C(R) \leq C(R')$ .

Entonces, como  $C(R') \leq C(R) \wedge C(R) \leq C(R')$ , entonces  $C(R) = C(R')$ . Por lo tanto  $R'$  es óptimo.

Por ultimo queremos ver que  $R'$  cumple con la condición de  $P(n)$ , sabemos que  $R'[2..n]$  tiene a sus elementos ordenados según  $\frac{t(r'_i)}{p(r'_i)}$ . Nos falta ver que  $R'$  completa está ordenada, para esto sólo hace falta ver  $r'_1$  esta ordenado, que es lo mismo que decir que  $\frac{t(r'_1)}{p(r'_1)} \leq \frac{t(r'_2)}{p(r'_2)}$

Para esto tomamos  $R'' = (r'_2, r'_1, r'_3, \dots, r'_n)$

$$C(R') = t(r'_1) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) + C(R'[3..n])$$

$$C(R'') = t(r'_2) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_1) \sum_{j=1, j \neq 2}^n p(r'_j) + C(R''[3..n])$$

$C(R') \leq C(R'')$  por ser  $R'$  óptimo

$$t(r'_1) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) + C(R'[3..n]) \leq t(r'_2) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_1) \sum_{j=1, j \neq 2}^n p(r'_j) + C(R''[3..n]) \iff$$

Como  $R'(3..n) = R''(3..n)$  entonces  $C(R'(3..n)) = C(R''(3..n))$  y los puedo cancelar.

$$t(r'_1) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) \leq t(r'_2) \sum_{j=1}^n p(r'_j) + t(r'_1) \sum_{j=1, j \neq 2}^n p(r'_j) \iff$$

$$t(r'_1) \sum_{j=1, j \neq 2}^n p(r'_j) + t(r'_1) * p(r'_2) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) \leq t(r'_1) \sum_{j=1, j \neq 2}^n p(r'_j) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) + t(r'_2) * p(r'_1) \iff$$

Cancelo un término:

$$t(r'_1) * p(r'_2) + t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) \leq t(r'_2) \sum_{j=2}^n p(r'_j) + t(r'_2) * p(r'_1) \iff$$

Cancelo el otro:

$$t(r'_1) * p(r'_2) \leq t(r'_2) * p(r'_1)$$

$$\frac{t(r'_1)}{p(r'_1)} \leq \frac{t(r'_2)}{p(r'_2)}$$

□

#### 4.4.2. Demostración de correctitud del algoritmo Calcular\_perdida

Para empezar recordemos el pseudocódigo de este algoritmo:

```
procedure CALCULAR_PERDIDA(V)
  total ← 0
  tiempo ← 0
  i ← 0
  while i < n do
    tiempo ← tiempo + V[i].tiempo
    total ← total + V[i].perdida * tiempo
    i ← i + 1
  return total
```

Supongamos que tenemos las piezas en el orden  $V = [pieza_1..pieza_n]$ , la pérdida total ocasionada por fabricar las piezas en ese orden es la siguiente:

$$\sum_{i=1}^n (p_i \sum_{j=1}^i t_j)$$

Donde  $p_i$  es la pérdida por día de la  $i$ -ésima joya y  $t_i$  es la cantidad de días que la  $i$ -ésima joya tarda en ser armada.

Lo que queremos demostrar es que este algoritmo cumple el siguiente invariante:

$P(n)$  : en la  $k$ -ésima iteración, vale que  $total = \sum_{i=1}^k (p_i \sum_{j=1}^i t_j)$

Vamos a demostrar esto por inducción.

- Caso base: Vale  $P(1)$  En la primera iteración del algoritmo vale que:

$$total = V[1].perdida * V[1].tiempo$$

$$\text{Esto significa que } total = p_1 * t_1 = \sum_{i=1}^1 (p_i \sum_{j=1}^i t_j)$$

Por lo tanto vale  $P(1)$ .

- Paso Inductivo:

Hipótesis Inductiva:  $P(n)$

Queremos ver que  $P(n) \Rightarrow P(n+1)$

Sabemos que en la iteración  $n+1$ -ésima, la variable total tiene el siguiente valor:

$$total = total + V[n+1].perdida * tiempo$$

Por un lado sabemos que en nuestro algoritmo la variable *tiempo* empieza valiendo cero y va acumulando en cada iteración del ciclo el tiempo de cada pieza que vamos recorriendo. Así que podemos decir que en la  $n+1$ -ésima iteración la variable *tiempo* es igual a  $\sum_{i=1}^{n+1} t_i$  (esto se podría demostrar por inducción).

Asumiendo esto podemos ver que la variable total tiene el siguiente valor

$$total = total + V[n+1].perdida * tiempo = total + p_{n+1} * \sum_{j=1}^{n+1} t_j$$

Y por hipótesis inductiva:

$$total = \sum_{i=1}^n (p_i \sum_{j=1}^i t_j) + p_{n+1} * \sum_{j=1}^{n+1} t_j = \sum_{i=1}^{n+1} (p_i \sum_{j=1}^i t_j)$$

□

## 4.5. Experimentación

Al igual que en el problema *Camiones Sospechosos*, la solución propuesta tiene la característica de que la complejidad temporal del algoritmo es dominada por la etapa de ordenamiento. Por esta razón, lo que mencionamos en la sección 3.5 también vale en este caso: las instancias utilizadas para la medición se generaron de forma pseudo-aleatoria, limitando el análisis de los resultados al rendimiento de caso promedio.

Adicionalmente, para corroborar que el ciclo posterior al ordenamiento incurre efectivamente en un costo a lo sumo lineal, continuamos la experimentación sobre instancias donde la lista de entrada se encuentra ordenada, eliminando la primer etapa. En este caso, dado que el ciclo no contiene ejecución condicional y siempre ejecuta exactamente la misma cantidad de instrucciones independientemente de la entrada, no se puede distinguir entre mejor y peor caso. Por esa razón, realizamos mediciones únicamente sobre instancias pseudo-aleatorias ordenadas según el coeficiente mencionado en 4.2.

### 4.5.1. Incluyendo etapa de ordenamiento

Medimos el tiempo de ejecución al resolver instancias de entre 1 y 10000 piezas, según las consideraciones de la sección 2.3, permitiendo graficar el costo temporal de la implementación en función del tamaño de entrada  $T(n)$ . En la figura (4) se observan los resultados obtenidos.

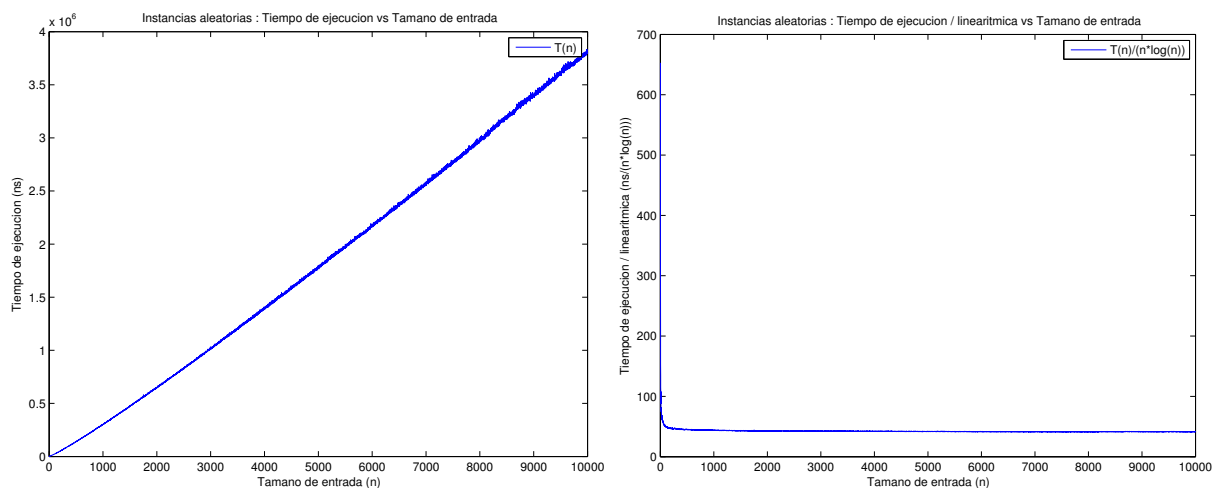


Figura 4: Instancias aleatorias,  $1 \leq n \leq 10000$ . Izquierda:  $T(n)$  vs  $n$ . Derecha:  $T(n)/(n * \log(n))$  vs  $n$ .

Además de presentar los datos según fueron medidos, incluimos un gráfico donde se muestra el comportamiento del costo temporal para instancias de tamaño  $n$  dividido  $n * \log(n)$ . Esto permite visualizar la tendencia asintótica del cociente  $T(n)/(n * \log(n))$ , que en este caso se aproxima a una constante cercana al valor 50, sugiriendo dentro del marco de mediciones que  $T(n)$  tiende a un crecimiento del orden de  $n * \log(n)$  para instancias promedio. Esto coincide con el comportamiento observado durante la experimentación del problema *Camiones Sospechosos*, lo cual es de esperarse dado que en ambos casos se utilizó la misma función de ordenamiento para la implementación (ver apéndices A y B).



### 4.5.2. Mediciones sobre el ciclo para instancias ordenadas

En la figura (5) se muestran los resultados de las mediciones sobre instancias ordenadas, omitiendo el ordenamiento.

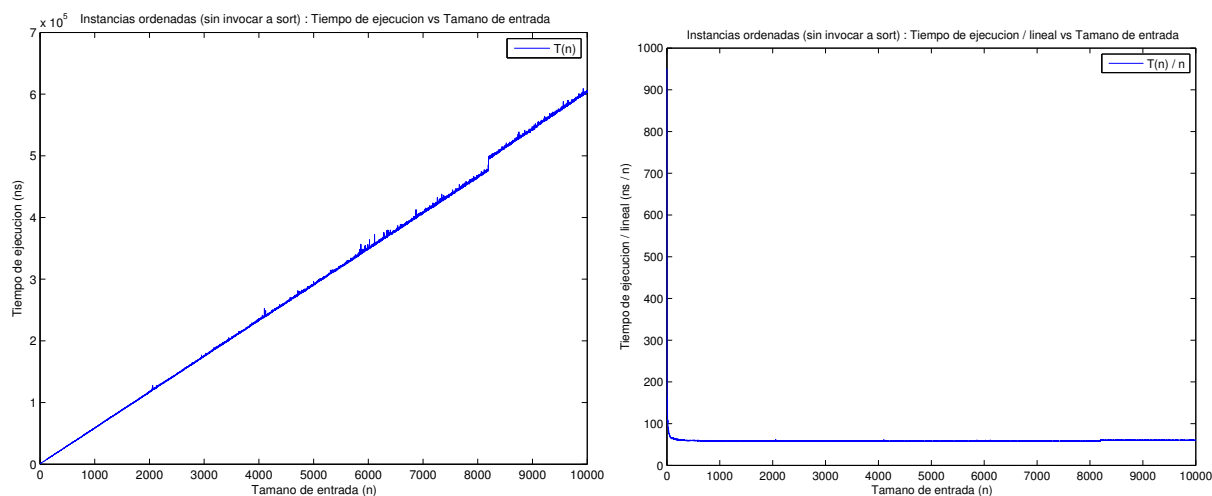


Figura 5: Instancias aleatorias.  $1 \leq n \leq 10000$ .

Observamos en la curva de costo temporal un crecimiento de orden lineal, con una marcada discontinuidad para  $n$  cercano a 8000. A la vez, incluimos un gráfico mostrando la curva  $T(n)/n$  vs  $n^7$ , reiterando sobre la misma técnica utilizada en la sección 3.5, observando una tendencia hacia un valor constante de aproximadamente 80 para magnitudes crecientes de  $n$ . En base a ambas visualizaciones, deducimos que la etapa post-ordenamiento es efectivamente  $O(n)$ , dado que para la misma no existe distinción entre mejor y peor caso, o caso promedio. Como además es necesario evaluar cada elemento por lo menos una vez al calcular las pérdidas, la etapa es en particular  $\Theta(n)$ .

Si bien la discontinuidad encontrada no se condice con un comportamiento lineal, aducimos que la misma se debe a cuestiones concretas del contexto de experimentación; por ejemplo, posiblemente debido al tamaño de la memoria caché dado que la posición de la discontinuidad varía cuando realizamos mediciones en equipos de diferentes características.

## 4.6. Conclusión

Dado que el cómputo de la pérdida total tiene un costo fijo determinado por la cantidad de piezas, la variación en el tiempo de ejecución depende exclusivamente del costo de ordenamiento. Por lo tanto, no nos es posible determinar *a priori* si un caso va a resultar mejor o peor para nuestra implementación, sin realizar un complejo análisis de peor caso sobre la función de ordenamiento.

A su vez, la predominancia de la etapa de ordenamiento implica que no va a ser posible mejorar la cota de complejidad teórica de nuestra solución, debido a que los algoritmos de ordenamiento por comparaciones son  $\Omega(n * \log(n))$ .

<sup>7</sup> $T(n)$  en este caso hace referencia a el costo sin la etapa de ordenamiento.

## 5. Problema 3: Rompecolores

### 5.1. Descripción del problema

Este problema: plantea la siguiente situación, se tiene un tablero de dimensiones  $n * m$  y la misma cantidad de piezas y el objetivo es insertar la mayor cantidad posible de piezas en dicho tablero. Las piezas son cuadradas y tienen un color en el lado superior, uno en el lado inferior, uno en el lado derecho y uno en el lado izquierdo. Una pieza se puede colocar adyacente a otra sólo si sus lados coinciden (por ejemplo si una pieza tiene el lado izquierdo de color rojo, a su izquierda sólo se puede colocar una pieza cuyo lado derecho también sea rojo). La otra variable que tiene este problema es la cantidad de colores posibles.

Por ejemplo supongamos que tenemos un tablero de  $2 * 2$  y que hay 4 colores disponibles: Amarillo, Azul, Rojo y Verde. Supongamos, además, que contamos con las siguientes piezas:

Pieza	Izq	Der	Sup	Inf
1	Amarillo	Azul	Rojo	Verde
2	Rojo	Azul	Verde	Amarillo
3	Azul	Amarillo	Azul	Verde
4	Amarillo	Rojo	Verde	Azul

Una posible solución (que pondría todas las fichas en el tablero) de esta instancia del problema sería:

1	3
4	2

### 5.2. Desarrollo de la solución

Para resolver el problema implementamos el algoritmo presentado debajo. Cabe aclarar que en ResolverBacktracking, SolucionOptima y SolucionParcial son **in/out**, es decir, pasados por referencia y por eso esta función no contiene un **return**

Tipo de dato Pieza es Tupla  $\langle \text{id} : \text{entero}, \text{inferior} : \text{entero}, \text{superior} : \text{entero}, \text{izquierda} : \text{entero}, \text{derecha} : \text{entero} \rangle$

Tipo de dato Tablero es Tupla  $\langle \text{cantFichas} : \text{entero}, \text{casillas} : \text{Matriz}(\text{Pieza}) \rangle$

```
procedure ROMPECOLORES( $n, m, c, \langle p_1, \dots, p_{n*m} \rangle$ )
  SolucionParcial, SolucionOptima  $\leftarrow$  nuevo Tablero
  ResolverBacktracking(SolucionOptima, SolucionParcial, 0, 0, ...)
return SolucionOptima
```

```
procedure RESOLVERBACKTRACKING(SolucionOptima, SolucionParcial, i, j, ...)
  for Cada Ficha do
    if EstaDisponible  $\wedge$  esCompatible then
      Agrego ficha a SolucionParcial
      if SolucionParcial mejor que SolucionOptima then
        SolucionOptima = SolucionParcial
      if !Podo then
        ResolverBacktracking en siguiente posicion
      Remuevo ficha
    Agrego ficha blanca a SolucionParcial
  ResolverBacktracking en siguiente posicion
```

Donde:

- EstaDisponible devuelve si la ficha no fue usada todavía (verdadero), o si ya fue agregada al tablero (falso).
- esCompatible devuelve verdadero si al agregar la ficha en la posición en la cual se está trabajando en el tablero SolucionParcial, no se genera ninguna contradicción.

- Podo devuelve verdadero si a travez de alguna de nuestras podas podemos asegurar que en esa rama no se encuentra ninguna solución mejor a SolucionOptima.

Implementamos tres posibles funciones Podo(), la primera es la mas simple que solo devuelve falso cuando se llega al final del tablero. Si bien no poda, la utilizamos como corte en el caso en que encuentre una solución donde las fichas llenan todo el tablero, por lo que seguir recorriendo es inútil.

La segunda opción se fija si la cantidad de fichas que puse en el tablero más la cantidad de lugares del tablero que todavía no recorri, es menor que la cantidad de fichas de SolucionOptima. Si es menor sabemos que no hay ninguna forma que por esa rama se llegue a una solución mejor que SolucionOptima y por esto, la descartamos.

La tercer poda que realizamos incluye a la anterior pero realiza algo extra: En las posiciones que todavía no recorrimos pero ya sabemos que tienen una restricción (como por ejemplo, que necesitan el color 1 en superior), queremos saber cuantas fichas tenemos disponible para esos lugares. Para esto contamos para cada color, cuantos de estos lugares necesitan una ficha con ese color en la posición superior. Luego recorremos las fichas disponibles y restamos 1 al número calculado anteriormente para ese color.

Si sumamos todos los contadores de color que no nos quedaron negativos, conseguimos el numero de estos casilleros a los que no le vamos a poder agregar fichas. Luego, el numero de fichas posibles calculado en la opción 2 le restamos lo que acabamos de calcular obteniendo una cota mas ajustada de la cantidad de fichas que puede llegar a tener esta rama del árbol.

Estas podas nos ayudan a descartar casos para no tener que observarlos. En la etapa de experimentación vamos a evaluar si el uso de estas podas es favorable o no. Esto se debe a que por más que se pode una rama (o algunas ramas), la poda utilizada puede llegar a ser más costosa que recorrer dicha rama (o ramas).

### 5.3. Complejidad temporal

Para calcular la complejidad vamos a tener en cuenta el peor caso, en el cual toda pieza disponible se puede agregar al tablero. Para facilitar el calculo llamaremos  $n$  a la cantidad de casillas, que en el problema esta representado por  $n*m$ .

Si pensamos la recursión en una sola variable llegamos a una cota demasiado amplia:  $T(k) = n * T(k-1)$  donde  $n$  es la cantidad de fichas. Ya que no podemos asegurar que en cada paso tenemos disponible una pieza menos porque pudimos haber puesto una ficha blanca.

Por esto vamos a hacer una recursión en 2 variables, la cantidad de espacios por procesar y la cantidad de fichas disponibles. Siempre vamos a suponer que  $n \leq k$ , osea que siempre tengo una cantidad de fichas mayor o igual que de casilleros a rellenar. Sabemos que:  $T(n, k) = T(n-1, k) + k * T(n-1, k-1)$  ya que en cada paso ponemos una ficha blanca con lo cual se reduce el  $n$  pero no el  $k$ , y para las  $k$  fichas disponibles la agregamos al tablero y pasamos a un caso  $n-1, k-1$ .

Nuestro caso base es  $(\forall k) T(0, k) = c$  siendo  $c$  una constante, ya que no tener casillas en el tablero por procesar significa que el problema terminó.

Vamos a probar que:

$$T(n, k) = c \sum_{i=0}^n \binom{n}{i} \binom{k}{i} i!$$

Esto es lógico ya que  $\binom{n}{i} \binom{k}{i} i!$  se puede pensar como la cantidad de formas de elegir  $i$  casillas entre  $n$  para poner fichas,  $i$  fichas entre  $k$  y ponerlas en todas sus permutaciones posibles. Si sumo para todo  $i$  entre 0 y la cantidad de casillas obtengo todas las combinaciones de fichas en el tablero posibles.

A continuación demostraremos haciendo inducción sobre  $n$ :

Caso base:  $(\forall q) T(0, q) = c \sum_{i=0}^0 \binom{0}{i} \binom{q}{i} i! = c \binom{0}{0} \binom{q}{0} 0! = c * 1 * 1 * 1 = c$ , siendo  $c$  constante. Es decir,  $(\forall q) T(0, q) = O(1)$ .

Paso Inductivo:

$$\text{H.I.: } (\forall q) T(n-1, q) = c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \binom{q}{i} i!$$

$$\text{q.v.q H.I.} \Rightarrow T(n, k) = c \sum_{i=0}^n \binom{n}{i} \binom{k}{i} i! = c \sum_{i=0}^n \frac{k!}{(k-i)!} \binom{n}{i}$$

$$(\forall k) T(n, k) = T(n-1, k) + k * T(n-1, k-1)$$

$$T(n, k) = c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \binom{k}{i} i! + k * c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \binom{k-1}{i} i! \text{ por H.I.}$$

$$= c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!i!} i! + c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i-1)!i!} i!$$

Ahora simplifico el  $i!$  en las dos sumatorias:

$$= c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!} + c \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i-1)!}$$

Luego saco el primer valor de la primera sumatoria y el último de la segunda:

$$= c \left( \binom{n-1}{0} \frac{k!}{(k-0)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!} + \binom{n-1}{n-1} \frac{k!}{(k-(n-1)-1)!} + \sum_{i=0}^{n-2} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i-1)!} \right)$$

Como  $\binom{n-1}{0} = \binom{n-1}{n-1} = 1$ :

$$= c \left( \frac{k!}{(k-0)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!} + \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{i=0}^{n-2} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i-1)!} \right)$$

Renombro  $i = j-1$  en la segunda sumatoria:

$$= c \left( \frac{k!}{(k-0)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!} + \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{j=1}^{n-1} \binom{n-1}{j-1} \frac{k!}{(k-j)!} \right)$$

Como ambas sumatorias van de 1 a  $(n-1)$  puedo juntarlas:

$$= c \left( \frac{k!}{(k-0)!} + \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \left( \binom{n-1}{i} \frac{k!}{(k-i)!} + \binom{n-1}{i-1} \frac{k!}{(k-i)!} \right) \right)$$

Saco factor común  $\frac{k!}{(k-i)!}$ :

$$= c \left( \frac{k!}{(k-0)!} + \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \left( \frac{k!}{(k-i)!} \left( \binom{n-1}{i} + \binom{n-1}{i-1} \right) \right) \right)$$

Por propiedad de números combinatorios:

$$= c \left( \frac{k!}{(k-0)!} + \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \frac{k!}{(k-i)!} \binom{n}{i} \right)$$

Multiplico por  $\binom{n}{0} = \binom{n}{n} = 1$  a los dos primeros términos:

$$= c \left( \binom{n}{0} \frac{k!}{(k-0)!} + \binom{n}{n} \frac{k!}{(k-n)!} + \sum_{i=1}^{n-1} \frac{k!}{(k-i)!} \binom{n}{i} \right)$$

Para finalizar, agrego el elemento 0 y  $n$  de la sumatoria:

$$= c \sum_{i=0}^n \frac{k!}{(k-i)!} \binom{n}{i}$$

$$\text{Entonces } T(n, k) = c \sum_{i=0}^n \frac{k!}{(k-i)!} \binom{n}{i}$$

□

## 5.4. Demostración de correctitud

Para este problema, decidimos enfocar la demostración de correctitud de otra manera. Vamos a probar que nuestro algoritmo, sin contar las podas, recorre todas las soluciones posibles. Luego, vamos a probar que las podas utilizadas no remueven soluciones mejores que la mejor solución que encontramos hasta ese momento.

Vamos a utilizar el mismo pseudo-código que se encuentra en la sección de Desarrollo. Para facilitar la lectura, decidimos escribirlo de nuevo en esta sección. Cabe recordar que `SolucionOptima` y `SolucionParcial` son **in/out**, es decir, pasados por referencia y por eso esta función no contiene un **return**

**procedure** RESOLVERBACKTRACKING(`SolucionOptima`,`SolucionParcial`,`i`,`j`,...)

**for** Cada Ficha **do**

**if** EstaDisponible  $\wedge$  esCompatible **then**

      Agrego ficha a `SolucionParcial`

**if** `SolucionParcial` mejor que `SolucionOptima` **then**

`SolucionOptima` = `SolucionParcial`

**if** !Podo **then**       // Esta guarda es siempre true para la primer parte de esta demostración

        ResolverBacktracking en siguiente posicion

      Remuevo ficha

    Agrego ficha blanca a `SolucionParcial`

    ResolverBacktracking en siguiente posicion

En un primer lugar vamos a demostrar que si no utilizamos ninguna poda recorreremos todas las soluciones, y por consiguiente vamos a recorrer una solución óptima.

Nuestro algoritmo llamado ResolverBacktracking, revisa si es posible colocar una pieza en la casilla de la fila  $i$  y la columna  $j$  (De ahora en mas casilla $_{i,j}$ ). Para hacer esto, revisa una a una las piezas para observar si es posible colocarla. En el caso en que pueda colocarla, revisa si la solución parcial (la solución que tenía más la pieza colocada) que encontró es mejor que la óptima que había encontrado hasta ese momento. Si es mejor, significa que encontró una mejor solución, y por eso actualiza SolucionOptima.

Sin embargo, puede ser que no sea posible colocar alguna de las piezas que me faltan en la casilla $_{i,j}$  debido a restricciones acerca de como se colocaron las otras piezas. En cuyo caso, colocamos una pieza blanca (es decir, ninguna pieza o un espacio en blanco) y seguimos con la siguiente casilla.

Realizamos este procedimiento para cada casilla, y para cada casilla recorreremos para cada pieza. De esta manera, estamos efectivamente recorriendo todos las combinaciones de disposiciones de piezas posibles que sean compatibles.

Ahora vamos a pasar a demostrar que ninguna de nuestras podas, descartan soluciones mejores a las que ya encontramos.

La primera es la más simple que sólo devuelve falso cuando se llega al final del tablero. Si bien no poda en el sentido estricto, la utilizamos como corte en el caso en que encuentre una solución donde las fichas llenan todo el tablero, por lo que seguir recorriendo es inútil.

Es simple demostrar que esta poda no descarta soluciones mejores a la ya obtenida, ya que ésta sólo corta cuando llega al final del tablero, es decir, cuando coloca todas las piezas. Como logró colocar todas las piezas, no existe otra disposición que coloque mas piezas que llenar el tablero. Por esto, no poda soluciones mejores a la que ya encontró (en este caso, llenar el tablero) ya que no existe una mejor solución que rellenar todo el tablero.

La segunda opción se fija si la cantidad de fichas que puso en el tablero mas la cantidad de lugares del tablero que todavía no recorrió, es menor que la cantidad de fichas de SolucionOptima.

Esta poda también es simple de demostrar. Supongo que tenemos un tablero  $t_1$  donde logramos colocar  $k_1$  piezas y tenemos  $k_2$  casillas para colocar piezas. Por esto, la mayor cantidad de piezas que podríamos colocar es  $k_3 = k_1 + k_2$ . Si nuestra solución óptima tiene  $k_4$ , donde  $k_4 \geq k_3$ , entonces es imposible que el tablero  $t_1$  (ni todas sus posibilidades de colocar piezas en las casillas restantes) puedan tener más piezas que nuestra solución óptima. Por esto, esta poda no descarta alguna mejor solución que la óptima hasta ese momento.

Finalmente, la tercer poda que utilizamos incluye a la anterior pero realiza algo extra: Queremos saber cuántas fichas tenemos disponibles en las posiciones que todavía no recorrimos pero que ya sabemos que tienen una restricción (como por ejemplo, que necesitan el color 1 en lado superior).

Esta última poda se prueba de la misma manera que la anterior. Tiene un extra que es que realiza una cota menos burda acerca de la cantidad de casillas que es posible llenar. Podemos demostrar de una manera similar que no poda soluciones mejores a la óptima encontrada hasta ese momento.

Supongo que tenemos un tablero  $t_1$  donde logramos colocar  $k_1$  piezas y tenemos  $k_2$  casillas para colocar piezas, pero sin embargo solo puedo colocar a lo sumo  $k_5$  piezas debido a las restricciones. Por esto, ahora la mayor cantidad de piezas que podríamos colocar no es  $k_3 = k_1 + k_2$ , sino que es  $k_6 = k_1 + k_5$ . Si nuestra solución óptima tiene  $k_4$ , donde  $k_4 \geq k_6$ , entonces es imposible que el tablero  $t_1$  (ni todas sus posibilidades de colocar piezas en las casillas restantes) pueda tener más piezas que nuestra solución óptima. Por esto, esta poda no poda alguna mejor solución que la óptima hasta ese momento.

De esta manera, probamos que nuestro tablero recorre todas las soluciones, y las podas que utiliza no podan soluciones mejores a la solución óptima encontrada hasta ese momento.

## 5.5. Experimentación

*Nota:* Como vamos a hablar mucho de las distintas podas vamos a denominarlas de la siguiente manera:

- Poda 1: Si aunque pongamos piezas en los casilleros que me quedan revisar, no llegamos a alcanzar la cantidad de piezas de la solución óptima encontrada a ese momento, corto.

- Poda 2: Similar a la poda 1, pero además revisamos hasta  $m$  casillas para adelante teniendo en cuenta las restricciones ya existentes en el tablero.

En este ejercicio, vamos a enfocar la experimentación orientándolo a la comparación entre las distintas podas, así como también comparar las mismas contra no usar ninguna poda. Cabe aclarar que no usar ninguna poda tiene un método de corte *naïf*: cortar si logré llenar el tablero.

Primero probamos todos los casos posibles para  $n = 1$  a  $n = 3$  sin poda y para las dos podas que propusimos.

En los siguientes gráficos podemos observar que utilizar podas mejora drásticamente el tiempo de ejecución, respecto a no utilizar podas. No logramos realizar todos los casos de  $3 \times 3$  sin podas ya que necesitaba un tiempo muy grande.

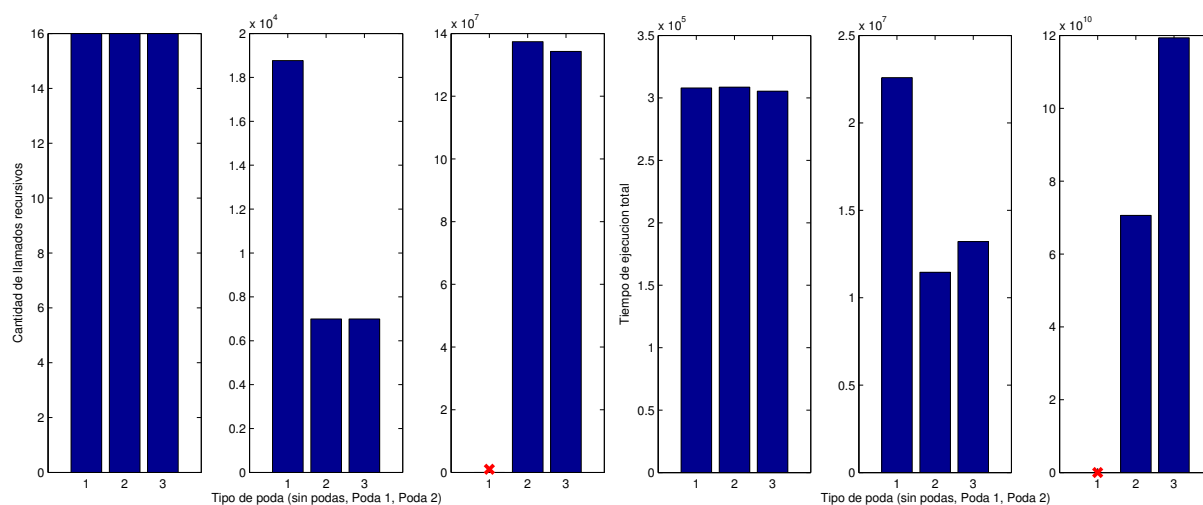


Figura 6: Comparación con y sin podas. Izquierda: llamados recursivos, Derecha: tiempo

En estos gráficos podemos observar que utilizar podas mejora tanto en la cantidad de llamados recursivos, así como también mejora en tiempo de ejecución. A su vez, si bien la cantidad de llamados recursivos que realiza el algoritmo al utilizar la poda 2 es menor a la cantidad de llamados recursivos que realiza al utilizar la poda 1, como el  $n$  es chico la cantidad de casos que poda no logra contrarrestar el overhead que genera por lo que el tiempo de ejecución del algoritmo utilizando poda 2 es claramente mayor a utilizar la poda 1.

No usar podas es tan malo porque revisa todos los tableros posibles, y recién una vez revisados todos termina (salvando el caso en que justo encuentre el tablero completo). Esto implica que ya para tableros de  $3 \times 3$  es un número grande de tableros posibles, y para tableros aún más grandes el algoritmo tarda una cantidad incomparable de tiempo con respecto a las podas. Por esta razón, sin podas no esta presente en el tercer gráfico de arriba, ni en los gráficos de abajo.

A continuacion experimentamos con 50 casos de  $4 \times 4$  generados pseudo-aleatoriamente pero con una semilla constante. Cabe aclarar que se comparan los resultados de las dos podas para la misma entrada en cada caso.

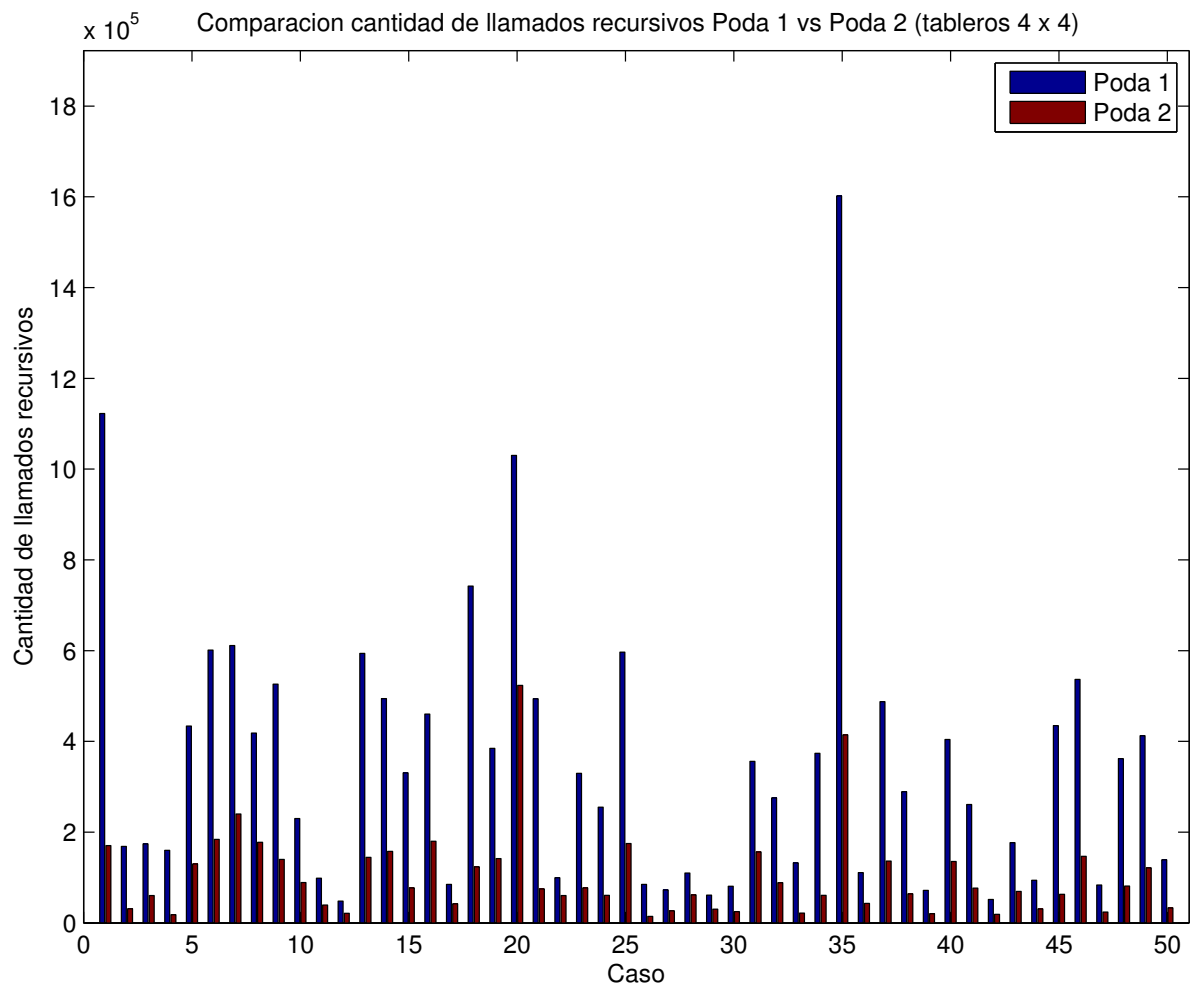


Figura 7: Comparación de podas, según llamados recursivos

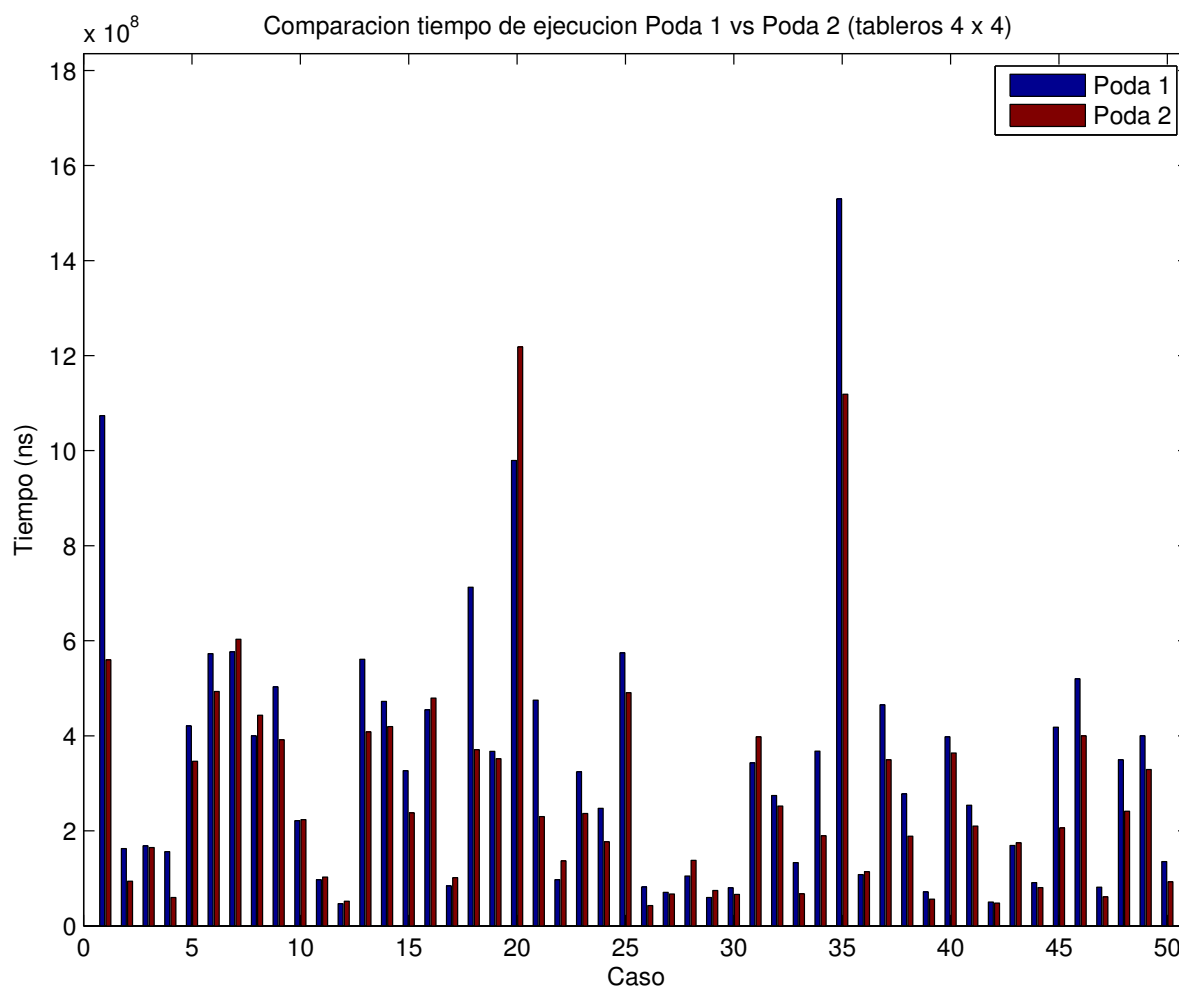


Figura 8: Comparación de podas, según tiempo de ejecución

En el gráfico 7, podemos observar claramente que la poda 2 logra podar mas casos y por consiguiente, realiza menos llamados recursivos. Vemos que al aumentar el  $n$ , la cantidad de casos que logra podar aumenta, logrando en la mayoría de los casos superar el overhead como se ve en la figura 8. Sin embargo cabe aclarar que no siempre logra compensar lo suficiente el costo adicional de  $O(m)$ .

Como ejemplo, el caso 35 logra podar lo suficiente para lograr 4 veces menos llamados recursivos. Sin embargo, logra solamente ser un 25 % (aproximadamente) mejor en tiempo de ejecución.

Por otro lado, la poda 1 también tiene beneficios. Es considerablemente más fácil de implementar que la poda 2. A su vez, la poda 1 no depende de la cantidad de colores existentes, mientras que la poda 2 sí lo hace. La poda 2 crea un *vector*  $<int>$  donde la cantidad de posiciones se corresponde con la cantidad de colores existentes. Si bien no es un problema muy grave, puede ocurrir que sí lo sea si tenemos una computadora con memoria acotada y tenemos un caso donde la cantidad de colores es muy alta, como por ejemplo un millón de colores.

Curiosamente, si bien utilizar la poda 1 incurre en una menor cantidad de tiempo de ejecución para casos mas chicos (como por ejemplo tableros de tamaño de  $3 \times 3$ ), esto no se mantiene para casos más grandes (como tableros de tamaño  $4 \times 4$ ). Es decir, la poda 2 comienza a tener más importancia cuando el tablero es más grande. Creemos que esto se debe a que las podas que realiza la poda 2 tienen más impacto con respecto al costo de realizar dicha poda en tableros de tamaño más grande.



## 5.6. Conclusión

Para concluir, nos parece importante recalcar el impacto de las podas en este problema. Es simple realizar un algoritmo que recorra todas las soluciones y así encuentre la óptima pero esto incurriría en un algoritmo muy tosco y lento. Las podas nos ayudan a determinar si seguir por una rama del árbol de soluciones del problema nos llevará a una solución que valga la pena (con que valga la pena nos referimos a que la solución a la que nos lleve sea mejor que la que ya tengamos) y de no ser así podemos descartar dicha rama ahorrándonos varios casos.

Habiendo dicho eso, por mas que supongamos que no hay problemas en la implementación de las podas (es decir, no haya *bugs*), puede ser que utilizar una cierta poda puede no llegar a ser beneficioso. Puede llegar a ocurrir que, si bien una poda nos ayude a descartar muchas ramas del árbol de soluciones posibles, dicha poda sea muy ineficiente en términos de complejidad temporal y por consiguiente, el algoritmo final termine siendo más lento que una solución mas *naïf*.

Para terminar, vale la pena aclarar que utilizar nuestras podas es efectivamente mejor que no utilizar poda alguna. A su vez, dentro del contexto del problema 3, aconsejamos utilizar la poda 1 para casos chicos, y la poda 2 para casos donde  $n$  es grande.

# Apéndices

## A. Código fuente del problema 1

```
Salida Problema1::resolver(const Entrada &e)
{
    Salida s;

    vector<int> dias(e.dias);
    sort(dias.begin(), dias.end());

    s.dia_inicial = -1;
    s.max_cant_camiones = -1;
    int i = 0, j = 0, cant_camiones;
    for (; i < e.cant_dias; ++i)
    {
        if (0 < i && dias[i - 1] == dias[i]) continue;

        for (; (j < e.cant_dias) && (dias[j] - dias[i] < e.cant_dias_inspeccion); ++j)
            /* vacío */;

        cant_camiones = j - i;
        if (s.max_cant_camiones < cant_camiones)
        {
            s.max_cant_camiones = cant_camiones;
            s.dia_inicial = dias[i];
        }
    }

    return s;
}
```

## B. Código fuente del problema 2

```
struct Pieza
{
    Pieza(int indice, int perdida, int tiempo)
        : indice(indice), perdida(perdida), tiempo(tiempo) {}
    static bool comparar_piezas(const Pieza& lhs, const Pieza& rhs)
    {
        return lhs.tiempo * rhs.perdida < rhs.tiempo * lhs.perdida;
    }

    int indice;
    int perdida;
    int tiempo;
};

Salida Problema2::resolver(const Entrada &e)
{
    Salida s;
    s.piezas = vector<Pieza>(e.piezas);
    s.perdida_total = 0;

    sort(s.piezas.begin(), s.piezas.end(), Pieza::comparar_piezas);

    int acum_tiempo = 0;
    for (vector<Pieza>::const_iterator i = s.piezas.begin(); i != s.piezas.end(); ++i)
    {
        acum_tiempo += i->tiempo;
        s.perdida_total += acum_tiempo * i->perdida;
    }

    return s;
}
```

## C. Código fuente del problema 3

```

struct Pieza
{
    Pieza(int indice, int sup, int izq, int der, int inf)
        : indice(indice), sup(sup), izq(izq), der(der), inf(inf) {}
    int indice;
    int sup;
    int izq;
    int der;
    int inf;
};

struct Tablero
{
    Tablero(int n, int m) : cantPiezas(0), casilleros(n, vector<int>(m, 0)) {}

    int cantPiezas;
    vector<vector<int> > casilleros;
};

Salida Problema3::resolver(const Entrada &e)
{
    Tablero solucionParcial(e.n, e.m), solucionOptima(e.n, e.m);
    vector<bool> piezaDisponible(e.n * e.m, true);

    resolverBacktracking(0, 0, solucionParcial, solucionOptima, piezaDisponible, e);

    Salida s;
    s.casilleros = solucionOptima.casilleros;
    return s;
}

void resolverBacktracking(int i, int j, Tablero &solucionParcial,
    Tablero &solucionOptima, vector<bool> &piezaDisponible, const Entrada &e)
{
    int sig_i, sig_j;
    calcularSiguientePos(sig_i, sig_j, i, j, e);

    for (int indicePieza = 1; indicePieza <= e.n * e.m; ++indicePieza)
    {
        if (!piezaDisponible[indicePieza - 1]) continue;
        if (!esCompatible(indicePieza, i, j, solucionParcial, e)) continue;

        colocarPieza(indicePieza, i, j, solucionParcial, piezaDisponible);

        if (solucionOptima.cantPiezas < solucionParcial.cantPiezas)
            solucionOptima = solucionParcial;

        if (llamarRekursivamente(sig_i, sig_j, solucionParcial, solucionOptima, piezaDisponible, e))
            resolverBacktracking(sig_i, sig_j, solucionParcial, solucionOptima, piezaDisponible, e);

        removerPieza(indicePieza, i, j, solucionParcial, piezaDisponible);
    }

    if (llamarRekursivamente(sig_i, sig_j, solucionParcial, solucionOptima, piezaDisponible, e))
        resolverBacktracking(sig_i, sig_j, solucionParcial, solucionOptima, piezaDisponible, e);
}

```

```

bool llamarRekursivamente(int i, int j, Tablero &solucionParcial,
    Tablero &solucionOptima, vector<bool> &piezaDisponible, const Entrada &e)
{
    if (solucionOptima.cantPiezas == e.n * e.m)
        return false;

    if (e.n <= i || e.m <= j)
        return false;

    int espaciosRestantes = e.n * e.m - (i * e.m + j);
    vector<int> coloresNecesarios(e.c, 0);
    int f, c, indice;
    f = (i == 0) ? 0 : i - 1;
    c = (j == 0) ? 0 : j;
    for (; f != i && c != j ; calcularSiguientePos(f, c, f, c, e))
    {
        indice = solucionParcial.casilleros[f][c];
        if (indice != 0)
            ++coloresNecesarios[e.piezas[indice - 1].inf - 1];
    }

    for (int h = 0; h < e.n * e.m; ++h)
        if (piezaDisponible[h])
            --coloresNecesarios[e.piezas[h - 1].sup - 1];

    for (int h = 0; h < e.c; ++h)
        if (coloresNecesarios[h] > 0)
            espaciosRestantes -= coloresNecesarios[h];

    if (solucionParcial.cantPiezas + espaciosRestantes <= solucionOptima.cantPiezas)
        return false;

    return true;
}

void calcularSiguientePos(int &sig_i, int &sig_j, int i, int j, const Entrada &e)
{
    sig_i = i + (j + 1) / e.m;
    sig_j = (j + 1) % e.m;
}

bool esCompatible(int indicePieza, int i, int j, Tablero &solucionParcial, const Entrada &e)
{
    const Pieza &pieza = e.piezas[indicePieza - 1];
    if (0 < j)
    {
        int indicePiezaIzq = solucionParcial.casilleros[i][j - 1];
        if (0 < indicePiezaIzq)
            if (pieza.izq != e.piezas[indicePiezaIzq - 1].der)
                return false;
    }
    if (0 < i)
    {
        int indicePiezaSup = solucionParcial.casilleros[i - 1][j];
        if (0 < indicePiezaSup)
            if (pieza.sup != e.piezas[indicePiezaSup - 1].inf)
                return false;
    }
}

```

```
    }

    return true;
}

void colocarPieza(int indicePieza, int i, int j,
    Tablero &tablero, vector<bool> &piezaDisponible)
{
    tablero.casilleros[i][j] = indicePieza;
    ++tablero.cantPiezas;
    piezaDisponible[indicePieza - 1] = false;
}

void removerPieza(int indicePieza, int i, int j,
    Tablero &tablero, vector<bool> &piezaDisponible)
{
    tablero.casilleros[i][j] = 0;
    --tablero.cantPiezas;
    piezaDisponible[indicePieza - 1] = true;
}
```