

Algoritmos y Estructura de Datos III

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

Trabajo Práctico 1

Grupo 1

| Integrante | LU | Correo electrónico |
|--------------------|--------|-----------------------------|
| Hernandez, Nicolas | 122/13 | nicoh22@hotmail.com |
| Kapobel, Rodrigo | 695/12 | rok_35@live.com.ar |
| Rey, Esteban | 657/10 | estebanlucianorey@gmail.com |
| Tripodi, Guido | 843/10 | guido.tripodi@hotmail.com |

Reservado para la cátedra

| Instancia | Docente | Nota |
|-----------------|---------|------|
| Primera entrega | | |
| Segunda entrega | | |

Contents

| | | |
|----------|---|-----------|
| 1 | Ejercicio 1 | 3 |
| 1.1 | Descripción de problema | 3 |
| 1.2 | Explicación de resolución del problema | 3 |
| 1.3 | Algoritmos | 4 |
| 1.4 | Análisis de complejidades | 4 |
| 1.5 | Demostración de correctitud | 5 |
| 1.6 | Experimentos y conclusiones | 6 |
| 1.6.1 | 1.5 | 6 |
| 1.6.2 | 1.5 | 7 |
| 2 | Ejercicio 2 | 11 |
| 2.1 | Descripción de problema | 11 |
| 2.2 | Explicación de resolución del problema | 11 |
| 2.3 | Algoritmos | 13 |
| 2.4 | Análisis de complejidades | 14 |
| 2.5 | Demostración de correctitud | 15 |
| 2.6 | Experimentos y conclusiones | 16 |
| 2.6.1 | 2.5 | 16 |
| 2.6.2 | 2.5 | 17 |
| 3 | Ejercicio 3 | 22 |
| 3.1 | Descripción de problema | 22 |
| 3.2 | Explicación de resolución del problema | 22 |
| 3.3 | Algoritmos | 24 |
| 3.4 | Análisis de complejidades | 25 |
| 3.5 | Demostración de correctitud | 25 |
| 3.6 | Experimentos y conclusiones | 26 |
| 3.6.1 | 2.5 | 26 |
| 3.6.2 | 2.5 | 28 |
| 4 | Aclaraciones | 29 |
| 4.1 | Aclaraciones para correr las implementaciones | 29 |

1 Ejercicio 1

1.1 Descripción de problema

En este punto y en los restantes contaremos con un personaje llamado Indiana Jones, el cuál buscará resolver la pregunta más importante de la computación, es $P=NP?$.

Focalizandonos en este ejercicio, Indiana, irá en busca de una civilización antigua con su grupo de arqueologos, además, una tribu local, los ayudará a encontrar dicha civilización, donde se encontrará con una dificultad, la cual será cruzar un puente donde el mismo no se encuentra en las mejores condiciones.

Para cruzar dicho puente Indiana y el grupo cuenta con una única linterna y además, dicha tribu suele ser conocida por su canibalismo, por lo tanto al cruzar dicho puente no podrán quedar más canibales que arqueologos.

Nuestra intención será ayudarlo a cruzar de una forma eficiente donde cruce de la forma más rápido todo el grupo sin perder integrantes en el intento.

Por lo tanto, en este ejercicio nuestra entrada serán la cantidad de arqueologos y canibales y sus respectivas velocidades.

1.2 Explicación de resolución del problema

Para solucionar este problema, se debe ver la combinación de viajes entre lados del puente (lado A, origen y lado B, destino) que nos permiten pasar a todos los integrantes del grupo, del lado A al B en el menor tiempo posible. Siendo esta búsqueda una tarea exponencial, buscamos la forma de poder disminuir los casos evaluados, acotandonos solo a los relevantes para la consigna, aplicando de este modo la búsqueda del mínimo a travez de backtracking.

Para implementar la solución se atomizo cada ciclo a 1 solo viaje: el envío de gente de A a B o el regreso de 'faroleros' de B a A. De esta forma, el backtracking se puede realizar en la desición de la gente que va de A a B, independientemente de la elección de los faroleros.

Dadas las restricciones del problema, se pudieron aplicar las siguientes podas sobre el arbol de posibilidades:

- Las combinaciones evaluadas son, en el caso de enviar 2 personas, a duplas sin repeticiones.
- Los viajes, tanto de paso de A a B como de B a A que generan un 'desbalance', es decir que en algun lado hay más canibales que arqueologos, son obviados.
- Las secuencias de viajes que tomen más tiempo que una previamente calculada se descartan.
- Solo se consideran viajes de A a B en duplas y de una sola persona de B a A.

En base a la evaluación de todas las soluciones encontradas por el algoritmo, nos quedamos con aquella que menor tiempo acumule con los viajes.

1.3 Algoritmos

Algoritmo 1 CRUZANDO EL PUENTE

```

1: function EJ1(in : Integer, in : List<Integer>) → out res: Integer
2:   creo bool exitoBackPar con valor verdadero //O(1)
3:   creo bool exitoBackLampara con valor verdadero //O(1)
4:   while exitoBackLampara ∨ exitoBackPar do //O( $n!^3 * n$ )
5:     if ∃ parPosible() then //O(1)
6:       par ← dameParPosible() //O(1)
7:     else
8:       exitoBackLampara ← backtrackRetorno(farolero) //O(1)
9:     end if
10:    if ∃ faroleroPosible() then //O(1)
11:      retornarLampara(farolero) //O(1)
12:    else
13:      exitoBackPar ← backtrackPar(par) //O(1)
14:    end if
15:    if pasaronTodos() then //O(1)
16:      guardarTiempo() //O(1)
17:    end if
18:  end while
19: end function

```

Complejidad: $O(n!^3 * n)$

1.4 Análisis de complejidades

Realizando pasos 2-1, cada solución construída tendrá **a lo sumo n-1 pasos**, siendo n la cantidad total de personas en la comitiva.

En el primer paso se analizan $\binom{n}{2}$ parejas posibles a enviar y por cada una de ellas se elegirá de entre 2 personas para ser el farlero.

En el segundo paso se tendran $\binom{n-1}{2}$ parejas posibles y 3 farleros para elegir.

Para el (i)-esimo paso se tendrán $\binom{n-(i-1)}{2}$ parejas e i+1 farleros.

Por cada una de las posibilidades de cada paso, se deberan analizar la cantidad total de posibilidades que haya en el paso subsiguiente, para dar lugar asi al analisis de todas las combinaciones posibles, es decir: siendo que el segundo paso se ejecuta $2 * \binom{n}{2}$ veces, el tercero $2 * \binom{n}{2} \binom{n-1}{2} * 3$, podemos ver que en combinación, todos los pasos demandarían:

$$\begin{aligned}
 \prod_{i=1}^{n-1} \binom{n-(i-1)}{2} * (i+1) &= \prod_{i=1}^{n-1} \binom{n-(i-1)}{2} * \prod_{i=0}^{n-1} (i+1) \\
 n! \prod_{i=0}^{n-2} \binom{n-i}{2} &= n! \prod_{i=0}^{n-2} \frac{(n-i)(n-(i-1))}{2} \\
 \frac{n!}{2^{n-2}} \cdot \prod_{i=0}^{n-2} (n-i) \cdot \prod_{i=0}^{n-2} (n-(i-1)) &= \frac{n!}{2^{n-2}} \cdot n! \cdot \frac{(n+1)!}{2} \leq \frac{n!^2 \cdot (n+1)!}{2^{n-1}} \in O(n \cdot n!^3)
 \end{aligned}$$

1.5 Demostración de correctitud

La elección de las podas tomadas en el backtracking se debieron a las siguientes razones:

Siendo el conjunto total de combinaciones existentes contenedor de tuplas de elementos repetidos, (por ejemplo, para las personas P1 y P2, existe la tupla $\langle P1, P2 \rangle$ y $\langle P2, P1 \rangle$), es trivial ver que evaluar estos casos carece de sentido, ya que es exactamente el mismo resultado el que se obtendra con una que con otra.

La consigna del ejercicio plantea la necesidad de mantener un balance entre los personajes involucrados. En una aproximación con fuerza bruta, se desestimarían las soluciones que conlleven algun desbalance en la sucesion de traslados de los personajes, para lo cual primero se deberían calcular todas las posibilidades y luego analizarlas una por una, recorriendo cada uno de sus pasos, buscando algun desbalance. Para evitar tener que analizar, al final de la construccion de las soluciones, si son o no válidas, se decide chequear en cada paso de la construccion de cada solución, si el mismo produce una instancia balaceada. Al podar de esa forma, solo nos quedaremos al final del algoritmo con las soluciones que son validas.

Teniendo ya las soluciones luego de ejecutar el algoritmo, se debería encontrar aquella que produzca el mínimo tiempo de viaje de los personajes. Esto quiere decir que habrá soluciones que estemos desestimando que consumieron tiempo en ser construidas. Lo que se resuelve es, al calcular una solucion factible, se guarda el tiempo logrado, y todas las siguientes soluciones, si al construirse sobrepasan este tiempo, entonces quedan automáticamente desestimadas.

Por ultimo se analizan las posibilidades que se tiene al efectuar un paso. Para esto se considera al envio de personas y al retorno del farol como un PASO, notando **n-m** al envio de n personas al lado "B" y al retorno de m personas al lado "A", dando lugar a las siguientes posibilidades: 1-1, 1-2, 2-1, 2-2.

Notemos que para hallar una solución, es necesario que, en algun punto, la cantidad de personas en el lado "A" decremente, y se incremente en el lado "B", de forma tal que terminen todas del lado "B"; en caso contrario la secuencia de pasos nunca terminará.

Observando las opciones disponibles, se observa que, por paso, puede decrementarse la cantidad de personas del lado "A" en 1 como máximo, con lo cual, en la sucesion de pasos que representa una solución, hay una subsucesion en la que cada paso decrementa en 1 la cantidad de personas en "A". Analizando los casos posibles, es evidente ver que el único paso que puede construir esta subsucesión es el 2-1, ya que los demás mantienen o incrementan la cantidad en "A".

Podemos ver, entonces, que de poder construir una sucesión plenamente con pasos 2-1 (pasos efectivos), ésta será minima en tiempo empleado. Utilizar backtracking solo con el 2-1 (backtracking 2-1), entre 2 pasos consecutivos, se evalúan todas las combinaciones de 2 conjuntos con diferencia en 1 en su cantidad de elementos. Resta ver que al sacar las demas posibilidades no se pierden soluciones:

De utilizar el paso 2-1 conjunto al 1-1, la distancia entre pasos efectivos se puede incrementar. Como al utilizar el backtracking 2-1 se puede obtener una transicion entre estos 2 pasos de forma más directa, el agregar el 1-1 solo incrementa el tiempo de la solución, con lo cual puede podarse.

De utilizar el 2-1 con el 2-2, se produce el mismo efecto que en el caso anterior.

De utilizar el 2-1 con el 1-2, se estaría volviendo a un paso anterior en cantidad de personas de un lado y otro, el cual ya habría sido evaluado en el caso del backtracking 2-1.

1.6 Experimentos y conclusiones

1.6.1 Test

Para verificar el correcto funcionamiento de nuestro algoritmo , elaboramos diversos tests, los cuales serán enunciados a continuación.

Todos los arqueologos y canibales presentan la misma velocidad

Este caso se da cuando $V_i = W_j \forall (i,j) \leftarrow [0..6]$

Para este tipo de testeo mostraremos a continuación un ejemplo del mismo, exponiendo su respectivo resultado. Además veremos mas adelante, que por el desarrollo de nuestro algoritmo y sus respectivas podas este será el peor caso en referencia a la perfomance del mismo.

Con un:

Cantidad de arqueologos : 4

Cantidad de canibales : 2

Velocidad de arqueologos : 10 10 10 10

Velocidad de canibales : 10 10

Obtuvimos el siguiente resultado:

Velocidad de cruce total : 90

No hay canibales

Esta versión se da cuando $M = 0$.

Para este tipo de testeo mostraremos a continuación un ejemplo del mismo, exponiendo su respectivo resultado.

Con un:

Cantidad de arqueologos : 5

Cantidad de canibales : 0

Velocidad de arqueologos : 15 10 5 2 20

Velocidad de canibales :

Obtuvimos el siguiente resultado:

Velocidad de cruce total : 56

Todos los arqueologos y canibales presentan velocidades distintas

Este caso se da cuando $V_i \neq W_j \forall (i,j) \leftarrow [0..6]$

Aquí veremos, un ejemplo del conjunto de test de este tipo, exponiendo su respectivo resultado.

Con un:

Cantidad de arqueologos : 3

Cantidad de canibales : 2

Velocidad de arqueologos : 2 4 6

Velocidad de canibales : 1 3 5

Obtuvimos el siguiente resultado:

Velocidad de cruce total : 18

Hay un canibal cada dos arqueologos

Este tipo de caso se cumple cuando $N = 2 * M$

Un ejemplo que simboliza el conjunto de test de este tipo es el siguiente:

Con un:

Cantidad de arqueologos : 4

Cantidad de canibales : 2

Velocidad de arqueologos : 3 6 9 12

Velocidad de canibales : 1 2

Obtuvimos el siguiente resultado:

Velocidad de cruce total : 33

Hay mas canibales que arqueologos

Este tipo de caso se cumple cuando $N < M$

A continuación enunciaremos, un ejemplo del conjunto de test de este tipo, exponiendo su respectivo resultado.

Con un:

Cantidad de arqueologos : 2

Cantidad de canibales : 3

Velocidad de arqueologos : 3 6

Velocidad de canibales : 1 2 5

Obtuvimos el siguiente resultado:

Velocidad de cruce total : NO HAY SOLUCIÓN

1.6.2 Performance De Algoritmo y Gráfico

Por consiguiente, mostraremos buenos y malos casos para nuestro algoritmo, y a su vez, daremos el tiempo estimado según la complejidad del algoritmo calculada anteriormente.

Luego de varios experimentos, pudimos llegar a la conclusión que uno de los tipos de casos que resulta más beneficioso para nuestro algoritmo es en el cual **hay más canibales que arqueologos**, esto se da ya que nuestro algoritmo va chequeando todos los posibles pares y como en la primera corrida ya encuentra que no es posible termina.

Para una mayor observación desarrollamos el siguiente gráfico con las instancias:

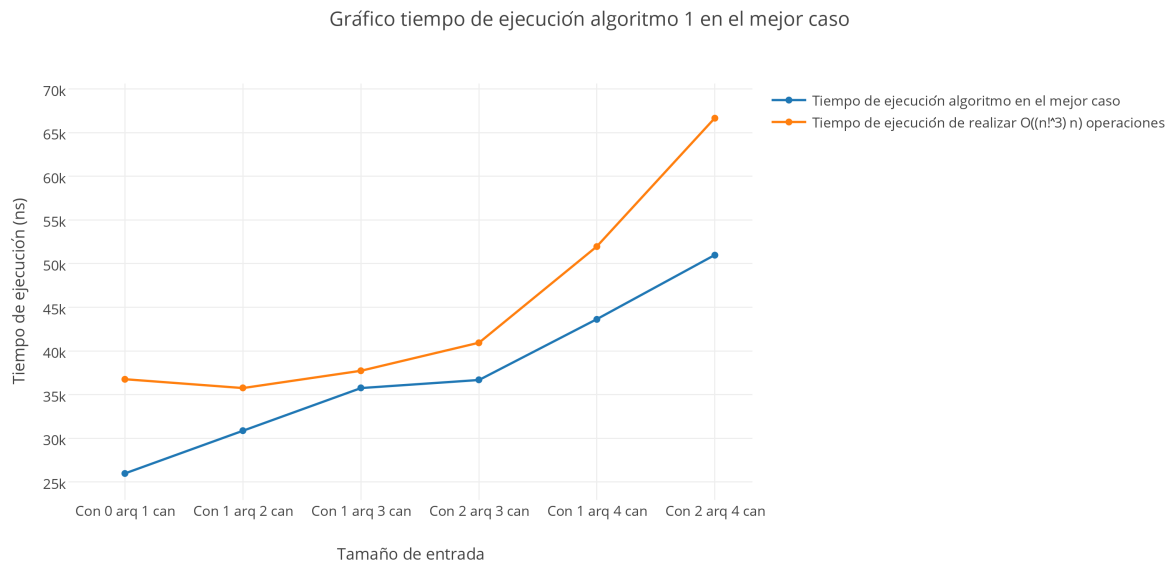


Gráfico 1.1 – *MejorCaso*

Si a esto lo dividimos por la complejidad propuesta obtenemos:

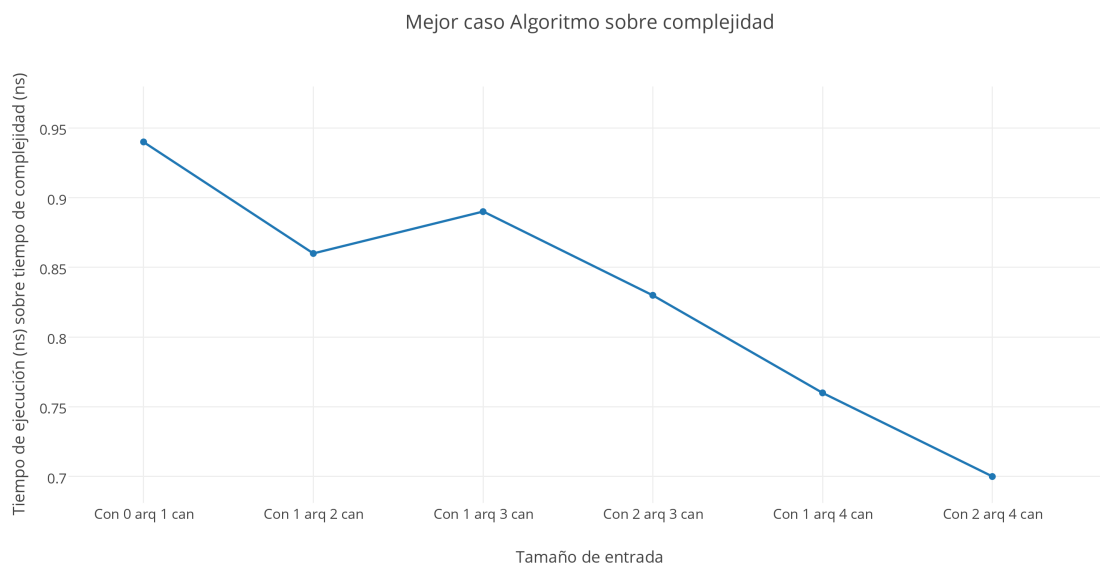


Gráfico 1.2 – *MejorCaso/Complejidad*

Para realizar esta división realizamos un promedio con el mismo input de aproximadamente 20 corridas tanto para la complejidad como para nuestro algoritmo y una vez calculado dicho promedio de ambas cosas realizamos la división para obtener resultados más consisos.

Luego de realizar dicha división, el promedio de dichos valores resultante fue el siguiente:

| | |
|-----------------|------|
| Promedio | 0.83 |
|-----------------|------|

Se puede observar en la figura 1.2 como luego de realizar la división de los tiempos la funcion resultante permanece siempre por debajo de 1 lo cual corrobora para el mejor caso que el mismo se encuentra correctamente acotado por la complejidad calculada anteriormente.

Luego, uno de los peores casos para nuestro algoritmo es en el cual tanto **los canibales como los arqueólogos presentan la misma velocidad**, esto se da así ya que nuestro algoritmo chequea todos los pares posibles y como todos pueden ser solución no se podrá efectuar ningún tipo de poda.

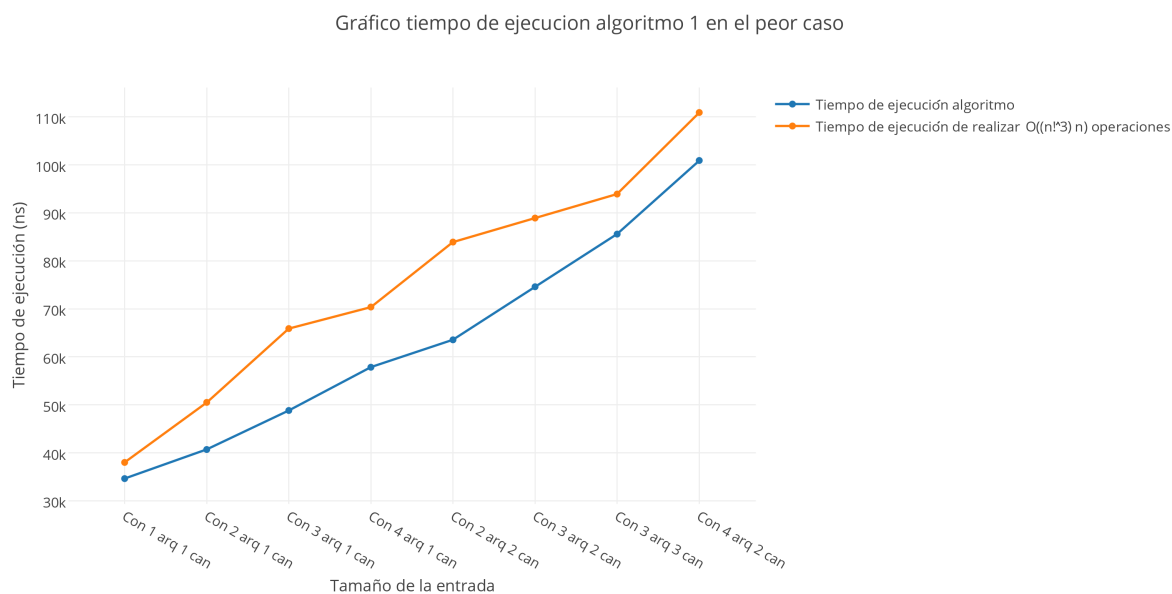


Gráfico 1.3 – PeorCaso

Si a esto lo dividimos por la complejidad propuesta obtenemos:

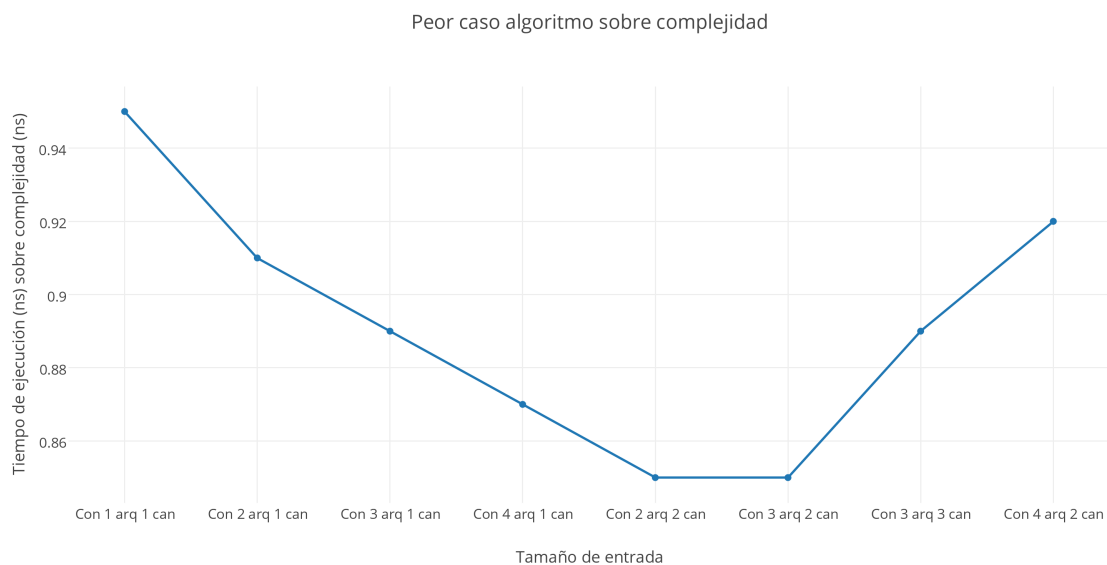


Gráfico 1.4 – PeorCaso/Complejidad

Para realizar esta experimentación nos pareció acorde, realizar un promedio con el mismo input de aproximadamente 20 corridas tanto para la complejidad como para nuestro algoritmo y una vez calculado dicho promedio de ambas cosas realizamos la división para obtener resultados más relevantes.

Luego de realizar dicha división, el promedio de dichos valores resultante fue el siguiente:

| | |
|-----------------|------|
| Promedio | 0.89 |
|-----------------|------|

Podemos observar en la figura 1.4 como la cota de complejidad del algoritmo y la de dicho caso tienden al mismo valor con el paso del tiempo.

Luego de lo mostrado, podemos ver que ya sea en el peor caso nuestro algoritmo en función al tiempo de ejecución queda asintotizado por debajo de la función del tiempo de la complejidad .

2 Ejercicio 2

2.1 Descripción de problema

Como habíamos enunciado en el punto anterior, Indiana Jones buscaba encontrar la respuesta a la pregunta es $P = NP$?

Luego de cruzar el puente de estructura dudosa, Indiana y el equipo llegan a una fortaleza antigua, pero, se encuentran con un nuevo inconveniente, una puerta por la cual deben pasar para seguir el camino se encuentra cerrada con llave.

Dicha llave se encuentra en una balanza de dos platillos, donde la llave se encuentra en el platillo de la izquierda mientras que el otro esta vacío.

Para poder quitar la llave y nivelar dicha balanza, tendremos unas pesas donde sus pesos son en potencia de 3.

Nuestro objetivo en este punto consistirá en ayudarlos, mediante dichas pesas, a reestablecer la balanza al equilibrio anterior a haber sacado la llave.

2.2 Explicación de resolución del problema

Para solucionar este problema y poder quitar la llave y dejar equilibrado como se encontraba anteriormente realizamos un algoritmo el cual explicaremos a continuación:

Una aclaración previa que será de utilidad, como se dio como precondition que la llave puede llegar a tomar el valor hasta 10^{15} trabajaremos con variables del tipo long long las cuales nos permitirán llegar hasta dicho valor.

Como las pesas, presentan un peso en potencia de 3, creamos una variable denominada *sumaParcial* como la palabra lo indica iremos sumando las potencias desde 3^0 hasta un 3^i , donde dicha suma sea igual al valor de entrada denominado P o en su defecto el inmediato mayor al mismo.

Luego de tener dicha *sumaParcial* guardada crearemos un array que nombramos *sumasParciales* de tamaño $i + 1$ el cual iniciaremos vacío. Una vez creado el mismo, llenaremos el array con cada una de las sumas parciales desde el valor que finalizo i hasta 0 de la forma que nos quede *sumasParciales*[i] = *sumaParcial* donde *sumaParcial* será *sumaParcial* = *sumaParcial* - 3^{i-1} .

Finalizado esto, realizaremos una búsqueda binaria para llevar el valor de p a 0. Para un trabajo más sencillo guardamos el valor inicial de P en la variable *equilibrioActual* a la cual le iremos restando y/o sumando el valor de nuestras pesas.

Dicha búsqueda binaria la realizaremos en un ciclo que irá desde el valor en módulo de *equilibrioActual* e iteraremos el mismo hasta que sea 0. Luego, como en toda búsqueda binaria, trabajaremos con nuestro array *sumasParciales* chequeando si en la mitad del array nuestra *sumaParcial* es mayor o igual al valor en módulo de *equilibrioActual*. En caso de que fuese verdadero, chequeamos si el valor de *equilibrioActual* es mayor o menor a 0. Si es menor a 0, sumaremos nuestra pesa correspondiente al índice en el que estamos de nuestro array *sumasParciales*, al valor de *equilibrioActual* y guardaremos nuestra pesa en el *arrayD* que simboliza al plato derecho de la balanza. Si es mayor a 0, en vez de sumarla la restamos y la guardamos en el array *arrayI* que simboliza el otro plato.

Siguiendo el razonamiento de la búsqueda binaria, volveremos a partir nuestro array en dos y haremos el mismo chequeo.

En caso de que el valor en módulo de *equilibrioActual* sea mayor que la mitad de *sumasParciales* nos quedaremos con la mitad más grande del arreglo e iteraremos nuevamente.

Una vez que llegamos a 0 y por consiguiente salimos de dicho ciclo, tendremos nuestras pesas ordenadas de mayor a menor en *arrayD* y en *arrayI*, bastará con invertir los arreglos para que queden de menor a mayor y devolver los mismos, finalizando así nuestro algoritmo.

2.3 Algoritmos

Algoritmo 2 BALANZA

```

1: function ALGORITMO(in LongLong: P)→ out S: Long Long out T: Long Long out arrayI:
   List<Long Long> out arrayD: List<Long Long>
2:   creo variable long long equilibrioActual = P //O(1)
3:   creo variable long long i = 0 //O(1)
4:   creo variable long long sumaParcial = 0 //O(1)
5:   while sumaParcial < P do //O( $\sqrt{P}$ )
6:     sumaParcial  $\leftarrow$  sumaParcial +  $3^i$  //O(1)
7:     i++ //O(1)
8:   end while
9:   creo long long size = i+1 //O(1)
10:  creo long long sumasParciales[size] //O( $\sqrt{P}$ )
11:  while i  $\geq$  0 do //O( $\sqrt{P}$ )
12:    sumasParciales[i]  $\leftarrow$  sumaParcial //O(1)
13:    sumaParcial  $\leftarrow$  sumaParcial -  $3^{i-1}$  //O(1)
14:    i- //O(1)
15:  end while
16:  creo long long middle =  $\frac{size}{2}$  //O(1)
17:  while |equilibrioActual| > 0 do //O( $\lg(\sqrt{P})$ )
18:    if sumasParciales[middle]  $\geq$  |equilibrioActual|
19:       $\wedge$  sumasParciales[middle-1] < |equilibrioActual| then //O(1)
20:        creo long long potencia = sumasParciales[middle]-sumasParciales[middle-1] //O(1)
21:        if equilibrioActual < 0 then //O(1)
22:          equilibrioActual  $\leftarrow$  potencia + equilibrioActual //O(1)
23:          arrayD  $\cup$  potencia //O(1)
24:        else
25:          equilibrioActual  $\leftarrow$  equilibrioActual -potencia //O(1)
26:          arrayI  $\cup$  potencia //O(1)
27:        end if
28:        size  $\leftarrow$  middle //O(1)
29:        middle  $\leftarrow$   $\frac{middle}{2}$  //O(1)
30:      end if
31:      if sumasParciales[middle] < |equilibrioActual| then //O(1)
32:        middle  $\leftarrow$  middle +  $\frac{size}{2}$  //O(1)
33:      end if
34:      if sumasParciales[middle-1]  $\geq$  |equilibrioActual| then //O(1)
35:        size  $\leftarrow$  middle //O(1)
36:        middle  $\leftarrow$  middle +  $\frac{size}{2}$  //O(1)
37:      end if
38:    end while
39:    devolver(armadoBalanza) //O( $\sqrt{P}$ )
40: end function

```

Complejidad: $O(\sqrt{P})$

Algoritmo 3 armadoBalanza

```
1: function ARMADOBALANZA( : ) → out  $S$ : Integer out  $T$ : Integer out  $arrayI$ : List<Integer>
   out  $arrayD$ : List<Integer>
2:   invertir(arrayD) //  $O(\sqrt{P})$ 
3:   invertir(arrayI) //  $O(\sqrt{P})$ 
4:   devolver arrayD.tamaño //  $O(1)$ 
5:   devolver arrayI.tamaño //  $O(1)$ 
6:   devolver(arrayD) //  $O(\sqrt{P})$ 
7:   devolver(arrayI) //  $O(\sqrt{P})$ 
8: end function
```

Complejidad: $O(\sqrt{P})$

2.4 Análisis de complejidades

Nuestro algoritmo como mencionamos anteriormente presenta 3 ciclos predominantes de los cuales uno corresponde a la búsqueda binaria.

El primero de ellos consta en recorrer desde 3^0 hasta 3^i donde la suma de estos sea igual a P o en su defecto el inmediato mayor. Por lo tanto, como la suma se realiza en $O(1)$, mostraremos que recorrer hasta un i donde la suma de dichos valores sea igual o inmediatamente mayor a P es menor o igual a \sqrt{P} .

Si $i = 0 \Rightarrow$ terminamos.

Luego sea $3^i \geq P \geq 3^{i-1}$ con $i > 0$. Queremos ver que $i \leq \sqrt{P}$:

Sabemos que $P \geq 3^{i-1} \Rightarrow \sqrt{P} \geq \sqrt{3^{i-1}}$

Veamos que $\sqrt{3^{i-1}} \geq i \Rightarrow 3^{i-1} \geq i^2$. Para $i = 1$ tenemos que $3^{1-1} \geq 1$ siempre. Luego, para $i > 1$ como 3^{i-1} es creciente y mayor o igual que i^2 se cumple siempre esta desigualdad. Por lo tanto queda probado que recorrer hasta un i tal que

$$\sum_{x=0}^i 3^x \geq P$$

se encuentra en el orden de $O(\sqrt{P})$.

Luego, creamos un long long $size$ inicializado en $i+1$ y un array $sumasParciales$ de tamaño $size$ inicializado vacío, por lo tanto, la creación de la variable $size$ y el array vacío insumirán $O(1)$ y $O(\sqrt{P})$.

Siguiendo el desarrollo del algoritmo, pasamos a nuestro segundo ciclo, en el cual llenaremos el array $sumasParciales$, como vimos anteriormente iterar desde el valor i hasta 0 es $O(\sqrt{P})$, y dentro de dicho ciclo lo único que hacemos es ir guardando en la posición i -ésima del array el valor de $sumaParcial - 3^{i-1}$ y a $sumaParcial$ le guardamos el valor de $sumaParcial - 3^{i-1}$. Como estas dos operaciones se realizan en $O(1)$, nuestro segundo ciclo terminará insumiendo $O(\sqrt{P})$.

Luego, nuestro tercer y último ciclo, corresponde a la búsqueda binaria, la cual se realizará en $O(\lg(\sqrt{P}))$ como en toda búsqueda binaria, trabajaremos con nuestro array $sumasParciales$ chequeando si en la mitad del array nuestra $sumaParcial$ es mayor o igual al valor en módulo de $equilibrioActual$. En caso de que fuese verdadero, chequeamos si el valor de $equilibrioActual$ es mayor o menor a 0. Si es menor a 0, sumaremos nuestra pesa correspondiente al índice en el que estamos de nuestro array $sumasParciales$, al valor de $equilibrioActual$ y guardaremos nuestra pesa en el $arrayD$ que simboliza al plato derecho de la balanza. Si es mayor a 0, en vez de sumarla la restamos y la guardamos en el array $arrayI$ que simboliza el otro plato. Siguiendo el razonamiento de la búsqueda binaria, volveremos a partir nuestro array en dos y haremos el mismo chequeo.

En caso de que el valor en módulo de *equilibrioActual* sea mayor que la mitad de *sumasParciales* nos quedaremos con la mitad más grande del arreglo e iteraremos nuevamente.

Una vez llegado a 0 el valor de *equilibrioActual* saldremos del ciclo. Como describimos dentro del ciclo realizaremos sumas, restas y chequeos los cuales se realizarán todos en $O(1)$, por lo tanto. Nuestro tercer ciclo insumirá $O(\lg(\sqrt{P}))$.

Fuera de este último ciclo, tendremos nuestras pesas ordenadas de mayor a menor en *arrayD* y en *arrayI*, bastará con invertir los arreglos para que queden de menor a mayor y devolver los mismos, finalizando así nuestro algoritmo. Dicho invertir costará $O(\#elementosArrayD)$ y $O(\#elementosArrayI)$, que como demostramos anteriormente en el caso de que todas las pesas fueran a parar a un único plato y naturalmente a un único array $O(\#elementos) \leq O(\sqrt{P})$.

Por lo tanto, nuestro algoritmo realizará en su defecto 3 ciclos (como vimos, se puede dar el caso de invertir el array y que estén todas las pesas en un único array) $O(\sqrt{P})$ y el ciclo de la búsqueda binaria $O(\lg(\sqrt{P}))$, nos queda que la complejidad total de nuestro algoritmo es $O(\sqrt{P})$.

Complejidad total: $O(\sqrt{P}) [O(1) + O(1)] + O(1) + O(\sqrt{P}) + O(\sqrt{P}) [O(1) + O(1)] + O(\lg(\sqrt{P})) [O(1) + O(1) + O(1) + O(1) + O(1) + O(1)] = O(\sqrt{P})$

2.5 Demostración de correctitud

En nuestro algoritmo como hemos mencionado anteriormente en la explicación del mismo, la etapa más importante es a la hora de obtener las pesas que equilibran la balanza, la segunda, en donde realizamos un ciclo que va disminuyendo el valor *equilibrioActual* hasta llegar a 0.

Este algoritmo utiliza una propiedad particular que es la de poder generar todos los números entre 0 y $\sum_{i=0}^n (3^i)$ con potencias de 3 diferentes (El 0 se incluye por definición). Pero para que esto sea válido debemos demostrarlo.

Veamos para empezar que podemos generar todos los números entre $[0, 1]$ que son 0 y 1.

Este es un caso bastante trivial, por lo tanto veamos que sucede en el intervalo

$$[0, \sum_{i=0}^1 (3^i)] = [0, 4] \quad (1)$$

- $4 = 3+1$
- $2 = 3-1$

Parece pues que para el caso base, es decir el primer intervalo, podemos generarlos todos con potencias de 3 diferentes.

Asumamos pues que esto vale para $i = n \in \mathbb{N}$ y demostremos que vale para $n + 1$

Es decir, puedo generar todos los números en el intervalo

$$[0, \sum_{i=0}^n (3^i)] \quad (2)$$

Veamos que podemos lograr lo mismo para

$$[0, \sum_{i=0}^{n+1} (3^i)] \quad (3)$$

Pues veamos que

$$[0, \sum_{i=0}^{n+1} (3^i)] = [0, \sum_{i=0}^n (3^i)] + 3^{n+1} \quad (4)$$

Con lo cual ya puede verse que los numeros entre 0 y $\sum_{i=0}^n (3^i)$ podemos generarlos por hipótesis inductiva (2.5).

Luego notemos que

$$3^{n+1} = 3 * 3^n. \quad (5)$$

Como $3^n < \sum_{i=0}^n (3^i)$, 3^n está dentro del intervalo de la hipótesis inductiva (2.5) así que tambien podemos formarlos con potencias de 3, y en particular cualquier número menor a 3^n usando la misma hipótesis.

Luego podemos generar cualquier $x \in \mathbb{N}$, $x \leq \sum_{i=0}^{n+1} (3^i)$.

Por lo tanto queda probado que la hipótesis inductiva vale $\forall n \in \mathbb{N}$

Además notemos que el número más cercano a x será la *maxima potencia de 3 en* $[0, \sum_{i=0}^{n+1} (3^i)]$ es decir 3^{n+1} .

Pues este es el intervalo que genera a x y sabemos que $\sum_{i=0}^n (3^i) < 3^{n+1}$ y que $\sum_{i=0}^n (3^i) < x$.

Y como al restar x por 3^{n+1} obtenemos un número más pequeño que $\sum_{i=0}^n (3^i)$ en módulo, pues (el caso negativo es simétrico)

$$x < \sum_{i=0}^{n+1} (3^i) = x < \sum_{i=0}^n (3^i) + 3^{n+1} = x - 3^{n+1} < \sum_{i=0}^n (3^i) \quad (6)$$

Entonces nunca se repeticen potencias de 3 en el proceso.

Con esto se concluye que se pueden generar todos los números mediante potencias de 3 únicas.

2.6 Experimentos y conclusiones

2.6.1 Test

Luego de realizar la implementación de nuestro algoritmo, desarrollamos tests, para corroborar que nuestro algoritmo era el indicado.

A continuación enunciamos varios de nuestros tests:

El valor de entrada P es de la forma 3^i para un $i \in [0, N]$

Este caso se cumple cuando se recibe un P el cual al realizar nuestro primer ciclo que chequea cual es la potencia igual o mayor, termina siendo igual y de esta forma solo se itera una única vez el segundo y tercer ciclo.

El valor de entrada P es de la forma

$$\sum_{i=1}^n 3^i = P$$

Veremos mas adelante que este caso será el peor a resolver ya que se iterará la totalidad completa de elementos de nuestros arrays.

El valor de entrada P es de la forma $3^i + R$ para $(i, R) \leftarrow [0, N]$

Este caso se cumple cuando se recibe un P el cual al realizar nuestro primer ciclo que chequea cual es la potencia igual o mayor, termina siendo mayor y de esta forma se itera mas de una vez el segundo y tercer ciclo.

El valor de entrada P es impar

Este caso se cumple cuando se recibe un P el cual el mismo es de la forma $P \bmod 2 = 1$.

El valor de entrada P es par

Este caso se cumple cuando se recibe un P el cual el mismo es de la forma $P \bmod 2 = 0$.

2.6.2 Performance De Algoritmo y Gráfico

Acorde a lo solicitado, mostraremos los mejores y peores casos para nuestro algoritmo, y además, daremos el tiempo estimado según la complejidad del algoritmo calculada anteriormente.

Luego de chequear varias instancias, pudimos llegar a la conclusión que uno de los tipos de casos que resulta más beneficioso para nuestro algoritmo es en el cual se recibe P con un valor exactamente igual a 3^i con $0 \leq i \leq n$

Para llegar a dicha conclusión trabajamos con 30 instancias ya que 3^{30} es el ultimo valor dentro del valor que puede tomar P .

Para una mayor observacion desarrollamos el siguiente grafico con las instancias:

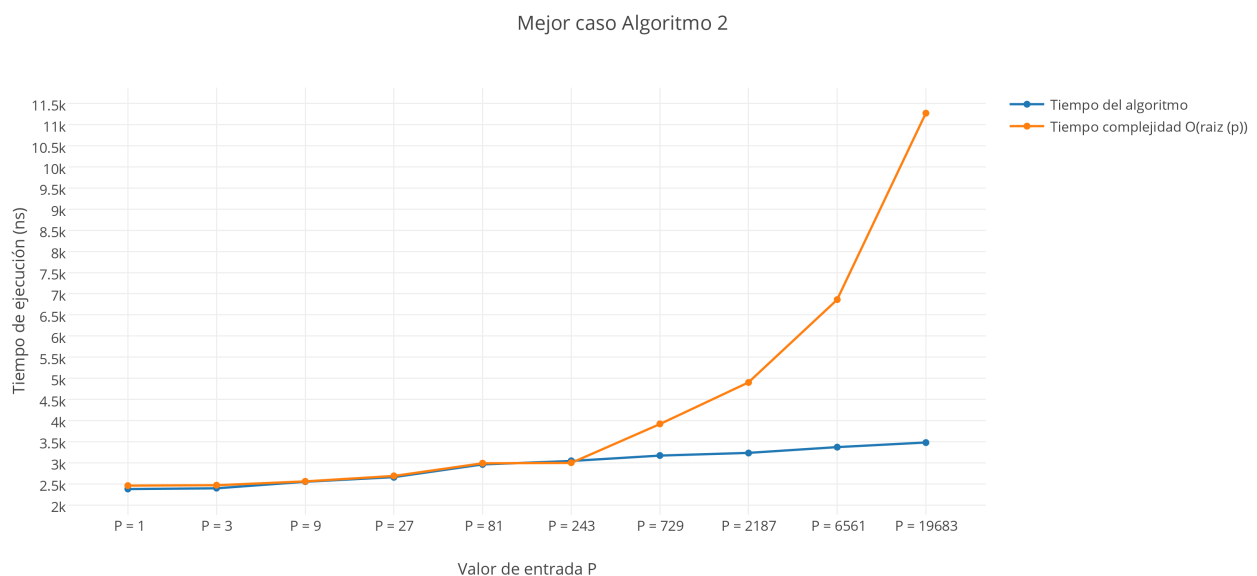


Gráfico 2.1 – MejorCaso

Y dividiendo por la complejidad de nuestro algoritmo llegamos a:

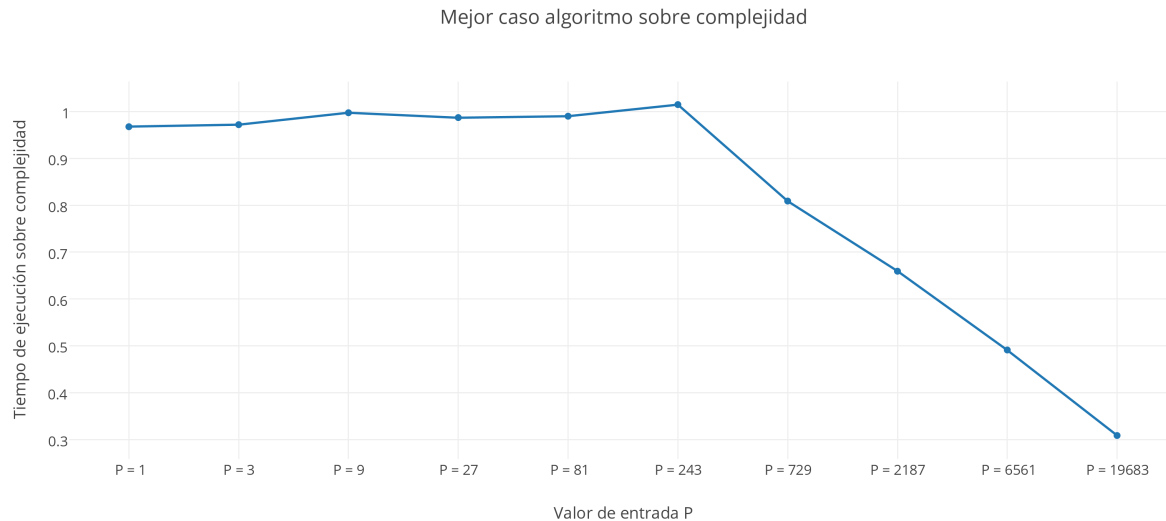


Gráfico 2.2 – MejorCaso/Complejidad

Como se puede ver, en el gráfico 2.1 cuando el valor de entrada P crece el tiempo de la función de la complejidad tiende a crecer muy rápido por lo cual mostraremos estas instancias en los gráficos y más adelante mostraremos una tabla con los valores restantes.

Para realizar esta experimentación nos pareció prudente, realizar un promedio con el mismo input de aproximadamente 20 corridas tanto para la complejidad como para nuestro algoritmo y una vez calculado dicho promedio de ambas cosas realizamos la división para obtener resultados más relevantes.

Se puede observar, como luego de realizar la división por la complejidad cuando el n aumenta el valor tiende a 0.

A continuación mostraremos una tabla con los 20 datos de medición mas relevantes y mostraremos un promedio de la totalidad de las instancias probadas.

| Tamaño(n) | Tiempo(t) | \sqrt{P} | t/\sqrt{P} |
|-----------------|---------------|------------|----------------------|
| 3^{10} | 3730,82 | 18626 | 0,200 |
| 3^{11} | 4428,36 | 31370 | 0,141 |
| 3^{12} | 4685,66 | 86265 | 0,054 |
| 3^{13} | 4999,42 | 124006 | 0,040 |
| 3^{14} | 5460,14 | 188705 | 0,028 |
| 3^{15} | 5756,1 | 356824 | 0,016 |
| 3^{16} | 5891,5 | 265657 | 0,022 |
| 3^{17} | 6026,9 | 400446 | 0,015 |
| 3^{18} | 6162,3 | 1617468 | 0,003 |
| 3^{19} | 6297,7 | 2542364 | 0,002 |
| 3^{20} | 6433,1 | 2608534 | 0,002 |
| 3^{21} | 6568,5 | 3956914 | 0,001 |
| 3^{22} | 6703,9 | 7124699 | 9×10^{-4} |
| 3^{23} | 6839,3 | 11467843 | 5×10^{-4} |
| 3^{24} | 6974,7 | 19803192 | 3×10^{-4} |
| 3^{25} | 7110,1 | 35212754 | 2×10^{-4} |
| 3^{26} | 7245,5 | 59285080 | 1×10^{-4} |
| 3^{27} | 7380,9 | 103014535 | $7,1 \times 10^{-5}$ |
| 3^{28} | 7516,3 | 178188535 | $4,2 \times 10^{-5}$ |
| 3^{29} | 7651,7 | 308181445 | $2,4 \times 10^{-5}$ |
| 3^{30} | 7787,1 | 438174355 | $1,7 \times 10^{-5}$ |
| Promedio | | | 0,026 |

Promedio total conseguido: 0,026

Verificando el peor caso, llegamos a la conclusión que el tipo de caso en el que resulta menos beneficioso trabajar con nuestro algoritmo será cuando el valor de entrada P sea de la forma

$$\sum_{i=1}^n 3^i = P$$

.

Realizando experimentos con un total de 20 instancias donde

$$\sum_{i=1}^{20} 3^i = 5230176601$$

, desarrollamos una tabla comparativa con los valores más relevantes y además dos gráficos los cuales mostraremos a continuación:

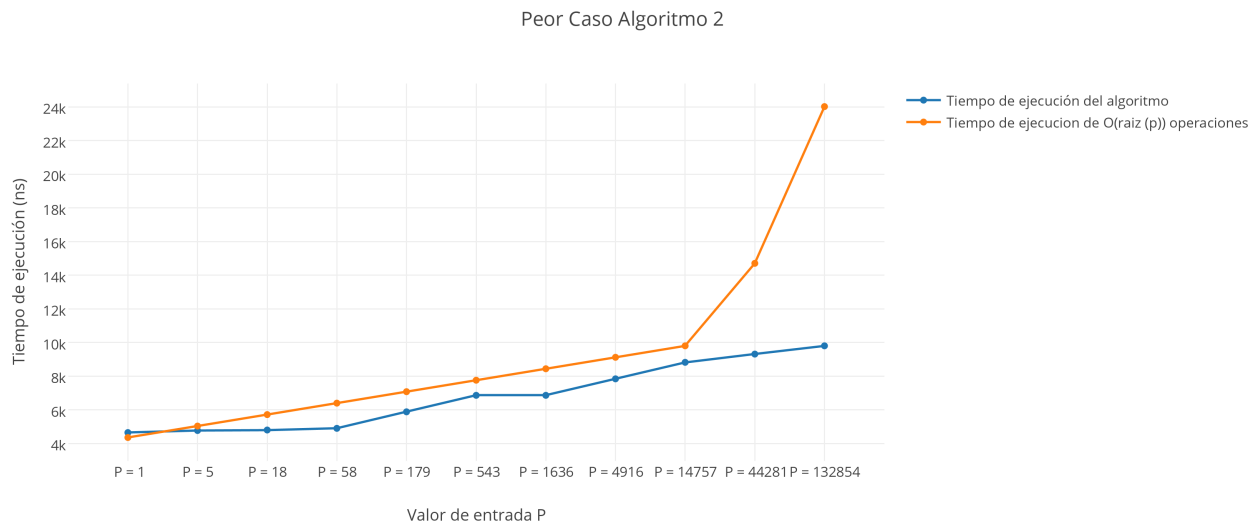


Gráfico 2.3 – PeorCaso

Dividiendo por la complejidad propuesta llegamos a:

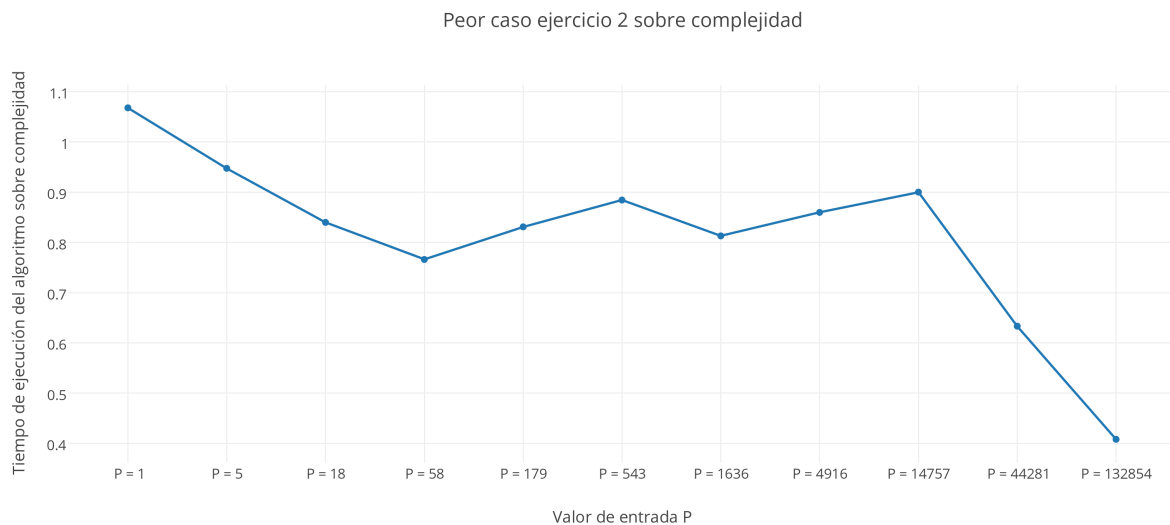


Gráfico 2.4 – PeorCaso/Complejidad

Para realizar esta experimentación nos pareció acorde, realizar un promedio con el mismo input de aproximadamente 20 corridas tanto para la complejidad como para nuestro algoritmo y una vez calculado dicho promedio de ambas cosas realizamos la división para obtener resultados más relevantes.

Se puede observar que a pesar de tardar varios nanosegundos este tipo de caso, al dividir por vuestra complejidad es propenso a tender a 0 quedando comparativamente por encima del mejor caso.

A continuación mostraremos una tabla de valores de las ultimas 20 instancias y mostraremos el promedio total conseguido .

| Tamaño(n) | Tiempo(t) | \sqrt{P} | t/\sqrt{P} |
|-----------------|---------------|------------|--------------|
| 1 | 4650 | 4355 | 1.067 |
| 5 | 4771 | 5036 | 0.947 |
| 18 | 4801 | 5717 | 0.839 |
| 58 | 4901 | 6398 | 0.766 |
| 179 | 5882 | 7079 | 0.830 |
| 543 | 6862 | 7760 | 0.884 |
| 1636 | 6862 | 8441 | 0.812 |
| 4916 | 7842 | 9122 | 0.859 |
| 14757 | 8823 | 9803 | 0.900 |
| 44281 | 9312 | 14704 | 0.633 |
| 132854 | 9803 | 24017 | 0.408 |
| 398574 | 18625 | 39702 | 0.469 |
| 1195735 | 18625 | 67150 | 0.277 |
| 3587219 | 19115 | 57837 | 0.330 |
| 10761672 | 26468 | 132339 | 0.200 |
| 32285032 | 26468 | 203410 | 0.130 |
| 96855113 | 31860 | 307319 | 0.103 |
| 290565357 | 32839 | 548960 | 0.059 |
| 581130733 | 39211 | 910195 | 0.043 |
| 1743392200 | 41535 | 1567476 | 0.026 |
| 5230176601 | 53915 | 2659024 | 0.020 |
| Promedio | | | 0,530 |

Promedio total conseguido: 0,530

Se puede observar como el peor caso presenta un promedio mayor que el mejor caso, concluyendo lo que enunciamos inicialmente.

Luego de dichos experimentos y casos probados, se puede concluir que a pesar de utilizar todas las pesas como en el peor caso nos mantenemos dentro de la complejidad propuesta como habíamos mostrado en nuestro desarrollo de la complejidad.

3 Ejercicio 3

3.1 Descripción de problema

Luego de haber equilibrado la balanza, Indiana y compañía llegan a una habitación la cual se encuentra repleta de objetos valiosos.

Indiana y el grupo poseen varias mochilas las cuales soportan un peso máximo.

Nuestro objetivo en este ejercicio será ayudarlos a guardar la mayor cantidad posible de objetos valiosos en las mochilas teniendo en cuenta el valor de cada objeto y su peso.

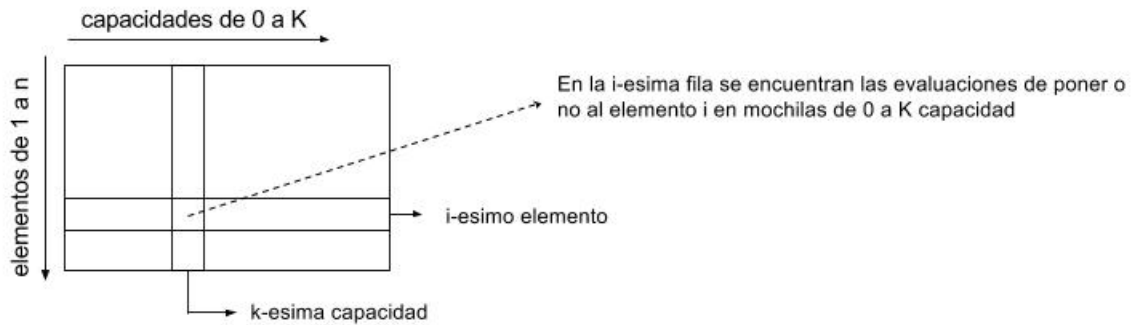
3.2 Explicación de resolución del problema

Obteniendo el valor máximo

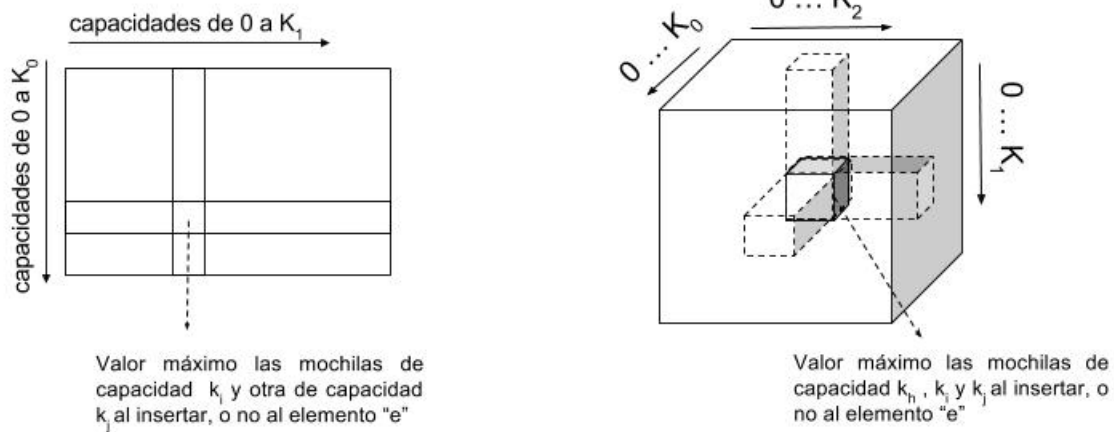
El problema de la mochila analiza, para cada objeto, el máximo valor que se puede obtener para cada capacidad posible de la mochila. Si llamamos K a la capacidad de la mochila, se evaluara introducir el elemento suponiendo capacidad k_i para $i = 1, 2, \dots$, hasta K . En cada evaluación se decide entre no meter el elemento, con lo cual el valor máximo de la mochila que tenga la capacidad k_i será el calculado con algun elemento anterior (o cero en el caso de que sea el primero en ser evaluado); o meter el elemento, con lo cual, al valor del elemento se le suma el valor de la mochila de capacidad $K - k_i$ que sea máxima. De esta forma, se genera un subproblema que respeta el principio de optimalidad, con lo cual se puede aplicar programación dinámica para solucionar el problema.

Extendiendonos a 2 mochilas, al evaluar la k_i posibilidad de la primer mochila (con capacidad K_a), se debe tener en cuenta que tambien está la posibilidad de utilizar la segunda mochila (con capacidad K_b). Esto nos muestra que por cada elemento debemos calcular $K_a \times K_b$ combinaciones de capacidades. Sin contar el primer elemento, el resto calculara sus combinaciones en base a las del elemento que le precedió en la evaluación, siguiendo la idea del algoritmo original de una mochila. Para obtener el valor final, se buscará en la matriz resultante de evaluar el último elemento, a la combinación de capacidades entre ambas mochilas que resulte máxima.

Problema de la mochila



Evaluación del elemento "e" para 2 y 3 mochilas



Con la misma lógica podemos ver que para 3 mochilas donde se tienen capacidades K_a, K_b y K_c , cada elemento disponible evaluará $K_a \times K_b \times K_c$ posibilidades. En este caso se buscará la solución en la matriz tridimensional de posibilidades obtenidas del último elemento evaluado.

Recuperando los elementos utilizados

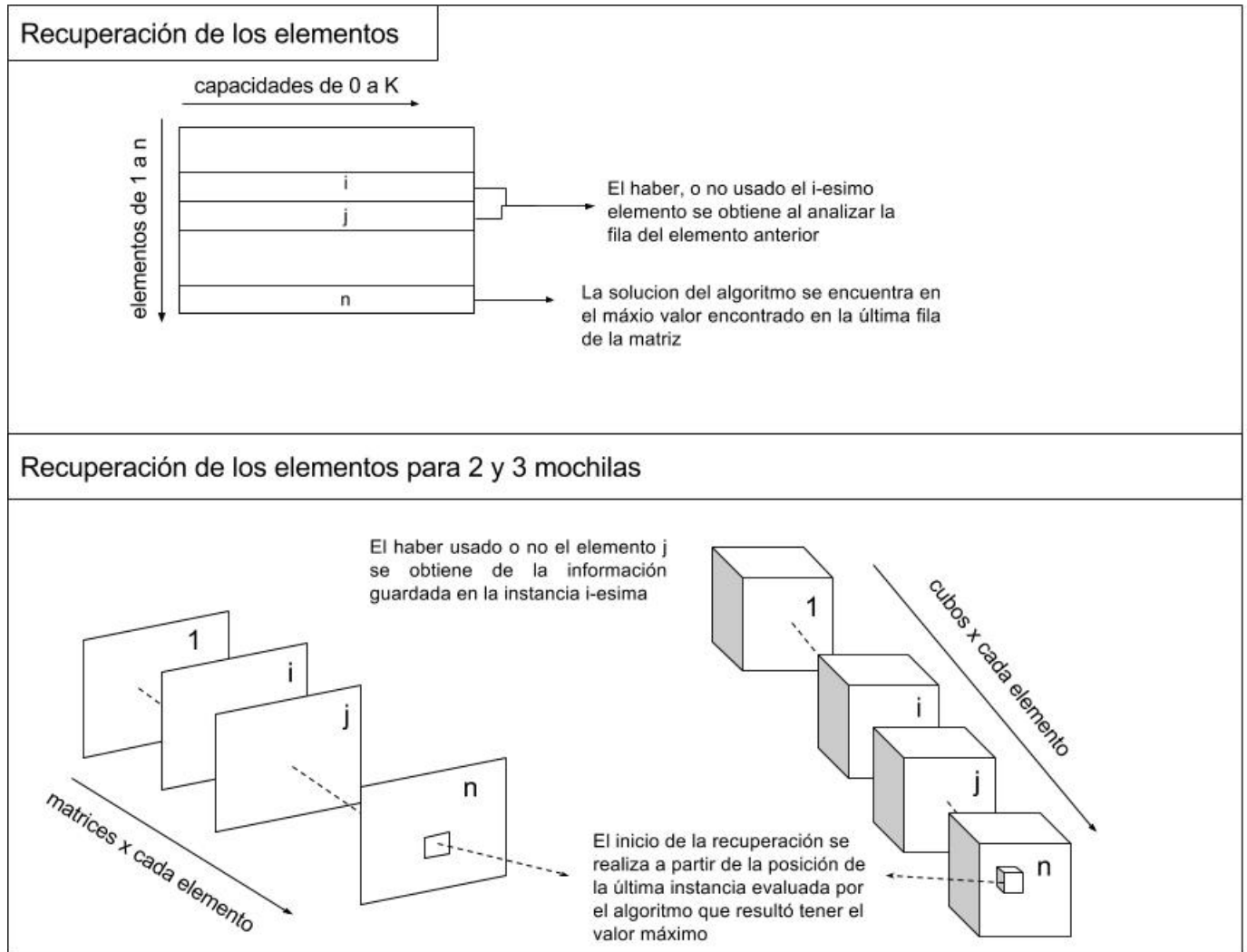
Siendo que la consigna pide los objetos involucrados en la solución, es necesaria una forma de, a partir de los valores máximos obtenidos, deducir los elementos que fueron usados y el lugar donde fueron colocados para lograr el resultado.

Analizando la última matriz del caso de 2 mochilas (sin perder generalización para 3 mochilas), podemos notar que por cada objeto que iteramos para intentar encontrarle un lugar en las mochilas, deja el valor previo, de cada combinación de capacidades, sin tocar cuando el objeto no es utilizado. Al ser utilizado, se cambia el valor por el nuevo máximo alcanzado. De utilizar 1 matriz solamente, y actualizarla por cada objeto, se perderá la posibilidad de saber si se usó o no a cada uno, ya que no se tendrá un "paso anterior" por haber sido reescrito en cada paso subsiguiente.

Para recuperar estos estados, se resuelve guardar la matriz involucrada en el cálculo de cada elemento. Llamando a las matrices del elemento i M , y N a la del elemento j subsiguiente a i (ambas de dimensión $K_a \times K_b$), se tiene que si el máximo se encuentra en N_{yz} y es igual a M_{yz} , entonces quiere decir que el algoritmo al evaluar la posibilidad de meter al elemento j en esa combinación, optó por excluirlo, con lo cual no es perteneciente a la solución final. Si en cambio el valor es superior, indica

que el valor guardado en la instancia M fue incrementado, y usado a j en la solución.

Finalmente, para saber en que mochila fue introducido cada elemento, se busca en la instancia M, mochila a cuya capacidad se le restó el peso $p(j)$ de j. Esto lo podemos saber cuando el valor de $N_{yz} = M_{(y-p(j),z)}$ en el caso de que se encuentre en la mochila "a" o $N_{yz} = M_{(y,z-p(j))}$ en caso contrario.



Para el caso de 3 mochilas, no se pierde generalidad: En vez de contar con matrices bidimensionales se utilizan tridimensionales, y se compara $N_{xyz} = M_{(x-p(j),y,z)}$, $N_{xyz} = M_{(x,y-p(j),z)}$, $N_{xyz} = M_{(x,y,z-p(j))}$ para determinar la pertenencia de cada objeto a la solución.

3.3 Algoritmos

A continuación se detalla el pseudo-código de la parte principal del algoritmo:

Algoritmo 4 Mochilas

```
1: function ALGORITMO(in Integer : Min Integer : N)→ out S : Integer out elementos :  
   List<Integer>  
2:   if M == 1 then //O(1)  
3:     maximizoSimple(1) //O(M * N)  
4:   end if  
5:   if M == 2 then //O(1)  
6:     if capacidad[M1] == capacidad[M2] then //O(1)  
7:       maximizoSimple(1) //O(M * N)  
8:       maximizoSimple(2) //O(M * N)  
9:     else  
10:      maximizoDoble(1,2) //O(M * N)  
11:    end if  
12:  end if  
13:  if M == 3 then //O(1)  
14:    if capacidad[M1] == capacidad[M2] ∧ capacidad[M2] == capacidad[M3] then //O(1)  
15:      maximizoSimple(1) //O(M * N)  
16:      maximizoSimple(2) //O(M * N)  
17:      maximizoSimple(3) //O(M * N)  
18:    else  
19:      maximizoTriple(1,2,3) //O(M * N)  
20:    end if  
21:  end if  
22:  devolver arrayMaximo.size //O(N)  
23:  devolver arrayMaximo //O(N)  
24: end function  
Complejidad: O(M3 * N)
```

/*QUEDARIA VER SI PONGO EL PSEUDO DE COMO SE MAXIMIZA PARA 3 MOCHILAS*/

3.4 Análisis de complejidades

RESOLUCION DEL PUNTO Y ANALISIS

3.5 Demostración de correctitud

Supongamos que disponemos de 3 mochilas (el caso con dos solo tiene dos combinaciones). Sean K_i con $i \in M$ y $M = 3$ los pesos de las mochilas M_i respectivamente. Si $K_i = K_j$ para todo $i \neq j$ $j \in M$ entonces el resultado es trivial y cualquier combinacion da el mismo resultado.

Supongamos entonces que $K_3 > K_2 > K_1$ y objetos disponibles para llenar las mochilas. Queremos ver que empezar optimizando por la mochila M_2 es igual a empezar optimizando por la más chica en orden.

Sabemos que en cada paso de optimización se quitan los objetos cargados en la mochila M_i y se continúa optimizando, con lo cual luego del primer paso tendremos menos objetos para cargar y así sucesivamente.

Tengamos en cuenta para empezar que todos los objetos que entran en M_1 entran en M_2 (tambien en M_3) y todo lo que entra en M_2 tambien entra en M_3

Supongamos que queremos optimizar M_2 , M_1 , M_3 :

Si M_2 se lleva objetos que entraban en M_1 , y quedan objetos que NO entran en M_1 pero si en M_3 o M_2 entonces tal vez convenía optimizar M_1, M_2, M_3 . Como todos los objetos que entran en M_2 entran en M_3 si lo que me queda luego de optimizar M_2 no entra en M_3 entonces la optimización lograda es la mejor y por lo tanto era lo mismo empezar con M_2 que con M_1 o podría haber obtenido un caso menos optimo.

Supongamos que queremos optimizar M_2, M_3, M_1 :

Si quisieramos optimizar de esta manera, todos los objetos que se lleve M_2 entran tambien en M_3 por lo tanto cuando optimize M_3 podria pasar que no haya objetos que entren en M_3 por lo cual aqui terminaria el proceso porque tampoco habria objetos que entren en M_1 o podria optimizar con objetos que tambien entren en M_1 . Luego de optimizar M_2 y M_3 , estas mochilas podrian tener objetos que entren en M_1 . De esta manera tal vez convenia hacer M_1, M_2, M_3 . Entonces nuevamente, convenia hacer M_1, M_2, M_3 o bien era lo mismo.

El caso M_3, M_2, M_1 es el caso usual. Esta puede ser una mala o una buena optimización dependiendo de los objetos considerados. En cada optimización la mochila más grande se llevará lo mejor con la única condición que es la de no exceder su capacidad. En ese proceso las mochilas subsecuentes estarán restringidas a lo que quede en cada paso, pudiendo suceder que lo único que quede para agregar a las mochilas sean objetos que entraban en las mochilas anteriores pero no en la que intentamos optimizar, por lo cual era conveniente invertir el orden de las mochilas.

De esta manera, si M_3 se lleva objetos que entran en M_2 y deja objetos que entran en M_3 afuera pero mayores a M_2 , lo más conveniente era hacer M_2, M_3, M_1 . Pero ya vimos que si M_2 o M_3 se llevan algo que entra en M_1 dejando objetos que entraban M_2 o M_3 entonces convenia hacer M_1, M_2, M_3 y si no sucedía esto entonces resulta lo mismo M_1, M_2, M_3 que M_2, M_3, M_1 dado que de cualquier forma todas las mochilas se llevarian todo.

Si consideramos el caso en que M_3 se lleva solo objetos que entran en M_1 entonces tal vez es conveniente hacer M_1, M_3, M_2 , aquí M_1 puede dejar objetos con peso menor a si misma o solo objetos que entren en M_3 y M_2 y aqui sucede lo mismo que antes, con M_3 podemos llevarnos objetos que entren en M_2 y dejar aquellos con peso menor (pero mayor a M_2) que no optimizaban M_3 por lo cual tal vez era conveniente invertir el orden de M_3 por M_2 . Al final tendríamos que resolver M_1, M_2, M_3 para obtener el mismo resultado o bien era el mismo.

Por todo lo mencionado, cualquier caso es peor o igual a resolver M_1, M_2, M_3 , por lo tanto siempre nos restringimos a analizar ese caso dado que siempre obtendremos una solución optima mejor o igual a cualquier otro caso.

3.6 Experimentos y conclusiones

3.6.1 Test

Para corroborar el correcto funcionamiento de nuestro algoritmo implementado desarrollamos los siguientes tests:

Mochilas con capacidades idénticas y objetos distintos

Este caso se da cuando $K_i = K_j$ con $i \neq j$, $1 \leq i \leq 3$ $1 \leq j \leq 3$

A continuación un ejemplo de este tipo de caso:

Con:

$$M = 3 \quad N = 10$$

$$K_1 = 15 \quad K_2 = 15 \quad K_3 = 15$$

$$C_1 = 3 \quad P_1 = 5 \quad V_1 = 10$$

$$C_2 = 2 \quad P_1 = 3 \quad V_1 = 5$$

$$C_3 = 5 \quad P_1 = 4 \quad V_1 = 2$$

Obtuvimos el siguiente resultado:

Objetos idénticos con mochilas distintas

Este caso se da cuando $C_i = N$ con $i = 1$ y $K_h \neq K_j$ con $h \neq j$, $1 \leq h \leq 3$ $1 \leq j \leq 3$

A continuación un ejemplo de este tipo de caso:

Con:

$$\begin{aligned} M &= 3 \quad N = 10 \\ K_1 &= 5 \quad K_2 = 10 \quad K_3 = 15 \\ C_1 &= 10 \quad P_1 = 5 \quad V_1 = 10 \end{aligned}$$

Obtuvimos el siguiente resultado:

Mochilas distintas con objetos distintos

Este caso se da cuando

$$\sum_{i=1}^x C_i = N$$

y $K_h \neq K_j$ con $h \neq j$, $1 \leq h \leq 3$ $1 \leq j \leq 3$

A continuación un ejemplo de este tipo de caso:

Con:

$$\begin{aligned} M &= 3 \quad N = 10 \\ K_1 &= 6 \quad K_2 = 12 \quad K_3 = 15 \\ C_1 &= 3 \quad P_1 = 2 \quad V_1 = 8 \\ C_2 &= 2 \quad P_1 = 5 \quad V_1 = 5 \\ C_3 &= 5 \quad P_1 = 4 \quad V_1 = 2 \end{aligned}$$

Obtuvimos el siguiente resultado:

Mochilas con capacidades idénticas y objetos iguales

Este caso se da cuando $K_i = K_j$ con $i \neq j$, $1 \leq i \leq 3$ $1 \leq j \leq 3$ y $C_h = N$ con $h = 1$

A continuación un ejemplo de este tipo de caso:

Con:

$$\begin{aligned} M &= 3 \quad N = 10 \\ K_1 &= 15 \quad K_2 = 15 \quad K_3 = 15 \\ C_1 &= 10 \quad P_1 = 3 \quad V_1 = 6 \end{aligned}$$

Obtuvimos el siguiente resultado:

3.6.2 Performance De Algoritmo y Gráfico

En esta sección, mostraremos buenos y malos casos para nuestro algoritmo, y a su vez, daremos el tiempo estimado según la complejidad del algoritmo calculada anteriormente.

Para el mejor caso (aquel en el que ninguna chica es amiga de otra), el gráfico obtenido es el siguiente:

4 Aclaraciones

4.1 Aclaraciones para correr las implementaciones

Cada ejercicio fue implementado con su propio Makefile para un correcto funcionamiento a la hora de utilizar el mismo.

El ejecutable para el ejercicio 1 sera ej1 el cual recibirá como se solicito entrada por stdin y emitirá su respectiva salida por stdout.

Tanto el ejercicio 2 como el 3, compilaran de la misma forma y podrán ser ejecutados con ej2 y ej3 respectivamente.