



# Informe de Trabajo Práctico 1

## Subset Sum Problem

Domingo 16 de Septiembre de 2018

Algoritmos y Estructuras de Datos III

Integrante	LU	Correo electrónico
Springhart, Gonzalo	308/17	glspringhart@gmail.com



**Facultad de Ciencias Exactas y Naturales**  
Universidad de Buenos Aires

Ciudad Universitaria - (Pabellón I/Planta Baja)

Intendente Güiraldes 2610 - C1428EGA

Ciudad Autónoma de Buenos Aires - Rep. Argentina

Tel/Fax: (++54 +11) 4576-3300

<http://www.exactas.uba.ar>

# Introducción

En este informe vamos a comparar la eficiencia de distintos algoritmos utilizados para resolver un problema conocido como *Subset Sum Problem* (o Problema de suma de subconjuntos). El mismo consiste en lo siguiente, dado un conjunto  $S$  de  $n$  elementos, cada uno con un valor asociado  $v_i$  y un valor objetivo  $V$ , se quiere saber si existe un subconjunto de ítems de  $S$  que sumen exactamente el valor objetivo, y si existe dicho subconjunto, se quiere saber cuál es la mínima cardinalidad entre todos los subconjuntos posibles, en otras palabras, hay que decidir si existe  $R \subseteq S$  tal que  $\sum_{i \in R} v_i = V$ . Se asumen también que los valores de  $S$  son enteros no negativos (aunque el problema se puede resolver también sin necesidad de esta restricción).

El objetivo es ver cuál de los algoritmos es más eficiente al resolver el problema, se van a presentar 4 algoritmos que resuelven el problema, indicando como funcionan, justificando sus complejidades y comprobando a través de experimentos que estas complejidades son ciertas.

## 1. Algoritmos y justificación de complejidades

Se va a usar la siguiente notación:

- $S$  es el conjunto, que tiene  $n$  elementos, cada uno con un valor asociado  $v_i$  con  $i \in \{1, \dots, n\}$
- $V$  es el valor objetivo

### 1.1. Fuerza Bruta

El primer algoritmo presentado para resolver el problema es uno de *Fuerza Bruta*, básicamente el algoritmo genera todos los conjuntos posibles con los elementos de  $S$  y se fija cuál de ellos tiene elementos tales que su suma es exactamente  $V$ , mientras los calcula se va quedando con el que tiene menor cardinalidad.

El algoritmo implementado en este trabajo práctico es el siguiente:

---

```
procedure SUBSETSUMFUERZABRUTA( $S, V$ )
  longMinima  $\leftarrow -1$ 
  for contador de 0 a  $2^{|S|} - 1$  do                                ▷ Se ejecuta  $2^{|S|}$  veces
    longActual  $\leftarrow 0$ 
    sumaTotal  $\leftarrow 0$ 
    for  $i$  de 0 a  $|S| - 1$  do                                          ▷ Se ejecuta  $|S|$  veces
      if El  $i$ -ésimo bit de contador es 1 then
        sumaTotal  $\leftarrow$  sumaTotal +  $S[i]$ 
        longActual  $\leftarrow$  longActual + 1
      end if
    end for
    if sumaTotal ==  $V$  then                                           ▷ Toda esta parte es  $O(1)$ 
      if longMinima ==  $-1$  then
        longMinima  $\leftarrow$  longActual
      else
        longMinima  $\leftarrow$  min(longMinima, longActual)
      end if
    end if
  end for
  return longMinima
end procedure
```

---

Este algoritmo genera todos los subconjuntos del conjunto partes de  $S$  de la siguiente forma, podemos interpretar cada subconjunto de  $S$  como un conjunto donde algunos elementos de  $S$  están y otros no. Entonces si pensamos a cada elemento como un bit donde 0 indica que el elemento no está y 1 que sí, podemos ver que con  $|S|$  bits nos alcanza para generar todos los subconjuntos del conjunto partes de  $S$ .

El algoritmo ejecuta un ciclo que incrementa un contador (que usamos para saber en qué subconjunto está)  $2^{|S|}$  veces, dentro de cada ciclo se fija el valor de cada bit de contador (que tiene  $|S|$  bits) y suma los elementos de  $S$  que correspondan a la posición del bit que valga 1, entonces como mucho se suman  $|S|$  elementos, las operaciones para calcular el mínimo después de hacer la suma son  $O(1)$ .

Entonces la complejidad del algoritmo es  $O(|S| * 2^{|S|}) = O(n * 2^n)$ .

## 1.2. Backtracking

El Backtracking es un algoritmo que se utiliza para encontrar todas o algunas de las soluciones de algún problema, se basa en ir armando la solución correcta al problema desechando las que no pueden ser correctas a medida que se ejecuta, lo que se conoce como poda, existen podas de **factibilidad**, que son las que se realizan cuando se sabe que la rama de soluciones no puede llegar al resultado y podas de **optimalidad** que se realizan para optimizar la solución en ciertos casos. Esa característica de desechar soluciones que no pueden ser correctas lo hace superior a probar todas las posibles. El algoritmo de backtracking implementado en este trabajo es el siguiente:

---

```
procedure SUBSETSUMBACKTRACKING( $S, V$ )  
  ordenar( $S$ ) ▷ Uso un ordenamiento que sea  $O(n * \log(n))$   
  return subsetSumBacktrackingAUX( $S, V, 0, 0, 0$ )  
end procedure
```

---

---

```
procedure SUBSETSUMBACKTRACKINGAUX( $S, V, inicio, longActual, sumActual$ )  
  if  $inicio == |S|$  then  
    if  $sumActual == V$  then  
      return  $longActual$   
    else  
      return  $-1$   
    end if  
  else  
    if  $sumActual == V$  then  
      return  $minPos(longActual, subsetSumBacktrackingAUX(S, V, inicio, longActual - 1, sumActual - S[inicio - 1]))$   
    else if  $sumActual > V$  then  
      return  $-1$   
    else if  $sumActual == sumActual + S[inicio]$  then  
      return  $subsetSumBacktrackingAUX(S, V, inicio + 1, longActual, sumActual)$   
    else  
      return  $minPos(subsetSumBacktrackingAUX(S, V, inicio + 1, longActual + 1, sumActual + S[inicio]), subsetSumBacktrackingAUX(S, V, inicio + 1, longActual, sumActual))$   
    end if  
  end if  
end procedure
```

---

El algoritmo implementado de forma recursiva que resuelve el problema funciona de la siguiente forma, cada elemento de  $S$  puede estar o no en la solución, entonces en cada recursión pido el mínimo entre tomar al elemento como parte de la solución y no tomarlo. El caso base es cuando ya no quedan elementos para tomar, en ese caso se ve si la suma da o no y se devuelve la longitud correspondiente (-1 si no da y la longitud de la solución si da). Si se alcanza al valor objetivo después de agregar a un elemento, compara la longitud de esa solución con la que no incluyo ese elemento haciendo recursión y se queda con la menor.  $minPos(a, b)$  devuelve el menor entre  $a$  y  $b$ , si uno de los dos es negativo, devuelve el otro y si los dos son negativos devuelve a uno de los dos, de esa forma si no hay solución se puede devolver  $-1$ .

Este algoritmo supone que  $S$  está ordenado de forma creciente, esto es importante para poder justificar una de las podas hechas.

La **poda de factibilidad** del algoritmo consiste en que, si la suma al agregar un elemento se pasa de  $V$ , entonces esa rama de solución nunca va a encontrar un subconjunto que lo sume, ya que al estar ordenado los elementos que siguen son mayores. La **poda de optimalidad** se realiza cuando el elemento que se va a agregar conjunto de solución es el 0, como un 0 no aporta nada a la suma, se saltea y se ve directamente el elemento siguiente.

Para calcular la complejidad hay que ver como se van abriendo las llamadas recursivas, si ignoramos las podas (que no afectan este cálculo) podemos ver que en cada recursión se van realizando dos llamadas a la función, una si se incluye al elemento actual en la solución y una si no. De esa forma la cantidad de llamadas va aumentando de forma exponencial a medida que sigue la función, hasta que se terminen los elementos del conjunto. Si graficamos como se va ejecutando la función se va a formar un árbol completo (aunque varias hojas tendrían lo mismo). Por lo que la función se ejecuta  $2^{|S|} = 2^n$  veces. Por lo tanto la complejidad de este algoritmo es  $O(|S| * \log(|S|) + 2^{|S|}) = O(n * \log(n) + 2^n) \in O(n * 2^n)$ .

## 1.3. Programación Dinámica Top Down

La programación dinámica es un método de programación que se basa en resolver un problema dividiéndolo en subproblemas de forma recursiva y guardando resultados ya calculados para no volverlos a calcular. Para evitar resolver los

mismos subproblemas existen dos estilos de programación dinámica, en esta sección se muestra un algoritmo en el estilo **Top Down**. Este tipo de programación dinámica se parece mucho a como uno lo resolvería con recursión, se va partiendo el problema principal en subproblemas más pequeños, con la diferencia de que se realiza un proceso de **memoización**, o en otras palabras, se guardan los resultados en una tabla para buscarlos en lugar de calcularlos de nuevo.

Para este algoritmo la tabla va a representar lo siguiente, las columnas de la tabla representan un posible valor objetivo, mientras que las filas representan la cantidad de elementos usados de  $S$  (empezando desde el primero), y en cada celda se guarda el cardinal del conjunto más chico que forma el valor objetivo que corresponde a la columna, así por ejemplo la posición [3][6] tiene guardado el cardinal de los subconjuntos más chico que usa los primeros 3 elementos de  $S$  y suma 6, en caso de no haber subconjunto que sume el valor de la columna, en la celda habrá un -1.

Entonces el algoritmo queda así:

---

```

procedure SUBSETSUMPDTDREC( $S, i, j, \text{matriz}$ )                                ▷  $\text{matriz}$  se pasa por referencia
  if  $i < 0$  then
    return -1
  end if
  if  $j < 0$  then
    return -1
  end if
  if  $j == 0$  then
    if  $\text{matriz}[i][j] \neq -10$  then
      return  $\text{matriz}[i][j]$ 
    else
       $\text{matriz}[i][j] \leftarrow 0$ 
      return  $\text{matriz}[i][j]$ 
    end if
  end if
  if  $i == 0$  then
    if  $\text{matriz}[i][j] \neq -10$  then
      return  $\text{matriz}[i][j]$ 
    else
      if  $j == 0$  then
         $\text{matriz}[i][j] \leftarrow 0$ 
      else
        if  $S[i] == j$  then
           $\text{matriz}[i][j] \leftarrow 1$ 
        else
           $\text{matriz}[i][j] \leftarrow -1$ 
        end if
      end if
      return  $\text{matriz}[i][j]$ 
    end if
  end if
  if  $\text{matriz}[i][j] \neq -10$  then
    return  $\text{matriz}[i][j]$ 
  else
     $m1 \leftarrow \text{subsetSumPDTDRec}(S, i - 1, j, \text{matriz})$                                 ▷ Calculo el problema sin contar el elemento actual
     $m2 \leftarrow \text{subsetSumPDTDRec}(S, i - 1, j - s[i], \text{matriz})$                     ▷ Calculo el problema teniéndolo en cuenta
    if  $m1 == -1$  and  $m2 == -1$  then
       $\text{matriz}[i][j] \leftarrow -1$ 
    else
      if  $\minPos(m1, m2) == m1$  then
         $\text{matriz}[i][j] \leftarrow m1$ 
      else
         $\text{matriz}[i][j] \leftarrow m2 + 1$     ▷ El mínimo vino de incluir el elemento, entonces la longitud es uno más de lo que
        devolvió el subproblema
      end if
    end if
    return  $\text{matriz}[i][j]$ 
  end if
end procedure

```

---

---

**procedure** SUBSETSUMPDTD( $S, V$ ) $matriz \leftarrow$  matriz de  $|S|$  filas y  $V + 1$  columnas con  $-10$  en cada valor $subsetSumPDTDRec(S, |S| - 1, V, matriz)$ **return**  $matriz[|S| - 1][V]$ **end procedure**

---

 $\triangleright$  Esto es  $O(|S| * V) = O(n * V)$  $\triangleright$  La matriz se pasa por referencia

Este algoritmo llega a la solución usando la misma idea del de que el de backtracking, tomando el mínimo entre la solución que incluye el elemento actual y el que no, así se van partiendo los subproblemas hasta llegar a los casos base, que son cuando se pasen las dimensiones de la matriz que resulta en un  $-1$  y cuando se llega a la columna 0 donde se devuelve 0. También se va ejecutando de forma parecida al de backtracking, se van haciendo dos llamados a funciones en cada recursión, pero estas recursiones sólo se realizan una vez, si en la matriz hay un  $-10$  entonces ese valor no fue computado y se calcula. Pero una vez calculado, se guarda y se se pide entonces se accede directamente al guardado.

Veamos que la complejidad del algoritmo es la correcta, hay un ciclo que crea la matriz donde se van a guardar los datos, este ciclo cuesta  $O(N * V)$ . La función recursiva que calcula la solución lo hace de la siguiente manera, en cada ejecución que no llegue al caso base, se realizan dos llamadas recursivas para calcular los distintos posibles resultados, estas llamadas van tomando parámetros que causan que la matriz utilizada para guardar los datos se vaya cargando, si bien el algoritmo pasa por todas las filas de la matriz, no necesariamente pasa por todas las columnas de cada fila. La llamada recursiva que incluye al elemento actual en la solución le resta al valor objetivo ese elemento, ese cambio en el valor objetivo va a provocar un salto hacia otra columna de la matriz en la rama, efectivamente salteando la carga de celdas.

El salto más corto que puede hacer el algoritmo es una unidad, por lo que si en todas las ramas donde el algoritmo salta, solo salta 1 vez entonces se calcula a lo sumo la mitad de la matriz, ya que en cada llamada recursiva se calcula la celda de arriba y la de arriba a la izquierda de la actual, y no se calculan las celdas que esten directamente a la izquierda o a la derecha de la actual.

Como el algoritmo para al pasarse de las dimensiones de la matriz, la función recursiva es  $O(N * V)$ , ya que ese es el tamaño de la matriz que el algoritmo va llenando.

Entonces el algoritmo es  $O(N * V)$

## 1.4. Programación Dinámica Bottom Up

El otro estilo de Programación Dinámica se conoce como **Bottom Up**, en lugar de resolver el problema partiéndolo en subproblemas, va resolviendo los subproblemas primero y llega a la solución del problema principal.

En lugar de utilizar la recursión directamente, deducimos de ésta una formula que nos permita ir llenando la misma matriz que se uso en el algoritmo Top Down de forma directa. Y al final de devuelve la celda correspondiente de la matriz.

El algoritmo es el siguiente:

En este algoritmo la matriz se interpreta igual que en el anterior, las columnas son posibles valores objetivos y las filas son la cantidad de elementos (tomados desde el primero) del conjunto, el valor de toda la columna 0 va a ser 0, ya que dado cualquier conjunto  $S$ , el conjunto vacío es un subconjunto de  $S$  y la suma de sus elementos es 0. En la primera fila todos las columnas van a tener  $-1$  cuando el número de la columna no sea igual al primer elemento de  $S$  y 1 cuando sea. Basándonos en la recursión podemos ver que tomando un elemento, la menor cardinal de un subconjunto que suma  $V$  es la mínima cardinal entre el conjunto que suma  $V$  y no incluya al elemento actual y la cardinal del conjunto que suma  $V$  e incluye el elemento actual de  $S$ . Entonces para una celda  $(i, j)$  la cardinal va a ser el mínimo entre  $(i - 1, j)$  y  $(i - 1, j - S[i])$ , si ambos son negativos entonces el cardinal es  $-1$ . Si el cardinal mínimo es el de  $(i - 1, j - S[i])$ , entonces hay que sumarle 1 para que tome en cuenta la inclusión del elemento  $S[i]$  en la solución. Entonces la solución al problema se encontraría en la celda  $(|S| - 1, V)$ .

La complejidad de este algoritmo es simple de calcular, podemos ignorar la complejidad de los dos primeros ciclos ya que la que realmente pesa es la del tercero, que se ejecuta  $|S| - 1 * V$  veces, lo que significa que es  $O(|S| * V)$ .

Entonces el algoritmo es  $O(|S| * V) = O(n * V)$ .

---

```
procedure SUBSETSUMPDBU( $S, V$ )
```

```
   $matriz \leftarrow$  crear matriz de  $|S|$  filas y  $V + 1$  columnas
```

```
  for  $i$  de 0 a  $|S| - 1$  do
```

```
     $matriz[i][0] \leftarrow 0$ 
```

```
  end for
```

```
  for  $j$  de 0 a  $V$  do
```

```
    if  $S[0] == j$  then
```

```
       $matriz[0][j] \leftarrow 1$ 
```

```
    else
```

```
       $matriz[0][j] \leftarrow -1$ 
```

```
    end if
```

```
  end for
```

```
  for  $i$  de 1 a  $|S| - 1$  do
```

```
    for  $j$  de 1 a  $V$  do
```

```
       $m1 \leftarrow matriz[i - 1][j]$ 
```

```
      if  $j - S[i] < 0$  then
```

```
         $m2 \leftarrow -1$ 
```

```
      else
```

```
         $m2 \leftarrow matriz[i - 1][j - S[i]]$ 
```

```
      end if
```

```
      if  $minPos(m1, m2) == m1$  then
```

```
         $matriz[i][j] \leftarrow m1$ 
```

▷  $S[i]$  no es parte de la solución

```
      else
```

```
         $matriz[i][j] \leftarrow m2 + 1$ 
```

▷  $S[i]$  es parte de la solución, hay que sumar 1

```
      end if
```

```
    end for
```

```
  end for
```

```
  return  $matriz[|S| - 1][V]$ 
```

```
end procedure
```

---

## 2. Experimentos

Como fue mencionado anteriormente nos interesa saber cuál de los algoritmos es más eficiente para resolver el *Subset Sum Problem*, por los cálculos de complejidad anteriormente realizados podemos intuir que los algoritmos de programación dinámica son los que van a tener ventaja sobre la fuerza bruta y el backtracking.

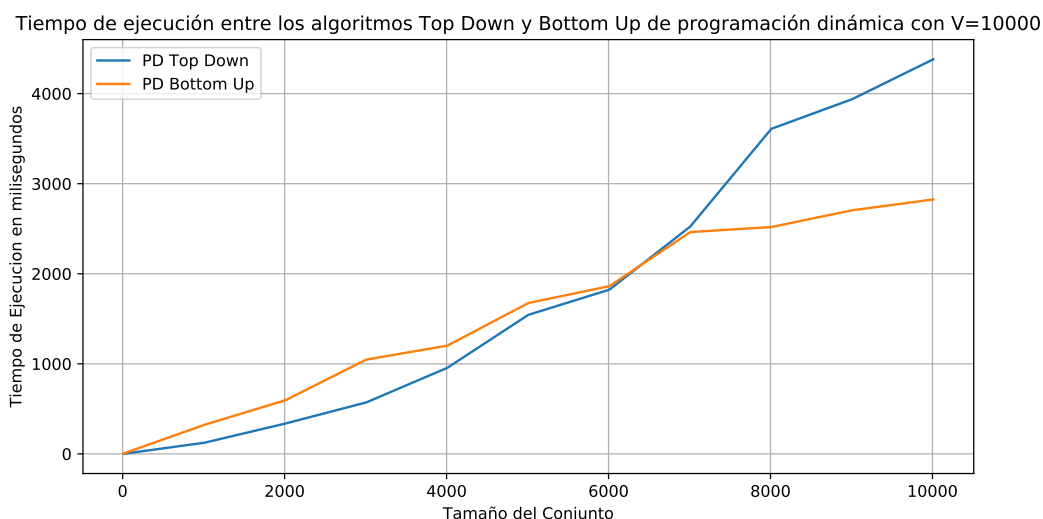
### 2.1. Experimentos sobre complejidad

### 2.2. Backtracking vs Fuerza Bruta

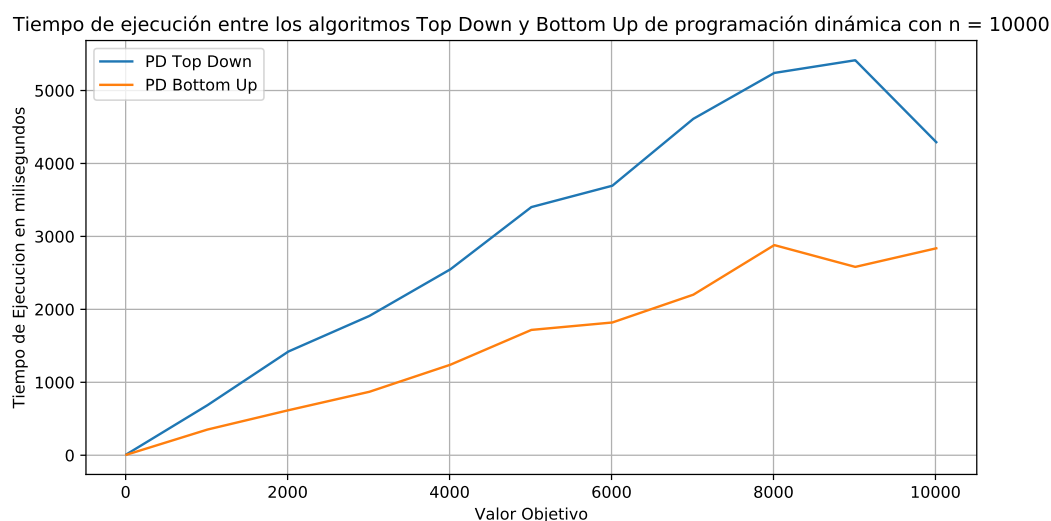
### 2.3. Comparación entre algoritmos de programación dinámica

Ya que los algoritmos Top Down y Bottom Up resultaron mejores, nos interesaría saber cuál de ellos es mejor, para eso se hicieron dos experimentos, uno donde se altera la cantidad de elementos del conjunto y otro donde se altera el valor objetivo del problema.

El primer experimento produjo el siguiente gráfico:



Y el segundo produjo este:



De estos gráficos podemos ver que a la larga el algoritmo Bottom Up es el que termina resolviendo el problema en menos tiempo, pero lo que es más interesante es que los dos algoritmos tienden a tardar más a medida que aumenta el valor  $V$  que si aumenta la cantidad de elementos en el conjunto. En el caso del algoritmo Top Down, en el primer gráfico se ve que llega a tardar como mucho unos 4,5 segundos mientras que en el segundo se ve que se pasa de los 5 segundos en una ocasión. Esto puede estar sucediendo porque el algoritmo Top Down depende del valor  $V$  para ir llegando a los casos base, mientras que el Bottom Up llena su matriz siempre al mismo paso, aunque esto le saque ventaja cuando  $V$  no es muy grande.

Luego de la experimentación podemos concluir que el algoritmo más óptimo para resolver el problema de Subset Sum en general es el Bottom Up, aunque los otros métodos podrían ser utilizados si se tiene conocimiento sobre cuales van a ser los datos de entrada, por ejemplo si se supiera que el conjunto va a tener muchos 0 el algoritmo de Backtracking podría ser utilizado y aún se obtendrían resultados en tiempos rápidos.

## 2.4. Casos de uso para los algoritmos