

Índice

[Índice](#)[Métodos de ordenamiento](#)[Básicos \$O\(n^2\)\$](#) [Inserción](#)[Selección](#)[Burbujeo](#)[Divide y vencerás](#)[Mergesort \$O\(n \cdot \log 2\(n\)\)\$](#) [Quicksort \$O\(n^2\)\$](#) [Heapsort \$O\(n \cdot \log n\)\$](#) [Shellsort](#)[Array de bits](#)[Hashing](#)[Funciones](#)[División / Módulo](#)[Folding / Multiplicación](#)[Mid-square](#)[Extraction](#)[Radix Transformation](#)[Colisiones](#)[Open adresing](#)[Linear probing](#)[Quiadratic probing](#)[Double hashing](#)[Chaining](#)[Bucket adresing](#)[Borrar un elemento](#)[Funciones de hash perfectas](#)

Métodos de ordenamiento

Básicos $O(n^2)$

Inserción

En cada iteración se inserta un elemento del vector no ordenado en la posicion correcta dentro del vector ordenado.

```
xxxxxxxxxx
int vector[] = {11, 32, 1, 26, 17, 4};
int aux, elementos = 6;
for (int i = 0; i < elementos; i++) {
    aux = vector[i];
    j = i - 1;
    while ((vector[j] > aux) && (j >= 0)){
        vector[j + 1] = vector[j];
        j--;
    }
    vector[j + 1] = temp;
}
```

Selección

En cada iteración se selecciona el menor elemento del vector no ordenado y se intercambia con el primer elemento de este mismo vector.

```
xxxxxxxxxx
int vector[] = {11, 32, 1, 26, 17, 4};
int aux, elementos = 6;
for (int i = 0; i < elementos - 1; ++i) {
    int min = i;
    for (int j = i + 1; j < elementos; ++j) {
        if (vector[min] > vector[j])
            min = j;
    }
    aux = vector[i];
    vector[i] = vector[min];
    vector[min] = aux;
}
```

```
}
```

Burbujeo

El método recibió este nombre porque los elementos más pequeños "burbujean" hasta el comienzo del vector, y los más grandes se "hunden" hasta el final. En la primera iteración se comparan los dos primeros elementos, si el segundo es mayor al primero se mantiene así, de lo contrario se intercambian; luego se compara el segundo con el tercero y se repite sucesivamente.

```
xxxxxxxxxx

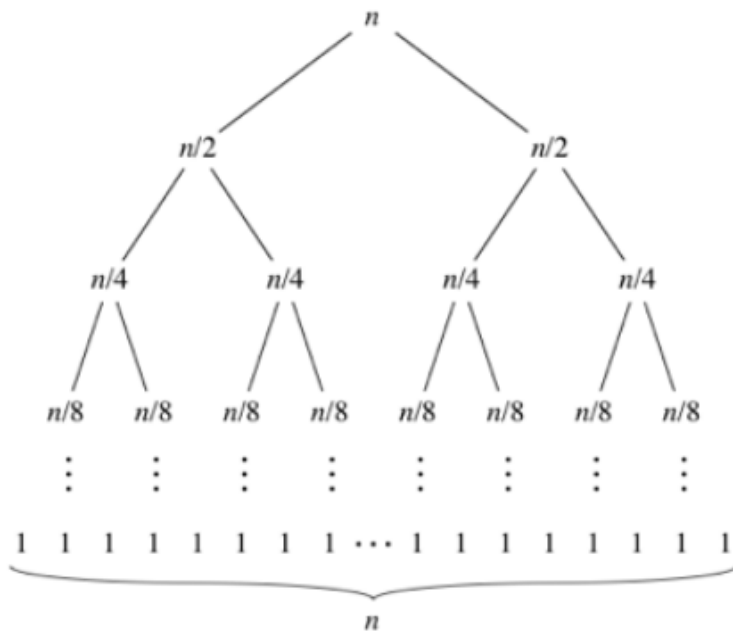
int vector[] = {11, 32, 1, 26, 17, 4};
int aux, elementos = 6;
for(int i = 0; i < elementos; i++) {
    for(int j = 0; j < elementos - i; j++) {
        if(vector[j] > vector[j + 1]){
            aux = vector[j];
            vector[j]=vector[j + 1];
            vector[j + 1]=aux;
        }
    }
}
```

Divide y vencerás

Mergesort $O(n \cdot \log_2(n))$

1. Dividir el vector en 2.
2. Ordenar recursivamente cada mitad.
3. Combinar las mitades ordenadas, para esto se utiliza el algoritmo de merge visto en Algo I.

Para calcular el costo temporal podemos pensar que en el primer merge se recorre el vector entero y hacer las comparaciones correspondientes, revisamos los n elementos del vector. En el segundo merge se repite lo mismo, y así sucesivamente. Podríamos decir que este proceso se hace k veces, por lo tanto el orden sería $O(n \cdot k)$ pero ¿cuánto vale k ? Nos podemos ayudar viendo el siguiente árbol, que representa el tamaño del problema



Viendo eso podemos deducir que $k = \log_2 n$ (porque el vector se divide recursivamente en 2 hasta llegar a 1).

xxxxxxxxxx

```
void mergesort(double lista[], int elementos) {
    if (elementos != 1) {
        int mitad = elementos / 2;
        double *izquierda = new double[mitad],
               *derecha = new double[elementos - mitad];
        for (int i = 0; i < mitad; i++)
            izquierda[i] = lista[i];
        for (int i = mitad; i < elementos; i++)
            derecha[i - mitad] = lista[i];
        mergesort(izquierda, mitad);
        mergesort(derecha, elementos - mitad);
        merge(lista, izquierda, derecha, mitad, elementos - mitad);
    }
}

void merge(double lista[], double izquierda[], double derecha[], int elementosIzq, int elementosDer) {

    int indiceIzq = 0,
        indiceDer = 0,
        indiceLista = 0;

    while ((indiceIzq < elementosIzq) && (indiceDer < elementosDer)) {
        if ( izquierda[indiceIzq] <= derecha[indiceDer]) {
            lista[indiceLista] = izquierda[indiceIzq];
            indiceIzq++;
        }
    }
}
```

```

    }
    else {
        lista[indiceLista] = derecha[indiceDer];
        indiceDer++;
    }
    indiceLista++;
}

while (indiceIzq < elementosIzq) {
    lista[indiceLista] = izquierda[indiceIzq];
    indiceIzq++;
    indiceLista++;
}

while (indiceDer < elementosDer) {
    lista[indiceLista] = derecha[indiceDer];
    indiceDer++;
    indiceLista++;
}
}

```

Quicksort $O(n^2)$

1. Elegir un pivote. Hay muchas formas de hacer esto: puede ser un elemento random, el primero, el último, podemos recorrer todo el vector para elegir el mejor valor posible, etc.
2. Dividir el vector en 2 recursivamente. Hay que tener en cuenta que al hacer la division deben quedar en una mitad todos los elementos menores al pivote, y en la otra todos los mayores. Al hacer la división podemos agregar el pivote en alguno de los vectores (al final del izquierdo o al principio del derecho) o dejarlo afuera.
3. Combinar las mitades ordenadas

Si el pivote quedo afuera: vector_izquierdo - pivote - vector_derecho

Si el pivote está en algún vector: vector_izquierdo - vector_derecho

El costo de este algoritmo en el **mejor caso** es el mismo que el del mergesort **$O(n \cdot \log 2(n))$** , pero en el **peor caso** (si elegimos por ejemplo el menor o mayor elemento del vector) será de **$O(n^2)$**

```

xxxxxxxxxx

void quicksort(double vector[], int primero, int ultimo) {
    int pivote;
    if (primero < ultimo) {
        pivote = dividirVector(vector, primero, ultimo);
        quicksort(vector, primero, pivote - 1);
        quicksort(vector, pivote + 1, ultimo);
    }
}

```

```

int dividirVector(double vector[], int primero, int ultimo) {
    int pivote = vector[ultimo],
        i = primero;

    for (int j = primero; j <= ultimo; j++) {
        if (vector[j] < pivote) {
            i++;
            intercambiar(vector[i], vector[j]);
        }
    }

    intercambiar(vector[i + 1], vector[ultimo]);
    return i;
}

```

```

void intercambiar(double &a, double &b) {
    int aux = a;
    a = b;
    b = aux;
}

```

Heapsort $O(n \cdot \log n)$

Nota: para entender este ordenamiento con mayor facilidad recomiendo ver los apuntes de árboles, la sección de heap

1. Construir el heap: son n operaciones de inserción sobre un árbol parcialmente ordenado => el costo es de **$O(n \cdot \log n)$**
2. Extraer el menor/mayor elemento del heap: son n operaciones de borrado sobre un árbol parcialmente ordenado => el costo es de **$O(n \cdot \log n)$**

xxxxxxxxxx

```

void heapsort(double vector[], int elementos) {
    for (int i = (elementos / 2) - 1; i >= 0; i--)
        armarHeap(vector, elementos, i);

    for (int i = elementos - 1; i >= 0; i--) {
        intercambiar(vector[0], vector[i]);
        armarHeap(vector, i, 0);
    }
}

```

```

void armarHeap(double vector[], int elementos, int posRaiz) {
    int mayor = posRaiz;
    int hijoIzq = 2 * posRaiz + 1;
    int hijoDer = 2 * posRaiz + 2;

```

```

    if (hijoIzq < elementos && vector[mayor] < vector[hijoIzq])
        mayor = hijoIzq;

    if (hijoDer < elementos && vector[mayor] < vector[hijoDer])
        mayor = hijoDer;

    if (mayor != posRaiz) {
        intercambiar(vector[posRaiz], vector[mayor]);
        armarHeap(vector, elementos, mayor);
    }
}

```

```

void intercambiar(double &a, double &b) {
    int aux = a;
    a = b;
    b = aux;
}

```

Shellsort

Mejora del ordenamiento por inserción (básico). En este caso se comparan elementos separados por varias posiciones y en cada iteración da saltos cada vez menores se va ordenando el vector.

```

xxxxxxxxxx
void shellsort(double vector[], int elementos) {
    for (int salto = elementos / 2; salto > 0; salto /= 2) {
        for (int i = salto; i < elementos; i++) {
            for (int j = i; j >= salto; j -= salto)
                if (vector[j] < vector[j - salto])
                    intercambiar(vector[j], vector[j - salto]);
        }
    }
}

```

Array de bits

Un array de bits es un arreglo consecutivo de memoria donde se almacenan bits. Se utilizan para indicar si un elemento está o no en un conjunto pero ¿de qué manera? Bueno cada elemento se corresponde con el subíndice del array y lo que se guarda en cada posición es un 0 o un 1 (por convención 1 es que está y 0 que no está).

Entonces a partir de la siguiente imagen:

0	0	1	0	1	1	0	1
7	6	5	4	3	2	1	0

Podemos decir que 0, 2, 3 y 5 están en el conjunto mientras que 1, 4, 6 y 7 no.

Es importante entender que no se puede manipular cada bit por separado, y que necesitamos una máscara (implementada también a través de bytes) que nos permiten modificar el valor de un bit en particular.

Por ejemplo si quiero **agregar** el número 4 al conjunto necesito una máscara como la que se ve a continuación:

0	0	0	1	0	0	0	0
7	6	5	4	3	2	1	0

Y luego realizar una operación *or* con el array original.

Para **eliminar** el número 2 tendría que crear una máscara así:

1	1	1	1	1	0	1	1
7	6	5	4	3	2	1	0

Y luego realizar una operación *and* con el array original.

Hashing

Algunas definiciones:

- Una **tabla de hash** es una estructura de datos que asocia claves con valores que funcionan a modo de direcciones en la misma. Si la cantidad de claves es n , el tamaño de la tabla t deberá ser aproximadamente 0,8 y esta proporción se llama factor de carga $\lambda \Rightarrow \lambda = n/t$, $\lambda \leq 0,8$
- Una **funcion de hash** toma la clave del dato y devuelve un valor, que será el índice de entrada de la tabla. Una buena funcion tiene buena dispersión y evitará lo más posible las colisiones entre claves
- Si k es una clave y p una posicion de la tabla decimos que $h: K \rightarrow P / p = h(k)$

Hay que tener en cuenta que si las claves no son números enteros hay que convertirlas. Si fueran letras o palabras podriamos por ejemplo tomar los valores ASCII y sumarlos, por ejemplo:

"ab" = $97 \times 128 + 98 \times 128 = 12416 + 12544 = 24960$

Funciones

División / Módulo

Es una de las funciones de dispersión más simple: se divide la clave k por la cantidad de posiciones de la tabla t y se toma el *resto* entonces

$$p = h(k) = k \% t$$

Se recomienda que el valor de t sea un número primo.

Ejemplo:

- Hay que almacenar 5000 claves
- Calculo el tamaño de tabla $t \Rightarrow n = 5000$ con $\lambda = 0,8$ tenemos que $t = 5000 / 0,8 = 6250$
- El numero primo más cercano a t es 6257 $\Rightarrow p = k \% 6257$
- Ingreso la clave 113521 en la posicion $p = 113521 \% 6257 = 895$
- Ingreso la clave 28413 en la posicion $p = 28413 \% 6257 = 3385$
- Ingreso la clave 44694 en la posicion $p = 113521 \% 44694 = 895 \Rightarrow$ se produce una colisión. Veremos como solucionar esto más adelante

Folding / Multiplicación

Se multiplica a la clave k por un valor A tal que $0 < A < 1$, se toma la parte fraccionaria del resultado y se la multiplica por t (el tamaño de la tabla). El resultado se redondea y obtenemos la posición final

$$p = h(k) = t \cdot ((k \cdot A) \bmod 1)$$

Logra mejor dispersión que la división

Ejemplo:

1. El número de CUIT 23-31562313-7 podemos dividirlo en 4 partes tomando de a 3 dígitos: 233 - 156 - 231 - 37
2. Sumamos los valores: $233 + 156 + 231 + 37 = 657$
3. Si el tamaño de la tabla es menor, se aplica la función división

Mid-square

Se eleva a la clave k al cuadrado y se toman los dígitos centrales

Ejemplo:

1. La clave es 1536 $\Rightarrow 1536^2 = 2359296$
2. Nos quedamos con los dígitos centrales: **592**
3. Si el tamaño de la tabla es menor, se aplica la función división

Extraction

Se extrae una parte de la clave. Hay que ser cuidadosos con los dígitos a extraer porque si son por ejemplo números de CUIT/CUIL y se toman los primeros 4 los valores siempre empiezan con 20, 23, 24 y 27 y pueden producirse muchas colisiones.

Radix Transformation

Se cambia la base de la clave

Ejemplo:

1. La clave es 425 y se va a hacer el cambio a base 16
2. La nueva clave es $k' = 4 \cdot 16^2 + 2 \cdot 16 + 5 = 1061$
3. Si el tamaño de la tabla es menor, se aplica la función división

Colisiones

Las colisiones se producen cuando más de una clave devuelven el mismo valor luego de aplicar alguna función de hash, a continuación vamos a ver varios métodos para manejar estas colisiones.

Open addressing

Los métodos de direccionamiento abierto u open addressing guardan toda la información en la misma tabla y si se produce una colisión se busca una nueva posición tomando alguna nueva función. Entonces si $h(k)$ está ocupada prueba con $h(k) + p(1)$, luego con $h(k) + p(2)$, $h(k) + p(3)$, etc. donde p es la nueva función. Al finalizar siempre se aplica la función división.

Linear probing

Esta es la decisión más simple, donde $p(i) = i$ entonces si $h(k) = 142$ está ocupada intenta con 143, 144, 145, etc. Si al llegar al final no se encontró ninguna posición libre, vuelve a empezar desde el principio.

El problema con esto es que agrupa claves en ciertas zonas de la tabla.

Quadratic probing

Una mejora del linear probing es tomar $p(i) = i^2$. Volviendo al ejemplo de antes si $h(k) = 142$ está ocupada intenta con $142 + 1^2 = \mathbf{143}$, $142 + 2^2 = \mathbf{146}$, $142 + 3^2 = \mathbf{151}$, etc. De esta forma las claves quedan mas dispersas.

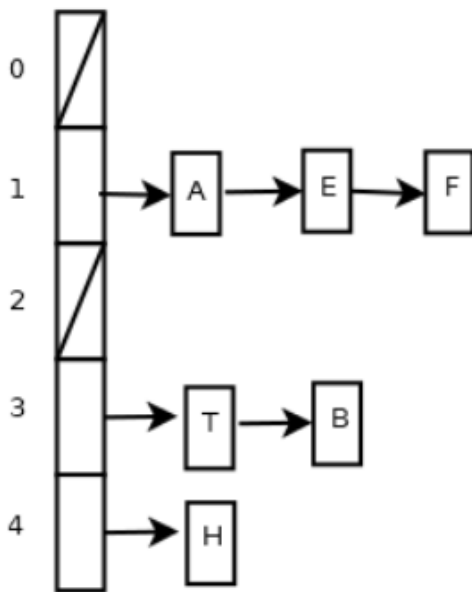
Double hashing

Es la mejor solución para el open addressing, se utilizan dos funciones de hash distintas en donde la secuencia para encontrar una posición vacía es $p = h(k) + i \cdot h_2(k)$

Chaining

El encadenamiento o chaining contempla que las claves estén en distintas tablas, por lo que cada posición de la tabla en realidad es un puntero a una lista enlazada con las claves. Por ejemplo:

- A, E y F devuelven el valor 1
- T y B devuelven el valor 3
- H devuelve el valor 4



Bucket addressing

El direccionamiento de cubos o bucket addressing guarda los datos en una misma tabla, pero en cada posición tiene varias posiciones en vez de una sola. Esto puede hacerse con una matriz, si se mantienen las claves del ejemplo anterior quedaría:

	0	1	2	3
0				
1	A	E	F	
2				
3	T	B		
4	H			

Borrar un elemento

Para eliminar un elemento primero hay que realizar una búsqueda, que va a depender de la forma en la que se resolvieron las colisiones. Si quiero borrar la clave k pero en $h(k)$ hay otro elemento es que hubo una colisión, y k ahora está en otro

lugar. Para saber en donde está tenemos que tener en cuenta con qué método se resolvió, supongamos que fue con open addressing lineal => hay que revisar $h(k) + i$ con $i = 0, 1, 2, \dots, n$ hasta encontrarlo. Una vez que lo encontremos, supongamos que esta en $h(k) + 2$ no podemos borrarlo y listo, porque si hubiera una clave nueva en $h(k) + 3$ nunca la encontraríamos porque cuando vemos que $h(k) + 2$ está libre dejamos de buscar.

Una posible solución es agregar un vector de tipo booleano que indique falso si nunca fue ocupado o verdadero si lo fue.

Funciones de hash perfectas

Son las que no producen colisiones y logran un tiempo de búsqueda óptimo: $O(1)$. Si además la tabla tiene un tamaño t y se almacenan t datos se dice que es una función de hash perfecta *mínima* (no hay desperdicio de tiempo de búsqueda ni de memoria).

Claramente si las claves son desconocidas no podemos garantizar que no van a producirse colisiones, pero si son claves conocidas de antemano se puede plantear una función de dispersión sin colisiones.