

Algorítmica



Los Del DGIIM, losdeldgiim.github.io

Doble Grado en Ingeniería Informática y Matemáticas
Universidad de Granada



Esta obra está bajo una Licencia Creative Commons Atribución-NoComercial-SinDerivadas 4.0 Internacional (CC BY-NC-ND 4.0).

Eres libre de compartir y redistribuir el contenido de esta obra en cualquier medio o formato, siempre y cuando des el crédito adecuado a los autores originales y no persigas fines comerciales.

Algorítmica

Los Del DGIIM, `losdeldgiim.github.io`

José Juan Urrutia Milán

Arturo Olivares Martos

Granada, 2023-2024

Índice general

1. Eficiencia de Algoritmos	7
1.1. Análisis de algoritmos	10
1.1.1. Sentencias condicionales	11
1.1.2. Sentencias repetitivas	13
1.1.3. Funciones no recursivas	15
1.1.4. Funciones recursivas	19
1.2. Ecuación característica	21
1.2.1. Ecuaciones homogéneas	22
1.2.2. Ecuaciones no homogéneas	24
1.2.3. Cambio de variable	25
1.2.4. Cambio de recorrido o rango	26
2. Algoritmos Divide y Vencerás	29
2.1. Ejemplos de Divide y Vencerás	32
2.1.1. Multiplicación de Enteros Grandes	32
2.1.2. Búsqueda binaria	34
2.1.3. Multiplicación de matrices	34
2.2. Umbrales	36
2.2.1. Selección de umbrales	36
2.3. Problemas de ordenación	36
2.3.1. Mergesort	37
2.4. Ejercicios	37
2.4.1. Mediana de un vector	37
3. Relaciones de Problemas	39
3.1. La eficiencia de los algoritmos	39

Introducción

El siguiente documento no es sino el mero resultado proveniente de la amalgación proficiente de un cúmulo de notas, todas ellas tomadas tras el transcurso de consecutivas clases magistrales, primordialmente —empero, no exclusivamente— de teoría, en simbiosis junto con una síntesis de los apuntes originales provenientes de la asignatura en la que se basan los mismos. Como motivación para la asignatura, introducimos a continuación un par de problemas que sabremos resolver tras la finalización de esta:

Ejercicio (Parque de atracciones). Disponemos de un conjunto de atracciones

$$A_1, A_2, \dots, A_n$$

Para cada atracción, conocemos la hora de inicio y la hora de fin. Podemos proponer varios retos de programación acerca de este parque de atracciones:

1. Seleccionar el mayor número de atracciones que un individuo puede visitar.
2. Seleccionar las atracciones que permitan que un visitante esté ocioso el menor tiempo posible.
3. Conocidas las valoraciones de los usuarios, $val(A_i)$, seleccionar aquellas que garanticen la máxima valoración conjunta en la estancia.

Ejercicio. Una empresa decide comprar un robot que deberá soldar varios puntos (n) en un plano. El software del robot está casi terminado pero falta diseñar el algoritmo que se encarga de decidir en qué orden el robot soldará los n puntos. Se pide diseñar dicho algoritmo, minimizando el tiempo de ejecución del robot (este depende del tiempo de soldadura que es constante más el tiempo de cada desplazamiento entre puntos, que depende de la distancia entre ellos). Por tanto, deberemos ordenar el conjunto de puntos minimizando la distancia total de recorrido.

Nociones de conceptos

A lo largo de la asignatura, será común ver los siguientes conceptos, los cuales aclararemos antes de empezar la misma:

- Instancia: Ejemplo particular de un problema.
- Caso: Instancia de un problema con una cierta dificultad.

Generalmente, tendremos tres casos:

- El mejor caso: Instancia con menor número de operaciones y/o comparaciones.
- El peor caso: Instancia con mayor número de operaciones y/o comparaciones.
- Caso promedio. Normalmente, será igual al peor caso.

Para notar la eficiencia del peor caso usaremos $O(\cdot)$, mientras que para el mejor caso, $\Omega(\cdot)$.

Diremos que un algoritmo es *estable* en ordenación si, dado un criterio de ordenación que hace que dos elementos sean iguales en cuanto a orden, el orden de stos vendrá dado por el primero se que introdujo en la entrada.

Ejemplo. Dado el criterio de que un número es menor que otro si es par, ante la instancia del problema: 1, 2, 3, 4. La salida de un algoritmo de ordenación estable según este criterio será:

2, 4, 1, 3

Sin embargo, un ejemplo de salida que podría dar un algoritmo no estable sería:

4, 2, 3, 1

Los datos se encuentra ordenados pero no en el orden de la entrada.

Algoritmos de ordenación

A continuación, un breve reapso de algoritmos de ordenación:

- Burbuja es el peor algoritmo de ordenación.
- Si tenemos pocos elementos, suele ser más rápido un algoritmos simple como selección o inserción. Entre estos, selección hace muchas comparaciones y pocos intercambios, mientras que inserción hace menos comparaciones y más intercambios. Por tanto, ante datos pesados con varios registros, selección será mejor que insercción.
- Cuando se tienen muchos elementos, es mejor emplear un algoritmo de ordenación del orden $n \log(n)$.

1. Eficiencia de Algoritmos

La asignatura se centrará en eficiencia basada en el tiempo de ejecución (no en la eficiencia en cuanto espacio, memoria usada por el programa). Para calcular la eficiencia de un algoritmo, tenemos tres métodos:

- Método empírico: donde se mide el tiempo real.
- Método teórico: donde se mide el tiempo esperado.
- Método híbrido: tiempo teórico evitando las constantes mediante resultados empíricos.

Proposición 1.1 (Principio de Invarianza). *Dadas dos implementaciones I_1, I_2 de un algoritmo, el tiempo de ejecución para una misma instancia de tamaño n , $T_{I_1}(n)$ y $T_{I_2}(n)$, no diferirá en más de una constante multiplicativa. Es decir, $\exists K > 0$ que verifica:*

$$T_{I_1}(n) \leq K \cdot T_{I_2}(n)$$

Por este teorema, podremos despreciar las constantes. En un principio, se asumirá que operaciones básicas como sumas, multiplicaciones, ... serán de tiempo constante, salvo excepciones (por ejemplo, multiplicaciones de números de 100000 dígitos).

Definición 1.1 (Notación O). Se dice que un algoritmo A es de orden $O(f(n))$, donde f es una función $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$, cuando existe una implementación del mismo tamaño cuyo tiempo de ejecución $T_A(n)$ es menor igual que $K \cdot f(n)$, donde K es una constante real positiva a partir de un tamaño grande n_0 . Formalmente:

$$A \text{ es } O(f(n)) \iff \exists K \in \mathbb{R}^+, \exists n_0 \in \mathbb{N} \mid T_A(n) \leq K \cdot f(n) \quad \forall n \geq n_0$$

La notación O nos permite conocer cómo se comportará el algoritmo en términos de eficiencia en instancias del caso peor del problema. Como mucho, sabemos que el algoritmo no tardará más de $K \cdot f(n)$ en ejecutarse en el peor de los casos.

Al decir que el algoritmo A es de orden $O(f(n))$, decimos que siempre podemos encontrar una constante positiva K que para valores muy grandes del caso n (a partir de un n_0), el tiempo de ejecución del algoritmo siempre será inferior a $K \cdot f(n)$:

$$T_A(n) \leq K \cdot f(n)$$

Ejemplos de órdenes de eficiencia son:

- Constante, $O(1)$.

- Logarítmico, $O(\log(n))$.
- Lineal, $O(n)$.
- Cuadrático, $O(n^2)$.
- Exponencial, $O(a^n)$.
- \vdots

Proposición 1.2 (Principio de comparación). *Para saber si dos órdenes $O(f(n))$ y $O(g(n))$ son equivalentes o no, aplicamos las siguientes reglas:*

$$O(f(n)) \equiv O(g(n)) \iff \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = K \in \mathbb{R}^+$$

$$O(f(n)) > O(g(n)) \iff \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \infty$$

$$O(f(n)) < O(g(n)) \iff \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0$$

Entendiendo que un orden es menor que otro si es mejor, es decir, más rápido en el caso asintótico.

Ejemplo. Si tenemos dos algoritmos A y B con órdenes de eficiencia $O(n^2)$ y $O((4n+1)^2 + n)$ respectivamente, tratamos de ver qué algoritmos es más eficiente:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n^2}{(4n+1)^2 + n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n^2}{(16n^2 + 1 + 2 \cdot 4n \cdot 1) + n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{16}$$

Gracias a la Proposición 1.2, tenemos que los algoritmos A y B son equivalentes.

Ejemplo. En esta ocasión, tenemos a dos algoritmos A y B con órdenes de eficiencia de $O(2^n)$ y $O(3^n)$, respectivamente.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{2^n}{3^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\frac{2}{3}\right)^n = 0$$

Por la Proposición 1.2, A es más eficiente que B .

Ejemplo. El algoritmo A tiene una eficiencia $O(n)$ y el algoritmo B tiene una eficiencia de $O(n \log(n))$. Buscamos cuál es más eficiente.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n}{n \log(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{\log(n)} = 0$$

Por lo que A es más eficiente que B , por la Proposición 1.2.

Ejemplo. Disponemos de dos algoritmos, A y B con órdenes de eficiencia $O((n^2 + 29)^2)$ y $O(n^3)$ respectivamente. Intuimos que B es más eficiente que A pero queremos probarlo.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{(n^2 + 29)^2}{n^3} = \infty$$

Gracias a la Proposición 1.2, hemos probado lo que esperábamos; B es más eficiente que A .

Ejemplo. Se quiere probar que $O(\log(n))$ es más eficiente que $O(n)$.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n}{\log(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{10^n}{n} = \infty$$

Por la Proposición 1.2, lo acabamos de probar.

Ejemplo. Se quiere dar un ejemplo de que el orden de eficiencia de los logaritmos es equivalente sin importar la base de este. Podemos ver qué sucede con $O(\log_2(n))$ y con $O(\log_3(n))$:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\log_3(n)}{\log_2(n)} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\ln(2)}{\ln(3)}$$

Por lo que ambos algoritmos tienen el mismo orden de eficiencia.

Definición 1.2 (Notación Ω). Se dice que un algoritmo A es de orden $\Omega(f(n))$, donde f es una función $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$, cuando existe una implementación del mismo tamaño cuyo tiempo de ejecución $T_A(n)$ es mayor igual que $K \cdot f(n)$, donde K es una constante real positiva a partir de un tamaño grande n_0 . Formalmente:

$$A \text{ es } \Omega(f(n)) \iff \exists K \in \mathbb{R}^+, \exists n_0 \in \mathbb{N} \mid T_A(n) \geq K \cdot f(n) \quad \forall n > n_0$$

La notación Ω nos permite conocer cómo se comportará el algoritmo en términos de eficiencia en instancias del caso mejor del problema. Como poco, sabemos que el algoritmo no tardará menos de $K \cdot f(n)$ en ejecutarse, en el mejor de los casos.

Definición 1.3 (Notación Θ). Se dice que un algoritmo A es de orden exacto $\Theta(f(n))$, donde f es una función $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$, cuando existe una implementación del mismo tamaño cuyo tiempo de ejecución $T_A(n)$ es igual que $K \cdot f(n)$, donde K es una constante real positiva a partir de un tamaño grande n_0 . En este caso, el algoritmo es simultáneamente de orden $O(f(n))$ y $\Omega(f(n))$.

$$A \text{ es } \Theta(f(n)) \iff \exists K \in \mathbb{R}^+, \exists n_0 \in \mathbb{N} \mid T_A(n) = K \cdot f(n) \quad \forall n > n_0$$

Propiedades

A continuación, vemos algunas propiedades de las notaciones anteriormente vistas, todas ellas demostradas en el Ejercicio 3.1.1:

Reflexiva

$$f(n) \in O(f(n))$$

También se da para las notaciones Ω y Θ .

Simétrica

$$f(n) \in \Theta(g(n)) \iff g(n) \in \Theta(f(n))$$

Suma Si $T_1(n) \in O(f(n))$ y $T_2(n) \in O(g(n))$. Entonces:

$$T_1(n) + T_2(n) \in O(\max(f(n), g(n)))$$

Producto Si $T_1(n) \in O(f(n))$ y $T_2(n) \in O(g(n))$. Entonces:

$$T_1(n) \cdot T_2(n) \in O(f(n) \cdot g(n))$$

Regla del máximo

$$O(f(n) + g(n)) = \max(O(f(n)), O(g(n)))$$

Regla de la suma

$$O(f(n) + g(n)) = O(f(n)) + O(g(n))$$

Regla del producto

$$O(f(n) \cdot g(n)) = O(f(n)) \cdot O(g(n))$$

Puede suceder que el tamaño del problema no depende de una única variable n , sino de varias. En estos casos, se analiza de igual forma que en el caso de una variable, pero con una función de varias variables. Conocida una función $f : \mathbb{N} \times \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$:

$$A \text{ es } O(f(n, m)) \iff \exists K \in \mathbb{R}^+ \mid T_A(n, m) \leq K \cdot f(n, m) \quad \forall n, m \in \mathbb{N}$$

Ejemplo. El orden de eficiencia del algoritmo canónico (el que todos conocemos) de suma de matrices $n \times m$ es de orden $O(n \cdot m)$.

1.1. Análisis de algoritmos

El primer paso a la hora de determinar la eficiencia de un algoritmo es identificar qué parámetro determina el tamaño del problema (n). Posteriormente, tenemos que tener claro como se analiza cada estructura del código:

1. Operaciones elementales.
2. Secuencias de sentencias.
3. Sentencias condicionales.
4. Sentencias repetitivas.
5. Llamadas a funciones no recursivas.
6. Llamadas a funciones recursivas.

Sentencias simples u operaciones elementales

Son aquellas instrucciones cuya ejecución no depende del tamaño del caso, como por ejemplo:

- Operaciones matemáticas básicas (sumas, multiplicaciones, ...).
- Comparaciones.
- Operaciones booleanas.

Su tiempo de ejecución está acotado superiormente por una constante. Su orden es $O(1)$.

Secuencias de sentencias

Constan de la ejecución de secuencias de bloques de sentencias:

```
Sentencia_1;
Sentencia_2;
// etc
Sentencia_r;
```

Suponiendo que cada sentencia i tiene eficiencia $O(f_i(n))$, la eficiencia de la secuencia se obtiene mediante las reglas de la suma y del máximo:

$$O(f_1(n) + f_2(n) + \dots + f_r(n)) = \max [O(f_1(n)), O(f_2(n)), \dots, O(f_r(n))]$$

Ejemplo. Un ejemplo que puede parecer confuso es el siguiente:

```
if(n == 10){
    for(int i = 0; i < n; i++){
        cout << "Hola" << endl;
    }
}
```

En este caso, se trata de un código de orden $O(1)$, ya que es para un valor fijo de n , 10. No depende por tanto del tamaño.

1.1.1. Sentencias condicionales

Constan de la evaluación de una condición y la ejecución de un bloque de sentencias. Puede ejecutarse la *Sentencia1* o la *Sentencia2*, en función de la veracidad o falsedad de la condición:

```
if(condicion){
    Sentencia_1;
}else{
    Sentencia_2;
}
```

Peor caso

El orden de eficiencia del peor caso (notación O) viene dado por:

$$O(\text{estructura condicional}) = \max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia1}), O(\text{Sentencia2})]$$

Demostración. Como justificación para la fórmula, démonos cuenta de que la ejecución de la estructura condicional es igual a una de las siguientes secuencias de instrucciones (dependerá de la condición la ejecución de una o de otra):

```
bool a = condicion;
Sentencia_1;
```

```
bool a = condicion;
Sentencia_2;
```

La notación O trata de buscar el orden del mayor tiempo de ejecución, por lo que buscaremos la secuencia que más tarde de las dos:

$$O(\text{estructura condicional}) = \max [O(\text{Secuencia1}), O(\text{Secuencia2})]$$

Usando la regla para secuencias de instrucciones vista anteriormente, podemos expresar cada orden como:

$$\begin{aligned} O(\text{Secuencia1}) &= \max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia1})] \\ O(\text{Secuencia2}) &= \max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia2})] \end{aligned}$$

Por lo que:

$$\begin{aligned} O(\text{estructura condicional}) &= \max [O(\text{Secuencia1}), O(\text{Secuencia2})] = \\ &= \max [\max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia1})], \\ &\quad \max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia2})]] = \\ &= \max [O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia1}), O(\text{Sentencia2})] \end{aligned}$$

□

Mejor caso

El orden de eficiencia del mejor caso (notación Ω) viene dado por:

$$\Omega(\text{estructura condicional}) = \Omega(\text{condicion}) + \min [\Omega(\text{Sentencia1}), \Omega(\text{Sentencia2})]$$

Demostración. Buscamos expresar el orden de ejecución en el mejor caso. Al igual que en la justificación anterior, el bloque condicional es equivalente a seleccionar una

de dos secuencias:

```
bool a = condicion;
Sentencia_1;
```

```
bool a = condicion;
Sentencia_2;
```

Nos damos cuenta de que la condición siempre se ejecuta y luego se ejecuta una sentencia. Como estamos en el mejor caso, seleccionamos la sentencia que tarde menos tiempo en ejecutarse. Por esto, tenemos que el orden de ejecución es la suma del orden de la condición más el mínimo del orden de las dos sentencias. □

Ejemplo. Supongamos el siguiente código:

```
if(n % 2 == 1){
    cout << "Es impar";
}else{
    // código de orden n
}
```

Aplicamos las fórmulas anteriormente vistas, sabiendo que la condición y la salida son de orden $O(1)$ al ser sentencias simples:

$$\begin{aligned} O(\text{estructura condicional}) &= \text{máx}[O(\text{condicion}), O(\text{Sentencia1}), O(\text{Sentencia2})] \\ &= \text{máx}[O(1), O(1), O(n)] = O(n) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \Omega(\text{estructura condicional}) &= \Omega(\text{condicion}) + \text{mín}[\Omega(\text{Sentencia1}), \Omega(\text{Sentencia2})] \\ &= \Omega(1) + \text{mín}[\Omega(1), \Omega(n)] = \Omega(1) \end{aligned}$$

1.1.2. Sentencias repetitivas

Constan de la evaluación de una condición y la ejecución de un bloque de sentencias, mientras que dicha condición se cumpla. Tienen la siguiente forma:

```
Mientras(condicion){
    BloqueSentencias;
}
```

Suponiendo que:

- El bloque de sentencias tiene eficiencia $f(n)$.
- La evaluación de la condición tiene eficiencia $g(n)$.
- El bucle se ejecuta $h(n)$ veces.

Entonces, la eficiencia será:

$$O(\text{estructura repetitiva}) = O(g(n) + h(n) \cdot (g(n) + f(n)))$$

Demostración. La condición se comprueba al menos una vez, por ello se suma. Cada iteración tiene un costo de $g(n) + f(n)$. El bucle realiza $h(n)$ iteraciones. \square

Ejemplo. Dado el siguiente código, calcular su eficiencia:

```
while(n > 0){
    cout << n;
    n--;
}
```

- Evaluación de la condición: $g(n) = 1$.
- Bloque de sentencias: $f(n) = \text{máx}(O(1), O(1)) = 1$.
- Repeticiones: $h(n) = n$.

$$\begin{aligned} O(\text{estructura repetitiva}) &= g(n) + h(n) \cdot (g(n) + f(n)) \\ &= 1 + n \cdot (1 + 1) = 2 \cdot n + 1 \Rightarrow O(2 \cdot n + 1) \end{aligned}$$

Aplicando la regla del máximo: $O(2 \cdot n + 1) = \text{máx}(O(2 \cdot n), O(1)) = O(2 \cdot n)$. Simplificando la constante: La secuencia repetitiva es $O(n)$.

Bucles for

Constan de la inicialización de una variable, comprobación de una condición y actualización de la variable. Se ejecutará un bloque de sentencias mientras que la condición se cumpla:

```
for(Inicialización; Condición; Actualización){
    BloqueSentencias;
}
```

Suponiendo que:

- El bloque de sentencias tiene eficiencia $f(n)$.
- La evaluación de la condición tiene eficiencia $g(n)$.
- El bucle se ejecuta $h(n)$ veces.
- La actualización tiene eficiencia $a(n)$.
- La inicialización tiene eficiencia $i(n)$.

La eficiencia de una estructura de este tipo viene dada por:

$$O(\text{for}) = O(i(n) + g(n) + h(n) \cdot (g(n) + f(n) + a(n)))$$

Demostración. La inicialización tiene lugar una vez. La condición se comprueba al menos una vez, por ello se suma. Cada iteración tiene un costo de $g(n) + f(n) + a(n)$. El bucle realiza $h(n)$ iteraciones. \square

Ejemplo. Dado el siguiente código, calcular su eficiencia:

```
while(n > 0){
    for(int i = 1; i <= n; i*=2){
        cout << i;
    }
    n--;
}
```

Comenzamos analizando el bucle interno:

- Inicialización: $O(1)$.
- Condición: $O(1)$.
- Actualización: $O(1)$.
- Bloque de sentencias: $O(1)$.
- Veces que se ejecuta: $O(\log_2(n))$.

Eficiencia del bucle:

$$O(1) + O(1) + O(\log_2(n)) \cdot (O(1) + O(1) + O(1)) = O(\log_2(n))$$

Ahora, analizamos el bucle externo:

- Condición: $O(1)$.
- Bloque de sentencias: $O(\log_2(n) + 1)$.
- Veces que se ejecuta: $O(n)$.

Eficiencia del bucle:

$$O(1) + O(n) \cdot (O(1) + O(\log_2(n) + 1)) = O(n \cdot \log_2(n))$$

Despreciando la base del logaritmo:

$$O(n \log(n))$$

1.1.3. Funciones no recursivas

La eficiencia de la función `per se` se calcula como una secuencia de sentencias o bloques. Por otra parte, la eficiencia de la llamada a la función depende de si sus parámetros de entrada dependen o no del tamaño del problema. Esto se entenderá mejor en los siguientes ejemplos. Dada la siguiente función (que usaremos en varios ejemplos):

```
bool esPrimo(int valor){
    double tope = sqrt(valor);
    for(int i = 2; i <= tope; i++){
        if(valor % i == 0)
            return false;
    }

    return true;
}
```

El cuerpo de la función `per se` tiene eficiencia $O(\sqrt{n})$, ya que:

$$T(n) = 1 + \sum_{i=2}^{\sqrt{n}} 1 = 1 + \sqrt{n} - 2 + 1 = \sqrt{n}$$

Ejemplo.

```
for(int i = 1; i < n; i++){
    if(esPrimo(1234567))
        cout << i;
}
```

El tiempo en calcular `esPrimo(1234567)` es constante, luego es de eficiencia $O(1)$. Se repite n veces, luego la eficiencia del bucle es de $O(n)$.

Ejemplo.

```
for(int i = 1; i<n; i++){
    if(esPrimo(i))
        cout << i;
}
```

En este caso, el tiempo es:

$$T(n) = \sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{i} = \sqrt{1} + \sqrt{2} + \dots + \sqrt{n-1}$$

Demostraremos que $T(n) \in O(n\sqrt{n})$ usando el Criterio de Stolz. Para ello, calculamos el cociente de términos consecutivos:

$$\begin{aligned} \left\{ \frac{T(n) - T(n-1)}{n\sqrt{n} - (n-1)\sqrt{n-1}} \right\} &= \left\{ \frac{\sqrt{n-1}}{n(\sqrt{n} - \sqrt{n-1}) + \sqrt{n-1}} \right\} = \\ &= \left\{ \frac{1}{n\left(\sqrt{\frac{n}{n-1}} - 1\right) + 1} \right\} = \left\{ \frac{1}{n\left(\frac{1}{\sqrt{1-\frac{1}{n}}} - 1\right) + 1} \right\} = \\ &= \left\{ \frac{1}{\left(\frac{1}{\sqrt{1-\frac{1}{n}}} - 1\right) + 1} \right\} \stackrel{(*)}{\rightarrow} \frac{1}{\frac{1}{2} + 1} = \frac{1}{\frac{3}{2}} = \frac{2}{3} \end{aligned}$$

Por el Criterio de Stolz, tenemos que:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n\sqrt{n}} = \frac{2}{3} \in \mathbb{R}^+$$

Por tanto, tenemos que la eficiencia es de orden $T(n) \in O(n\sqrt{n})$. En el proceso, en (*), hemos aplicado que:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\left(\frac{1}{\sqrt{1-\frac{1}{n}}} - 1\right)}{\frac{1}{n}} \stackrel{L'Hôpital}{=} \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{-\frac{1}{1-\frac{1}{n}} \cdot \frac{1}{2\sqrt{1-\frac{1}{n}}} \cdot \frac{1/n^2}{-1/n^2}}{-1/n^2} = \frac{1}{2}$$

Ejemplo.

```
for(int i = 1; i<2000; i++){
    if(esPrimo(i))
        cout << i;
}
```

El tiempo de ejecución no depende de n , siempre tarda lo mismo (es decir, es constante), luego es de orden $O(1)$.

Ejemplo.

```
for(int i = n; i>0; i/=2){
    if(esPrimo(i))
        cout << i;
}
```

Intuitivamente, vemos que la eficiencia es de $O(\log(n)\sqrt{n})$, ya que repite $\log(n)$ veces una orden de eficiencia $O(\sqrt{n})$.

Ejemplo.

```
int LlamarV(int *s, int N){
    for(int i = N-1; i > 0; i = i/2)
        V[i] = V[i]-1;
    return V[0];
}

void Ejemplo(int *v, int N){
    for(int i=0; i<N; i++){
        v[i] = (i*2+20-4*i)/N;
        v[i] = LlamarV(v, N-1)*LlamarV(v, N-2);
    }
}
```

La función `LlamarV` tiene un tiempo de ejecución de $O(\log(n))$. El bucle de `Ejemplo` se repite n veces, luego es de orden $O(n \log(n))$.

Ejemplo.

```
void ejemplo1(int n){
    int i, j, k;
    for(i = 0; i<n; i++){
        for(j = 0; j<n; j++){
            C[i][j] = 0;
            for(k = 0; k<n; k++){
                C[i][j] = A[i][k] - B[k][j];
            }
        }
    }
}
```

Tiene eficiencia $O(n^3)$.

Ejemplo. `bool esPalindromo(char v[]){`
 `bool pal = true;`
 `int inicio = 0, fin = strlen(v)-1;`
 `while((pal) && (inicio<fin)){`
 `if(v[inicio] != v[fin])`
 `pal = false;`
 `inicio++;`
 `fin--;`
 `}`
 `return pal;`
`}`

Se trata de un algoritmo de orden $O\left(\frac{n}{2}\right) = O(n)$.

Ejemplo. `void F(int num1, int num2){`
 `for(int i = num1; i<= num2; i*=2){`
 `cout << i << endl;`
 `}`
`}`

Tenemos un algoritmo de dos variables, con $n = num2 - num1$. Se repite $\log(n)$ veces, luego eficiencia:

$$O(\log(n)) = O(\log(num2 - num1))$$

Ejemplo. `void F(int* v, int num, int num2){`
 `int i = -1, j = num2;`
 `while(i <= j){`
 `do{`
 `i++; j--;`
 `}while(v[i]<v[j]);`
 `}`
`}`

Es un algoritmo que no funciona correctamente en todos los casos, en un caso puede no llegar a terminar.

1.1.4. Funciones recursivas

Se expresa como una ecuación en recurrencias y el orden de eficiencia es su solución. Primero, suponemos que hay un caso base que se encarga de conocer la solución al problema en un caso menor. Si la solución al caso base la podemos manipular para dar una solución a un caso mayor, tenemos el problema resuelto.

Para solucionar la ecuación en recurrencias, tratamos de buscar la expresión general de la ecuación y luego podremos resolverla, tal y como se elustra en los siguientes ejemplos. Sin embargo, como se apreciará en el Ejemplo 1.1.4, no resuelve todos los algoritmos recursivos. Para ello, deberemos avanzar en teoría.

Ejemplo (Factorial).

```
unsigned long factorial(int n){
    if(n<=1) return 1;
    else return n*factorial(n-1);
}
```

La eficiencia de este algoritmo viene dada por la función $T(n)$:

$$\begin{cases} T(n) = T(n-1) + 1 \\ T(0) = T(1) = 1 \end{cases}$$

Tratamos de dar una expresión general a esta función:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + 1 = T(n-2) + 2 = T(n-3) + 3 \\ &= T(n-k) + k \quad \forall k \in \mathbb{N} \end{aligned}$$

Tomando $k = n - 1$:

$$T(n) = T(n - (n - 1)) + (n - 1) = T(1) + n - 1 = 1 + n - 1 = n$$

Por lo que $T(n) \in O(n)$.

Ejemplo.

```

int algoritmo(int n){
    if(n <= 1){
        int k = 0;
        for(int i = 0; i < n; i++){
            k += k*i;
        }
        return k;
    }else{
        int r1, r2;
        r1 = algoritmo(n-1);
        r2 = algoritmo(n-1);
        return r1*r2;
    }
}

```

La eficiencia viene dada por $T(n)$:

$$\begin{cases} T(n) = 2T(n-1) + 1 \\ T(1) = 1 \end{cases}$$

Tratamos de resolver la ecuación:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n-1) + 1 \\ T(n-1) &= 2T(n-2) + 1 \\ T(n-2) &= 2T(n-3) + 1 \end{aligned}$$

$$T(n) = 2T(n-1) + 1 = 2[2T(n-2) + 1] + 1 = 2^2T(n-2) + 2 + 1 = \dots$$

$$= 2^k T(n-k) + \sum_{i=0}^{k-1} 2^i \quad \forall k \in \mathbb{N}$$

Para $k = n-1$:

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

Ejemplo. Planteadada la siguiente función que define el tiempo de ejecución de un algoritmo, se pide determinar el orden de eficiencia del algoritmo:

$$\begin{cases} T(n) = T(n-2) + 1 \\ T(1) = 1 \\ T(0) = 1 \end{cases}$$

Pasamos a resolver el ejercicio:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-2) + 1 \\ T(n-2) &= T(n-4) + 1 \\ T(n-4) &= T(n-6) + 1 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-4) + 1 + 1 = T(n-6) + 3 = T(n-8) + 4 = T(n-10) + 5 \\ &= T(n-2k) + k \quad \forall k \in \mathbb{N} \end{aligned}$$

Para $k = \frac{n}{2}$ si n es par:

$$T(n) = T\left(n - \frac{2n}{2}\right) + \frac{n}{2} = T(0) + \frac{n}{2} = 1 + \frac{n}{2} \in O(n)$$

Para $k = \frac{n-1}{2}$ si n es impar:

$$T(n) = T\left(n - \frac{2(n-1)}{2}\right) + \frac{n-1}{2} = T(1) + \frac{n-1}{2} = 1 + \frac{n-1}{2} \in O(n)$$

Ejemplo (Fibonacci). Dada la función del tiempo de ejecución de Fibonacci:

$$\begin{cases} T(n) = T(n-1) + T(n-2) + 1 \\ T(1) = T(0) = 1 \end{cases}$$

Se pide calcular la expresión de la función para determinar su orden de eficiencia.

$$\begin{aligned} T(n-1) &= T(n-2) + T(n-3) + 1 \\ T(n-2) &= T(n-3) + T(n-4) + 1 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + T(n-2) + 1 = T(n-2) + T(n-3) + 1 + T(n-3) + T(n-4) + 1 + 1 = \\ &= T(n-3) + T(n-4) + 1 + 2[T(n-4) + T(n-5) + 1] + 1 + T(n-5) + T(n-6) + 1 \end{aligned}$$

En resumen, este método no es útil para resolver este problema.

1.2. Ecuación característica

Se usa para resolver ecuaciones recurrentes que salen en análisis de eficiencia de algoritmos. Vamos a ver dos etapas, que corresponden con cómo se solucionan:

- Ecuaciones lineales homogéneas de coeficientes constantes.
- Ecuaciones lineales no homogéneas de coeficientes constantes.

En análisis de algoritmos nunca tendremos ecuaciones homogéneas, ya que es normal tener un +1 por sentencias constantes, usuales en código.

1.2.1. Ecuaciones homogéneas

Raíces distintas

Dada una ecuación del estilo:

$$T(n) = a_1T(n-1) + a_2T(n-2) + \dots + a_kT(n-k)$$

Tratamos de buscar la solución a la ecuación. Realizamos el cambio de variable $T(n) = x^n$:

$$x^n = a_1x^{n-1} + a_2x^{n-2} + \dots + a_kx^{n-k}$$

$$\begin{aligned} x^n - a_1x^{n-1} - a_2x^{n-2} - \dots - a_kx^{n-k} &= 0 \\ &= x^{n-k}(x^k - a_1x^{k-1} - a_2x^{k-2} - \dots - a_k) \end{aligned}$$

$$p(x) = (x^k - a_1x^{k-1} - a_2x^{k-2} - \dots - a_k) = 0$$

Se trata de un polinomio de grado k . Suponiendo que r_1, \dots, r_k son las raíces del polinomio (todas distintas), definimos:

$$t_n = \sum_{i=1}^k c_i r_i^n$$

Ejemplo (Fibonacci).

$$T(n) = T(n-1) + T(n-2)$$

Se pide determinar el orden de eficiencia de $T(n)$.

$$x^n - x^{n-1} - x^{n-2} = 0$$

$$x^2 - x - 1 = 0$$

El polinomio característico es:

$$p(x) = x^2 - x - 1$$

Buscamos raíces:

$$x = \frac{1 \pm \sqrt{1+4}}{2}$$

Luego:

$$\blacksquare r_1 = \frac{1 + \sqrt{5}}{2}$$

$$\blacksquare r_2 = \frac{1 - \sqrt{5}}{2}$$

$$t_n = c_1 \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n + c_2 \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2} \right)^n$$

Con $c_1, c_2 \in \mathbb{R}$.

Y se tiene que :

$$T(n) \in O \left(\left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n \right)$$

Raíces con multiplicidad distinta de 1

En caso de que las raíces no sean todas distintas, nuestro polinomio es del estilo:

$$p(x) = (x - r_1)^{m_1}(x - r_2)^{m_2} \cdots (x - r_s)^{m_s}$$

Si r_i es una raíz con multiplicidad m_i , tenemos que:

$$t_n = \sum_{i=1}^s \left(\sum_{j=0}^{m_i-1} c_{ij} r_i^n n^j \right)$$

Ejemplo. Dada la función de tiempo de un algoritmo:

$$T(n) = 5T(n-1) - 8T(n-2) + 4T(n-3)$$

Se quedaría:

$$t_n - 5t_{n-1} + 8t_{n-2} - 4t_{n-3} = 0$$

Sustituyo $t_n = x^n$:

$$x^n - 5x^{n-1} + 8x^{n-2} - 4x^{n-3} = 0$$

Y al dividir entre x^{n-3} :

$$x^3 - 5x^2 + 8x - 4 = 0$$

Con raíces:

$$p(x) = (x-2)^2(x-1)$$

Entonces, t_n sería:

$$t_n = c_{11} \cdot 1^n + c_{21} 2^n + c_{22} n 2^n$$

Luego $t_n \in O(n2^n)$.

Ejemplo.

$$T(n) = 2T(n-1) - T(n-2)$$

Sustituimos $T(n) = x^n$:

$$x^n - 2x^{n-1} + x^{n-2} = 0$$

$$(x^2 - 2x + 1)x^{n-2} = 0$$

$$p(x) = x^2 - 2x + 1 = (x-1)^2$$

Luego:

$$t_n = c_{10} 1^n + c_{11} 1^n n$$

Con $c_{10}, c_{11} \in \mathbb{R}$.

1.2.2. Ecuaciones no homogéneas

Trabajaremos con ecuaciones del estilo:

$$a_0T(n) + a_1T(n-1) + \dots + a_kT(n-k) = b_1^n p_1(n) + b_2^n p_2(x) + \dots$$

Con b_i constantes y $p_i(n)$ es un polinomio de grado d_i .

Calculamos el polinomio con la fórmula:

$$p(x) = p_h(x) \prod_{i=1}^s (x - b_i)^{i+1}$$

Donde p_h es la ecuación característica de la ecuación homogénea.

De donde extraemos todas sus raíces: r_1, \dots, r_k .

$$t_n = c_1 \sqrt{2}^n + c_2 (-\sqrt{2})^n + c_3 \cdot 1^n$$

Con c_1, c_2, c_3 constantes.

Ejemplo (Fibonacci).

$$T(n) = 2T(n-1) + T(n-2) + 1$$

Sustituimos $T(n) = t_n$ y buscamos como expresar $1 = b^n p(n)$:

$$t_n - t_{n-1} - t_{n-2} = 1 = 1^n \cdot n^0$$

$$(x - \sqrt{2}) (x + \sqrt{2}) (x - 1)^1$$

Luego:

$$t_n = c_1 \sqrt{2}^n + c_2 (-\sqrt{2})^n + c_3 \cdot 1^n$$

Con c_1, c_2, c_3 constantes, luego $T(n) \in O(\sqrt{2}^n)$.

Ejemplo.

$$T(n) = T(n-1) + n$$

Sustituimos:

$$t_n - t_{n-1} = n = 1^n \cdot n^1$$

$$p(x) = (x-1)(x-1)^2 = (x-1)^3$$

Luego:

$$t_n = c_1 1^n + c_2 n 1^n + c_3 n^2 1^n \Rightarrow T(n) = O(n^2)$$

Ejemplo.

$$T(n) - T(n-1) = n + 3^n$$

En este caso, nos podríamos quedar simplemente con la fórmula:

$$T(n) - T(n-1) = 3^n$$

Y el orden de eficiencia sería el mismo.

Lo resolvemos de ambas formas:

$$p(x) = (x-1)(x-3)$$

$$t_n = c_1 1^n + c_3 3^n \Rightarrow T(n) \in O(3^n)$$

Si decidimos mantener la n :

$$p(x) = (x-1)(x-1)^2(x-3) = (x-1)^3(x-3)$$

$$t_n = c_1 1^n + c_2 n 1^n + c_3 3^n \Rightarrow T(n) \in O(3^n)$$

1.2.3. Cambio de variable

Hay problemas que el método anterior no nos permite solucionar. Para ello, hacemos un cambio de variable. No olvidemos cambiarlo al final.

Ejemplo.

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{3}\right) + 1$$

Hacemos el cambio de variable: $n = 3^k$:

$$T(3^k) = 2T(3^{k-1}) + 1$$

$$t_k - 2t_{k-1} = 1$$

$$p(x) = (x-2)(x-1)$$

$$t_k = c_1 2^k + c_2 1^k$$

Con c_1, c_2 constantes

Luego:

$$t_n = c_1 2^{\log_3(n)} + c_2$$

$$\stackrel{(*)}{=} c_1 n^{\log_3(2)} + c_2 \Rightarrow T(n) \in O(n^{\log_3 2})$$

Donde en $(*)$ he usado que:

$$a^{\log b} = b^{\log a}$$

Ejemplo.

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + n$$

Haciendo el cambio: $n = 2^k$:

$$t_k - 2t_{k-1} = 2^k k^0$$

$$p(x) = (x-2)(x-2) = (x-2)^2$$

$$t_k = c_1 2^k + c_2 k 2^k$$

Deshago el cambio: $k = \log_2(n)$

$$t_n = c_1 n + c_2 n \log_2(n) \in O(n \log(n))$$

Ejemplo.

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + n^2$$

Haciendo el cambio: $n = 2^k$:

$$t_k - 2t_{k-1} = (2^k)^2 k^0 = (2^2)^k = 4^k$$

$$p(x) = (x - 2)(x - 4)$$

$$t_k = c_1 2^k + c_2 k 4^k = c_1 2^k + c_2 (2^k)^2$$

Deshago el cambio: $k = \log_2(n)$

$$t_n = c_1 n + c_2 n^2 \in O(n^2)$$

Ejemplo.

$$T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^c$$

Con $a, b, c \in \mathbb{R}$. Se pide calcular la eficiencia del algoritmo en función de a, b, c .

Haciendo el cambio: $n = 6^k$:

$$t_k = at_{k-1} + (b^k)^c = at_{k-1} + (b^c)^k$$

$$t_k - at_{k-1} = (b^c)^k$$

Con polinomio:

$$p(x) = (x - a)(x - b^c)$$

■ Si $a = b^c$:

$$p(x) = (x - b^c)^2 = (x - a)^2$$

$$t_k = c_1 a^k + c_2 k a^k = c_1 (b^c)^k + c_2 n (b^c)^k$$

$$t_n = c_1 n^c + c_2 n^c \log_b n \Rightarrow T(n) \in O(n^c \log_b(n))$$

■ Si $a \neq b^c$:

$$p(x) = (x - b^c)(x - a)$$

$$t_k = c_1 (b^c)^k + c_2 a^k$$

$$t_n = c_1 n^c + c_2 a^{\log_b(n)} \Rightarrow c_1 n^c + c_2 n^{\log_b(a)}$$

• Si $a > b^c$: $T(n) \in O(n^{\log_b a})$

• Si $a < b^c$: $T(n) \in O(n^c)$

1.2.4. Cambio de recorrido o rango

Hay casos en los que los coeficientes no son constantes:

$$T(n) = nT(n-1)$$

$$T(n) = T^2(n-1)$$

$$T(n) = nT\left(\frac{n}{2}\right)$$

Ejemplo.

$$T(n) = T^2(n-1)$$

Sea $V(n) = \log_2 T(n)$:

$$\log_2(T(n)) = \log_2(T^2(n-1)) = 2\log_2 T(n-1)$$

$$V(n) = 2V(n-1)$$

$$V_n = 2V_{n-1}$$

$$t_n - 2t_{n-1} = 0$$

$$p(x) = (x-2)$$

$$v_n = c_1 2^n$$

$$t_n = 2^{v_n} = 2^{(c_1 2^n)} = 4^n$$

Teorema 1.3 (Teorema Maestro). *Dada una función que mide el tiempo de ejecución de un algoritmo del estilo:*

$$T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$$

Entonces:

- Si $\exists \varepsilon > 0 \mid f(n) \in O(n^{\log_b(a-\varepsilon)}) \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^{\log_b(a)})$
- Si $\exists k \geq 0 \mid f(n) \in \Theta(n^{\log_b a} \log^k(n)) \Rightarrow T(n) \in \Theta(n^{\log_b(a)} \log^{k+1}(n))$
- Si $\left\{ \begin{array}{c} \exists \varepsilon > 0 \mid f(n) \in \Omega(n^{\log_b(a+\varepsilon)}) \\ \wedge \\ af\left(\frac{n}{b}\right) \leq cf(n) \text{ con } c < 1 \end{array} \right\} \Rightarrow T(n) \in \Theta(f(n))$

Ejercicio. Se pide determinar el orden de eficiencia de los siguientes algoritmos, conociendo las funciones que nos dan sus tiempos a partir de n :

1. $T(n) = 4T(n-1) - 4T(n-2)$
2. $T(n) = 3T(n-1) - 3T(n-2) + T(n-3)$
3. $T(n) = 2T(n-1) + n + n^2$
4. $T(n) = 5T(n-1) - 6T(n-2) + 4 \cdot 3^n$
5. $T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \log_2(n)$
6. $T(n) = T\left(\frac{n}{2}\right) \cdot T^2\left(\frac{n}{4}\right)$
7. $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$

2. Algoritmos Divide y Vencerás

Dado un problema P , lo dividimos en subproblemas que han de ser del mismo tipo: $P = \{P_i\}_{i \in I}$. Encontramos las soluciones de todos estos problemas: $S_i \mid i \in I$ y con estas, las juntamos de forma adecuada para obtener la solución al problema P : $S = \{S_i\}_{i \in I}$. Notemos que podemos hacerlo de forma recursiva, podemos aplicar la técnica de divide y vencerás a los subproblemas. Debemos fijar un caso base, donde el problema sea suficientemente pequeño como para resolverlo.

Ejemplos de algoritmos que implementan la búsqueda binaria son Quicksort, Mergesort, Búsqueda Binaria, ...

Problemas como el de las Torres de Hanoi pueden resolverse mediante esta técnica de resolución de problemas.

Tratamos cuestiones importantes:

- Cómo descomponer un problema en subproblemas.
- Cómo resolver subproblemas.
- Cómo combinar las soluciones.
- ¿Mereció la pena aplicar esta técnica?

Para responder al último punto observemos el siguiente ejemplo, que trata un problema de forma genérica.

Ejemplo. Supongamos un problema P de tamaño n que sabemos que puede resolverse con un algoritmo (básico) A , con:

$$t_A(n) \leq cn^2$$

Dividimos P en 3 subproblemas de tamaño $\frac{n}{2}$, isneod cada uno de ellos del mismo tipo que A y consumiendo un tiempo lineal la combinación de sus soluciones: $t(n) \leq dn$. Tenemos, por tanto, un nuevo algoritmo B , Divide y Vencerás, que consumirá un tiempo de:

$$t_B(n) = 3t_A\left(\frac{n}{2}\right) + t(n) \leq 3t_A\left(\frac{n}{2}\right) + dn \leq \left(\frac{3c}{4}\right)n^2 + dn$$

B tiene un tiempo de ejecución mejor que el algoritmo A , ya que reduce la constante oculta.

Si volvemos a reducir el tamaño del subproblema, obtenemos un nuevo algoritmo C , que tendría un tiempo:

$$t_c(n) = \begin{cases} t_A(n) & \text{si } n \leq n_0 \\ 3t_C\left(\frac{n}{2}\right) + t(n) & \text{si } n > n_0 \end{cases}$$

C es mejor en eficiencia que los algoritmos A y B ($t_c(n) \leq bn^{1,58}$).

Al valor n_0 se le denomina umbral y al algoritmo que se ejecuta debajo de este umbral, **ad hoc** son fundamentales para que la técnica funcione bien.

Requisitos lógicos para usar Divide y Vencerás:

- El problema se tiene que poder reducir a subproblemas del mismo tipo.
- Los subproblemas han de poder resolverse de manera independiente.
- Las soluciones de los subproblemas no deben afectar entre sí, no debe existir solapamiento entre subproblemas.
- Ha de poderse juntar las soluciones de los subproblemas para resolver el problema.

Una forma matemática de entender el punto 3 es decir que los subproblemas deben formar una partición del problema.

Para que la técnica sea eficiente:

- Selección cuidadosa de cuando usar el algoritmo **ad hoc**.
- El número de subproblemas debe ser razonablemente pequeño (para no reducir mucho la eficiencia).
- Los subproblemas deben tener el menor tamaño posible.

Normalmente, al aplicar Divide y Vencerás nos encontraremos con eficiencias del estilo:

$$T(n) = \begin{cases} t(n) & \text{si } n \leq n_0 \\ IT\left(\frac{n}{b}\right) + G(n) & \text{si } n > n_0 \end{cases}$$

Donde I es el número de subproblemas, $\frac{n}{b}$ el tamaño de estos y:

$$G(n) = D(n) + C(n)$$

Con $D(n)$ el tiempo de dividir el problema en subproblemas y $C(n)$ el tiempo de combinación. $t(n)$ era el tiempo del algoritmo **ad hoc**.

Ejemplo. Dado un vector de elementos, determinar la posición que ocupa el máximo del mismo.

Proponemos como solución el siguiente código:

```
int Maximo(int* v, int inf, int sup){
    if(sup == inf) return v[inf];
    else{
        int med = (inf+sup)/2;
        int izda = Maximo(v, inf, med);
        int dcha = Maximo(v, med+1, sup);

        return max(izda, dcha);
    }
}
```


Con un tiempo de ejecución de:

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + 1 \in O(n)$$

Otra solución sería:

```
int Maximo2(int* v, int inf, int sup){
    if(sup == inf) return v[inf];
    else{
        int izda = Maximo2(v, inf, sup);

        return max(izda, sup);
    }
}
```

En este caso:

$$T(n) = T(n - 1) + 1 \in O(n)$$

Los dos del mismo orden, pero encontramos un problema entre uno y otro: el número de llamadas recursivas:

- **Maximo2** Realiza n llamadas recursivas, pero el tamaño de la pila ocupado es de n .
- **Maximo** Realiza n llamadas recursivas, pero el tamaño de la pila es $\log n$.

El número de los elementos de la pila de **Maximo** puede razonarse dibujándolo con un árbol.

Por tanto, el primer algoritmo que planteamos era mejor ya que usa menos pila (evitando su desbordamiento).

Observación. Notemos que este ejemplo ha sido un caso instructivo, es más eficiente resolverlo de la forma canónica que aplicando Divide y Vencerás.

Ejercicio. Dada una secuencia de números, definimos pico al valor i tal que $x[i-1] < x[i] > x[i+1]$ y valle al valor j tal que $x[j-1] > x[j] < x[j+1]$. Un pico i es consecutivo a un valle j si ningún valor entre i y j es pico o valle.

Diseñar un algoritmo que permita encontrar la mayor diferencia entre un pico y un valle.

Ejercicio. Un camión va desde Granada a Moscú siguiendo una ruta determinada. La capacidad del tanque de combustible es C y conocemos el consumo por kilómetros del camión. Conocemos las gasolineras que se encuentran en la ruta y la distancia entre ellas. Se pide minimizar el número de paradas que hace el conductor.

2.1. Ejemplos de Divide y Vencerás

2.1.1. Multiplicación de Enteros Grandes

Comprobar si un número es primo requiere muchas multiplicaciones de enteros grandes (desde dos millones de dígitos). Útil en criptografía. Para resolver este problema, debemos implementar algoritmos eficientes capaces de trabajar con estos valores. Nos encontramos con:

- Método clásico (el que aprendimos en infantil).
- Método basado en Divide y Vencerás.

Método clásico

Multiplicar dos dígitos de n entre sí por el método clásico tiene un costo de $(n \cdot n = n^2$ multiplicaciones más n desplazamientos más $n \cdot 2n$ sumas) $n^2 + n + 2n^2$. Tratamos de reducir su costo mediante Divide y Vencerás.

Divide y Vencerás sencillo

Aplicando Divide y Vencerás, obtenemos el siguiente algoritmo:

Dados dos números $X = 12345678$ e $Y = 24680135$, consideramos:

$$\begin{aligned} x_i &= 1234 & x_d &= 5678 \\ X &= x_i \cdot 10^4 + x_d \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} y_i &= 2468 & y_d &= 0135 \\ Y &= y_i \cdot 10^4 + y_d \end{aligned}$$

Y combinamos:

$$\begin{aligned} X \cdot Y &= (x_i \cdot 10^4 + x_d)(y_i \cdot 10^4 + y_d) \\ &= x_i \cdot y_i \cdot 10^8 + (x_i \cdot y_d + x_d \cdot y_i) \cdot 10^4 + x_d \cdot y_d \end{aligned}$$

Que, de forma general:

$$\begin{aligned} X &= x_i \cdot 10^{n/2} + x_d \\ Y &= y_i \cdot 10^{n/2} + y_d \\ X \cdot Y &= (x_i \cdot y_i) \cdot 10^n + (x_i \cdot y_d + x_d \cdot y_i) \cdot 10^{n/2} + x_d \cdot y_d \end{aligned}$$

De eficiencia:

$$T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + cn \in O(n^{\log_2 4}) = O(n^2)$$

Este lo vemos en el siguiente pseudocódigo:

```

Funcion DVbasico(X, Y, n){
    if P chico return X * Y;
    else{
        // Dividir
        Obtener xi, xd, yi, yd;

        z1 = DVbasico(xi, yi, n/2);
        z2 = DVbasico(xi, yd, n/2);
        z3 = DVbasico(xd, yi, n/2);
        z4 = DVbasico(xd, yd, n/2);

        // Combinar
        aux = Sumar(z2, z3);
        z1 = DesplazarDcha(z1, n);
        aux = DesplazarDcha(aux, n/2);
        z = Sumar(z1, aux, z4);

        return z;
    }
}

```

Sin embargo, podemos seguir mejorando el algoritmo.

Divide y Vencerás mejorado

Observemos que el cuello de botella del algoritmo anterior está en el número de multiplicaciones, que es de tamaño $n/2$. Por tanto, para mejorar la eficiencia, necesitamos reducir el número de multiplicaciones que hacemos. Podemos plantear el siguiente algoritmo, donde dados dos números X e Y y divididos entre x_i , x_d , y_i e y_d ; definimos:

$$\begin{aligned}
 r &= (x_i + x_d) \cdot (y_i + y_d) = (x_i \cdot y_i) + (x_i \cdot y_d + x_d \cdot y_i) + x_d \cdot y_d \\
 p &= x_i \cdot y_i \\
 q &= x_d \cdot y_d
 \end{aligned}$$

Luego se tiene que:

$$x_i \cdot y_d + x_d \cdot y_i = r - p - q$$

Y podemos calcular que:

$$X \cdot Y = p \cdot 10^n + (r - p - q) \cdot 10^{n/2} + q$$

Donde tenemos una multiplicación de tamaño n . Podemos verlo en pseudocódigo:

```

FuncionDV (X, Y, n){
    if P chico return X * Y;
    else{
        // Dividir
        Obtener xi, xd, yi yd;

        s1 = Sumar(xi, xd);
        s2 = Sumar(yi, yd);
        p = DV (xi, yi, n/2);
        q = DV (xd, yd, n/2);
        r = DV (s1, s2, n/2);

        // Combinar
        aux = Sumar(r, -p, -q);
        p = DesplazarDcha(p, n);
        aux = DesplazarDcha(aux, n/2);
        z = Sumar(p, aux, q);

        return z;
    }
}

```

De eficiencia:

$$T(n) = 3T\left(\frac{n}{2}\right) + O(n) \in O\left(n^{\log_2 3}\right) \approx O(n^{1.585})$$

2.1.2. Búsqueda binaria

La búsqueda binaria es un algoritmo de búsqueda de un elemento en un vector *ordenado* de tamaño n . Esta consiste en coger el elemento del medio del vector (supongamos que está en la posición k) y comprobar si es o no el elemento deseado. Si lo es, hemos terminado; si no lo es:

- Si el elemento del medio es menor que el deseado, repetimos el procedimiento con el subvector que va desde $k + 1$ hasta n .
- Si el elemento del medio es mayor que el deseado, repetimos el procedimiento con el subvector que va desde 0 hasta $k - 1$.

Se trata de un algoritmo de eficiencia $O(\log n)$.

Ejercicio. Hágase la demostración del orden de eficiencia de la búsqueda binaria.

2.1.3. Multiplicación de matrices

Dadas dos matrices $A = (a_{ij})_{ij}$ y $B = (b_{ij})_{ij}$ del mismo tamaño, $n \times m$, tratamos de multiplicar A por B para obtener una nueva matriz $C = (c_{ij})_{ij}$. La multiplicación

de matrices se define como:

$$c_{ij} = \sum_{k=1}^n (a_{ik} \cdot b_{kj})$$

Para todo índice (i, j) de cada elemento de la matriz C de tamaño $n \times m$.

Implementando la fórmula, se puede ver claramente que es de orden (considerando $n = m$) $O(n^3)$. Para aplicar Divide y Vencerás, vamos a proceder como con la multiplicación de enteros:

$$\begin{pmatrix} r & s \\ t & u \end{pmatrix} = C = A \cdot B = \begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e & g \\ f & h \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} ae + bf & ag + bh \\ ce + df & cg + dh \end{pmatrix}$$

Esta fórmula también es cierta cuando a, \dots, h son matrices. Por tanto, mediante esta fórmula podemos dividir el producto de dos matrices $n \times n$ en 8 subproblemas de tamaños $n/2$. Por lo que tendríamos una eficiencia de tamaño (recordemos que la suma de matrices es de orden n^2):

$$T(n) = 8T\left(\frac{n}{2}\right) + cn^2 \in O(n^{\log_2 8}) = O(n^3)$$

Algoritmo de Strassen

Dado el problema anterior:

$$\begin{pmatrix} r & s \\ t & u \end{pmatrix} = C = A \cdot B = \begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix} \begin{pmatrix} e & g \\ f & h \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} ae + bf & ag + bh \\ ce + df & cg + dh \end{pmatrix}$$

Ahora, definimos:

$$\begin{aligned} P &= (a + d)(e + h) \\ Q &= (c + d)e \\ R &= a(g - h) \\ S &= d(f - e) \\ T &= (a + b)h \\ U &= (c - a)(e + g) \\ V &= (b - d)(f + h) \end{aligned}$$

De esta forma se tiene que:

$$\begin{aligned} r &= P + S - T + V \\ s &= R + T \\ t &= Q + S \\ u &= P + R - Q + U \end{aligned}$$

Y sólo se necesitan 7 multiplicaciones y 18 sumas y restas, en lugar de 8 multiplicaciones y 4 sumas.

La eficiencia de este algoritmo es de:

$$T(n) = 7T\left(\frac{n}{2}\right) + cn^2 \in O(n^{\log_2 7}) \approx O(n^{2.81})$$

2.2. Umbrales

Por el método de Divide y Vencerás es natural que queramos ejecutar algoritmos de mayor orden de eficiencia para tamaños de problema pequeños (porque rinden mejor) y que para el resto de tamaños se ejecute un algoritmo de mayor eficiencia asintótica. Este tamaño límite (el último tamaño en el que se ejecuta el algoritmo de orden de eficiencia mayor) recibe el nombre de umbral. De esta forma, el algoritmo que se ejecuta para tamaños del problema (n) menores que el umbral ($n \leq n_0$), se denomina algoritmo *ad hoc*.

Lo más difícil relativo al umbral es su elección: es difícil hablar del umbral n_0 si no tratamos con implementaciones, ya que gracias a ellas conocemos las constantes ocultas que nos permiten afinar el cálculo de dicho valor. No hay restricciones sobre el tamaño que debe tener el umbral: puede que el mejor umbral sea tal que siempre se ejecute el algoritmo *ad hoc*; o puede que el umbral sea tal que siempre se ejecute el algoritmo de mejor orden asintótico.

2.2.1. Selección de umbrales

Podemos encontrar el umbral de un algoritmo en el que vamos a usar Divide y Vencerás y el *ad hoc* de distintos métodos:

Método empírico

Implementamos ambos algoritmos, el básico (o *ad hoc*) y el Divide y Vencerás. Ejecutamos el problema para varios valores de n , obteniendo las gráficas de los dos algoritmos. Fijarnos en el valor de la abscisa del punto de corte de las gráficas y dicho valor será el umbral. Posteriormente, eligiéremos obviamente a cada lado del umbral los algoritmos de menor tiempo de ejecución.

Método teórico

El método es similar: obtenemos las expresiones de los tiempos de ambos algoritmos (sin despreciar constantes) y analizamos las gráficas, buscando algún punto de corte que será el umbral.

Método híbrido

Calculamos las constantes ocultas mediante el enfoque empírico. Calculamos el umbral igualando teóricamente ambas gráficas. Tenemos ya candidato a umbral. Finalmente, probamos valores alrededor de dicho umbral, para determinar el umbral óptimo.

2.3. Problemas de ordenación

A la hora de clasificar los algoritmos de ordenación, encontramos:

1. Algoritmos lentos (de orden $\Theta(n^2)$ y ordenación por cambio):

- a) Burbuja.

- b) Inserción.
- c) Selección.

Se trata e algoritmos más sencillos cuyo comportamiento es malo para tamaños muy grandes.

2. Algoritmos rápidos (de orden $\Theta(n \log n)$):

- a) Heapsort.
- b) Mergesort.
- c) Shellsort.
- d) Quicksort.

Son algoritmos más complejos que se coomportan bien cuando el tamaño del problema es grande.

2.3.1. Mergesort

O también llamado ordenación por mezcla, consiste en dado un vector de n componentes, dividirlo en dos vectores de $n/2$, de forma que ordenamos los dos subvectores y combinamos ambos en un único vector (el vector ya ordenado), sabiendo que los dos subvectores ya se encuentran ordenados (cosa que sabemos hacer). Este proceso puede hacerse de forma recursiva, aplicándolo varias veces sobre el mismo vector.

Podemos encontrar variaciones de este algoritmo, como no dividir por $n/2$, sino por cualquier otro tamaño dependiente de n . Por ejemplo, n/k con k entero.

2.4. Ejercicios

2.4.1. Mediana de un vector

Ejemplo. ¿Cómo calculamos la mediana de un vector algorítmicamente?

Usar partición de quicksort

3. Relaciones de Problemas

3.1. La eficiencia de los algoritmos

Ejercicio 3.1.1. Demostrar las siguientes propiedades:

a) $k \cdot f(n) \in O(f(n)), \quad \forall k > 0.$

Hemos de ver que existe una constante $c \in \mathbb{R}^+$, $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $k \cdot f(n) \leq c \cdot f(n)$ para todo $n \geq n_0$. En este caso, podemos tomar $c = k$ y $n_0 = 1$ y se tiene que $k \cdot f(n) \leq k \cdot f(n)$ para todo $n \in \mathbb{N}$.

b) $n^r \in O(n^k)$ si $0 \leq r \leq k$.

Hemos de ver que existe una constante $c \in \mathbb{R}^+$, $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $n^r \leq c \cdot n^k$ para todo $n \geq n_0$.

Como $0 \leq r \leq k$, entonces $n^r \leq n^k$ para todo $n \in \mathbb{N}$, por lo que podemos tomar $c = 1$ y $n_0 = 1$.

c) $O(n^k) \subset O(n^{k+1})$.

Sea $f(n) \in O(n^k)$; es decir, existe una constante $c \in \mathbb{R}^+$, $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $f(n) \leq c \cdot n^k$ para todo $n \geq n_0$. Hemos de ver que $f(n) \in O(n^{k+1})$; es decir, que existe una constante $c' \in \mathbb{R}^+$, $n'_0 \in \mathbb{N}$ tal que $f(n) \leq c' \cdot n^{k+1}$ para todo $n \geq n'_0$.

Tomando $c' = c$ y $n'_0 = n_0$, se tiene que $f(n) \leq c \cdot n^k \leq c \cdot n^{k+1}$ para todo $n \geq n_0$, por lo que $f(n) \in O(n^{k+1})$.

d) $n^k \in O(b^n) \quad \forall b > 1, k \geq 0$.

Hemos de ver que existe una constante $c \in \mathbb{R}^+$, $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $n^k \leq c \cdot b^n$ para todo $n \geq n_0$. Tomando $c = 1$, tenemos que dicho valor de n_0 existe, ya que:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n^k}{b^n} = 0$$

e) $\log_b n \in O(n^k) \quad \forall b > 1, k > 0$.

Hemos de ver que existe una constante $c \in \mathbb{R}^+$, $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $\log_b n \leq c \cdot n^k$ para todo $n \geq n_0$. Tomando $c = 1$, tenemos que dicho valor de n_0 existe, ya que:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\log_b n}{n^k} = 0$$

- f) Si $f(n) \in O(g(n))$ y $h(n) \in O(g(n))$, entonces $f(n) + h(n) \in O(g(n))$.

Tenemos que:

$$\begin{aligned} f(n) \in O(g(n)) &\implies \exists c_1 \in \mathbb{R}^+, n_1 \in \mathbb{N} \text{ tal que } f(n) \leq c_1 \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_1, \\ h(n) \in O(g(n)) &\implies \exists c_2 \in \mathbb{R}^+, n_2 \in \mathbb{N} \text{ tal que } h(n) \leq c_2 \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_2. \end{aligned}$$

Tomando $c = c_1 + c_2$ y $n_0 = \max\{n_1, n_2\}$, se tiene que:

$$f(n) + h(n) \leq c_1 \cdot g(n) + c_2 \cdot g(n) = (c_1 + c_2) \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_0,$$

- g) Si $f(n) \in O(g(n))$, entonces $f(n) + g(n) \in O(g(n))$.

Por el primer apartado, sabemos que $g(n) \in O(g(n))$. Por tanto, usando el apartado anterior, se tiene que $f(n) + g(n) \in O(g(n))$.

- h) *Reflexividad*: $f(n) \in O(f(n))$.

Se tiene de forma directa por el primer apartado tomando $k = 1$.

- i) *Transitividad*: Si $f(n) \in O(g(n))$ y $g(n) \in O(h(n))$, entonces $f(n) \in O(h(n))$.

Tenemos que:

$$\begin{aligned} f(n) \in O(g(n)) &\implies \exists c_1 \in \mathbb{R}^+, n_1 \in \mathbb{N} \text{ tal que } f(n) \leq c_1 \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_1, \\ g(n) \in O(h(n)) &\implies \exists c_2 \in \mathbb{R}^+, n_2 \in \mathbb{N} \text{ tal que } g(n) \leq c_2 \cdot h(n) \quad \forall n \geq n_2. \end{aligned}$$

Por tanto, tomando $c = c_1 \cdot c_2$ y $n_0 = \max\{n_1, n_2\}$, se tiene que:

$$f(n) \leq c_1 \cdot g(n) \leq c_1 \cdot c_2 \cdot h(n) = c \cdot h(n) \quad \forall n \geq n_0,$$

- j) *Regla de la suma*: Si $T1(n)$ es $O(f(n))$ y $T2(n)$ es $O(g(n))$, entonces:

$$T1(n) + T2(n) \in O(\max\{f(n), g(n)\}).$$

Tenemos que:

$$\begin{aligned} T1(n) \in O(f(n)) &\implies \exists c_1 \in \mathbb{R}^+, n_1 \in \mathbb{N} \text{ tal que } T1(n) \leq c_1 \cdot f(n) \quad \forall n \geq n_1, \\ T2(n) \in O(g(n)) &\implies \exists c_2 \in \mathbb{R}^+, n_2 \in \mathbb{N} \text{ tal que } T2(n) \leq c_2 \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_2. \end{aligned}$$

Tomando $c = \max\{c_1, c_2\}$ y $n_0 = \max\{n_1, n_2\}$, se tiene que:

$$T1(n) + T2(n) \leq c_1 \cdot f(n) + c_2 \cdot g(n) \leq c \cdot \max\{f(n), g(n)\} \quad \forall n \geq n_0,$$

- k) *Regla del producto*: Si $T1(n)$ es $O(f(n))$ y $T2(n)$ es $O(g(n))$, entonces:

$$T1(n) \cdot T2(n) \in O(f(n) \cdot g(n)).$$

Tenemos que:

$$\begin{aligned} T1(n) \in O(f(n)) &\implies \exists c_1 \in \mathbb{R}^+, n_1 \in \mathbb{N} \text{ tal que } T1(n) \leq c_1 \cdot f(n) \quad \forall n \geq n_1, \\ T2(n) \in O(g(n)) &\implies \exists c_2 \in \mathbb{R}^+, n_2 \in \mathbb{N} \text{ tal que } T2(n) \leq c_2 \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_2. \end{aligned}$$

Tomando $c = c_1 \cdot c_2$ y $n_0 = \max\{n_1, n_2\}$, se tiene que:

$$T1(n) \cdot T2(n) \leq c_1 \cdot f(n) \cdot c_2 \cdot g(n) = c \cdot f(n) \cdot g(n) \quad \forall n \geq n_0,$$

Ejercicio 3.1.2. Expresar, en notación $O(\cdot)$, el orden que tendr  un algoritmo cuyo tiempo de ejecuci n fuera $f_i(n)$, donde:

1. $f_1(n) = n^2$

En este caso se tiene que $f_1(n) \in O(n^2)$.

2. $f_2(n) = n^2 + 1000n$

En este caso, por la regla de la suma, se tiene que $f_2(n) \in O(n^2)$.

3. $f_3(n) = \begin{cases} n & \text{si } n \text{ es par} \\ n^3 & \text{si } n \text{ es impar} \end{cases}$

En este caso, como $n^3 \geq n$ para todo $n \geq 1$, se tiene que $f_3(n) \in O(n^3)$.

4. $f_4(n) = \begin{cases} n & \text{si } n \leq 100 \\ n^3 & \text{si } n > 100 \end{cases}$

En este caso, como se trata de comportamientos asint ticos, se tiene que $f_4(n) \in O(n^3)$.

5. $f_5(n) = (n - 1)^3$

En este caso, por la regla de la suma, se tiene que $f_5(n) \in O(n^3)$.

6. $f_6(n) = \sqrt{n^2 - 1}$.

En este caso, como $\sqrt{n^2 - 1} \leq n$ para todo $n \geq 1$, se tiene que $f_6(n) \in O(n)$.

7. $f_7(n) = \log(n!)$

Por el Criterio de Stolz, se tiene que:

$$\left\{ \frac{\log(n!)}{n \log n} \right\} = \left\{ \frac{\log(n+1)}{(n+1) \log(n+1) - n \log n} \right\} = \left\{ \frac{1}{n+1 - n \cdot \frac{\log(n)}{\log(n+1)}} \right\} \rightarrow \frac{1}{n+1 - n} = 1$$

Por tanto, tenemos que $\log(n!) \in O(n \log n)$.

8. $f_8(n) = n!$

Claramente, $f_8(n) \in O(n!)$.

Ejercicio 3.1.3. Usando la notaci n $O(\cdot)$, obtener el tiempo de ejecuci n de las siguientes funciones:

1. C digo Fuente 1 (ejemplo1).

```

1 void ejemplo1 (int n)
2 {
3     int i, j, k;
4
5     for (i = 0; i < n; i++)
6         for (j = 0; j < n; j++)
7             {
8                 C[i][j] = 0;
9                 for (k = 0; k < n; k++)
10                     C[i][j] += A[j][k] * B[k][j];
11             }
12 }

```

Código fuente 1: Función del Ejercicio 3.1.3 apartado 1.

En este caso, el tiempo de ejecución de la línea 10 lo podemos acotar por una constante, sea esta c . Entonces, tenemos que el tiempo de ejecución de la función `ejemplo1` es:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} \left(1 + \sum_{k=0}^{n-1} c \right) = \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} (1 + c \cdot (n - 1 - 0 + 1)) = \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} (1 + c \cdot n) = \\
 &= n^2 \cdot (1 + c \cdot n) \in O(n^3)
 \end{aligned}$$

Se trata del algoritmo de multiplicación de matrices, cuyo tiempo de ejecución es $O(n^3)$.

2. Código Fuente 2 (ejemplo2).

```

1 long ejemplo2 (int n)
2 {
3     int i, j, k;
4     long total = 0;
5
6     for (i = 0; i < n; i++)
7         for (j = i+1; j <= n; j++)
8             for (k = 1; k <= j; k++)
9                 total += k*i;
10
11     return total;
12 }

```

Código fuente 2: Función del Ejercicio 3.1.3 apartado 2.

En este caso, el tiempo de ejecución de la línea 9 lo podemos acotar por una constante, sea esta c . Entonces, tenemos que el tiempo de ejecución de la

función `ejemplo2` es:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 1 + \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=i+1}^n \sum_{k=1}^j c = 1 + \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=i+1}^n c \cdot (j - 1 + 1) = 1 + \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=i+1}^n c \cdot j = \\
 &= 1 + \sum_{i=0}^{n-1} c \cdot \left(\frac{n(n+1)}{2} - \frac{i(i+1)}{2} \right) = 1 + cn \cdot \frac{n(n+1)}{2} - c \cdot \sum_{i=0}^{n-1} \frac{i(i+1)}{2} = \\
 &= 1 + cn \cdot \frac{n(n+1)}{2} - \frac{c}{2} \sum_{i=0}^{n-1} i^2 - \frac{c}{2} \sum_{i=0}^{n-1} i = \\
 &= 1 + cn \cdot \frac{n(n+1)}{2} - \frac{c}{2} \cdot \frac{(n-1)n(2(n-1)+1)}{6} - \frac{c}{2} \cdot \frac{(n-1)n}{2} \in O(n^3)
 \end{aligned}$$

Por tanto, el tiempo de ejecución de la función `ejemplo2` es $O(n^3)$.

3. Código Fuente 3 (`ejemplo3`).

```

1  void ejemplo3 (int n)
2  {
3      int i, j, x=0, y=0;
4
5      for (i = 1; i <= n; i++)
6          if (i % 2 == 1)
7              {
8                  for (j = i; j <= n; j++)
9                      x++;
10                 for (j = 0; j < i; j++)
11                     y++;
12             }
13 }
```

Código fuente 3: Función del Ejercicio 3.1.3 apartado 3.

Tenemos que:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 1 + \sum_{i=1}^n \left(2 + \sum_{j=i}^n 1 + \sum_{j=0}^{i-1} 1 \right) = 1 + \sum_{i=1}^n (2 + (n - i + 1) + i) = \\
 &= 1 + \sum_{i=1}^n (n + 3) = 1 + n(n + 3) \in O(n^2)
 \end{aligned}$$

Por tanto, el tiempo de ejecución de la función `ejemplo3` es $O(n^2)$.

4. Código Fuente 4 (`ejemplo4`).

```

1  int ejemplo4 (int n)
2  {
3      if (n <= 1)
4          return 1;
5      else
6          return (ejemplo4(n - 1) + ejemplo4(n-1));
7  }

```

Código fuente 4: Función del Ejercicio 3.1.3 apartado 4.

En este caso, el tiempo de ejecución de la función `ejemplo4` es:

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 2T(n-1) + 1 & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Opción 1. Desarrollo en series. Desarrollando en series, tenemos que:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 2T(n-1) + 1 = 2(2T(n-2) + 1) + 1 = 2^2T(n-2) + 2 + 1 = \\
 &= 2^3T(n-3) + 2^2 + 2 + 1 = \dots = 2^iT(n-i) + 2^{i-1} + \dots + 2 + 1 = \\
 &= 2^iT(n-i) + \sum_{j=0}^{i-1} 2^j \quad \forall i \in \mathbb{N}, i \geq n-1
 \end{aligned}$$

Para $i = n-1$, se tiene que:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 2^{n-1}T(1) + \sum_{j=0}^{n-2} 2^j = 2^{n-1} + \sum_{j=0}^{n-2} 2^j - 2^{n-1} - 2^n = \\
 &= \cancel{2^{n-1}} + \frac{1 - 2^{n+1}}{1 - 2} - \cancel{2^{n-1}} - 2^n = \\
 &= -1 + 2^{n+1} - 2^n
 \end{aligned}$$

Comprobemos que $T(n) \in O(2^n)$:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{2^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{-1 + 2^{n+1} - 2^n}{2^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{-1}{2^n} + 2 - 1 = 2 - 1 = 1 \in \mathbb{R}^+$$

Por tanto, se tiene que $T(n) \in O(2^n)$.

Opción 2. Ecuación Característica.

Aplicando el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 2x^{n-1} = 0 \implies x^{n-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{n-1} > 0$ para todo $n \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $1 = 1^n n^0$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot 1^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \in O(2^n)$$

De ambas formas, se tiene que el tiempo de ejecución de la función `ejemplo4` es $O(2^n)$.

5. Código Fuente 5 (`ejemplo5`).

```

1  int ejemplo5 (int n)
2  {
3      if (n == 1)
4          return n;
5      else
6          return (ejemplo5(n/2) + 1);
7  }
```

Código fuente 5: Función del Ejercicio 3.1.3 apartado 5.

En este caso, el tiempo de ejecución de la función `ejemplo5` es:

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ T\left(\frac{n}{2}\right) + 1 & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Opción 1. Desarrollo en series. Desarrollando en series, tenemos que:

$$\begin{aligned} T(n) &= T\left(\frac{n}{2}\right) + 1 = T\left(\frac{n}{2^2}\right) + 1 + 1 = T\left(\frac{n}{2^3}\right) + 1 + 1 + 1 = \dots = \\ &= T\left(\frac{n}{2^i}\right) + i \quad \forall i \in \mathbb{N}, i \geq \log_2 n \end{aligned}$$

Para $i = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = T\left(\frac{n}{2^{\log_2 n}}\right) + \log_2 n = T(1) + \log_2 n = 1 + \log_2 n \in O(\log n)$$

Por tanto, el tiempo de ejecución de la función `ejemplo5` es $O(\log n)$.

Opción 2. Ecuación Característica.

Aplicando el cambio de variable $n = 2^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$T(2^m) - T(2^{m-1}) = 0$$

Por tanto, la ecuación característica de la ecuación en diferencias es:

$$x^m - x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 1) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 1$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $1 = 1^m$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 1)(x - 1) = (x - 1)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = c_1 \cdot 1^m + c_2 \cdot m \cdot 1^m = c_1 + c_2 \cdot m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 + c_2 \cdot \log_2 n \in O(\log n)$$

De ambas formas, se tiene que el tiempo de ejecución de la función `ejemplo5` es $O(\log n)$.

Ejercicio 3.1.4. Resolver las siguientes recurrencias:

$$\text{a) } T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 2T(n-1) + 1 & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Opción 1. Desarrollo en series.

Desarrollando en series, tenemos que:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n-1) + 1 = 2(2T(n-2) + 1) + 1 = 2^2T(n-2) + 2 + 1 = \\ &= 2^3T(n-3) + 2^2 + 2 + 1 = \dots = 2^iT(n-i) + 2^{i-1} + \dots + 2 + 1 = \\ &= 2^iT(n-i) + \sum_{j=0}^{i-1} 2^j \quad \forall i \in \mathbb{N}, i \geq n \end{aligned}$$

Para $i = n$, se tiene que:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2^n T(0) + \sum_{j=0}^{n-1} 2^j = \sum_{j=0}^n 2^j - 2^n = \\ &= \frac{1 - 2^{n+1}}{1 - 2} - 2^n = -1 + 2^{n+1} - 2^n \in O(2^n) \end{aligned}$$

Veamos que efectivamente $T(n) \in O(2^n)$:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{2^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{-1 + 2^{n+1} - 2^n}{2^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{-1}{2^n} + 2 - 1 = 2 - 1 = 1 \in \mathbb{R}^+$$

Por tanto, se tiene que $T(n) \in O(2^n)$.

Opción 2. Ecuación Característica.

Aplicando el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 2x^{n-1} = 0 \implies x^{n-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{n-1} > 0$ para todo $n \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $1 = 1^n n^0$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot 1^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \in O(2^n)$$

$$\text{b) } T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 2T(n-1) + n & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Opción 1. Desarrollo en series.

Desarrollando en series, tenemos que:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 2T(n-1) + n = 2(2T(n-2) + n-1) + n = 2^2T(n-2) + 2(n-1) + n = \\
 &= 2^3T(n-3) + 2^2(n-2) + 2(n-1) + n = \dots = \\
 &= 2^iT(n-i) + 2^{i-1}(n-i+1) + \dots + 2(n-1) + 1 \cdot n = \\
 &= 2^iT(n-i) + \sum_{j=0}^{i-1} 2^j(n-j) \quad \forall i \in \mathbb{N}, i \geq n
 \end{aligned}$$

Para $i = n$, se tiene que:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= 2^n T(0) + \sum_{j=0}^{n-1} 2^j(n-j) = \sum_{j=0}^n 2^j(n-j) - 2^n(n-n) = \\
 &= \sum_{j=0}^n 2^j n - \sum_{j=0}^n 2^j j = n \sum_{j=0}^n 2^j - \sum_{j=0}^n j 2^j
 \end{aligned}$$

Como vemos, la suma de la derecha no es de cálculo sencillo, por lo que vamos a intentar resolver la recurrencia por otro método.

Opción 2. Ecuación Característica.

Aplicando el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 2x^{n-1} = 0 \implies x^{n-1}(x-2) = 0$$

Como $x^{n-1} > 0$ para todo $n \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $n = 1^n \cdot n^1$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x-2)(x-1)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot 1^n + c_3 \cdot n \cdot 1^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 + c_3 \cdot n \in O(2^n)$$

$$c) \quad T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ T(n-1) + T(n-2) & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - x^{n-1} - x^{n-2} = 0 \implies x^{n-2}(x^2 - x - 1) = 0$$

Resolviendo la ecuación de segundo grado, se tiene que:

$$x^2 - x - 1 = 0 \implies x = \frac{1 \pm \sqrt{5}}{2}$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n + c_2 \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2} \right)^n \in O \left(\left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2} \right)^n \right)$$

$$d) \quad T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ 3T(n-1) + 4T(n-2) & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 3x^{n-1} - 4x^{n-2} = 0 \implies x^{n-2}(x^2 - 3x - 4) = 0$$

Resolviendo la ecuación de segundo grado, se tiene que:

$$x^2 - 3x - 4 = 0 \implies x = \frac{3 \pm \sqrt{25}}{2} = \frac{3 \pm 5}{2} = \begin{cases} x_1 = 4 \\ x_2 = -1 \end{cases}$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 4^n + c_2 \cdot (-1)^n \in O(4^n)$$

$$e) \quad T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ 5T(n-1) - 8T(n-2) + 4T(n-3) & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 5x^{n-1} + 8x^{n-2} - 4x^{n-3} = 0 \implies x^{n-3}(x^3 - 5x^2 + 8x - 4) = 0$$

Resolviendo la ecuación de tercer grado, se tiene que:

$$1 \left| \begin{array}{cccc} 1 & -5 & 8 & -4 \\ & 1 & -4 & 4 \\ \hline 1 & -4 & 4 & 0 \end{array} \right.$$

Figura 3.1: División mediante Ruffini donde se ve que $x = 1$ es una solución.

Por tanto, tenemos que el polinomio característico queda:

$$(x-1)(x^2 - 4x + 4) = (x-1)(x-2)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 1^n + c_2 \cdot 2^n + c_3 \cdot n \cdot 2^n \in O(n2^n)$$

$$f) \quad T(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 36 & \text{si } n = 1 \\ 5T(n-1) + 6T(n-2) + 4 \cdot 3^n & \text{en otro caso} \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 5x^{n-1} - 6x^{n-2} = 0 \implies x^{n-2}(x^2 - 5x - 6) = 0$$

Resolviendo la ecuación de segundo grado, se tiene que:

$$x^2 - 5x - 6 = 0 \implies x = \frac{5 \pm \sqrt{49}}{2} = \frac{5 \pm 7}{2} = \begin{cases} x_1 = 6 \\ x_2 = -1 \end{cases}$$

Respecto a la parte no homogénea, se tiene que $4 \cdot 3^n = 3^n(4n^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 6)(x + 1)(x - 3)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 6^n + c_2 \cdot (-1)^n + c_3 \cdot 3^n \in O(6^n)$$

g) $T(n) = 2T(n-1) + 3^n$.

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 2x^{n-1} = 0 \implies x^{n-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{n-1} > 0$ para todo $n \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $3^n = 3^n n^0$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot 1^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \in O(2^n)$$

h) $T(n) = 2T(n-1) + n + 2^n$.

Aplicamos el cambio de variable $T(n) = x^n$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^n - 2x^{n-1} = 0 \implies x^{n-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{n-1} > 0$ para todo $n \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $n + 2^n = 1^n \cdot n + 2^n n^0$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)^2(x - 2) = (x - 2)^2(x - 1)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(n) = x^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot n \cdot 2^n + c_3 \cdot 1^n + c_4 \cdot n \cdot 1^n = c_1 \cdot 2^n + c_2 \cdot n 2^n + c_3 + c_4 \cdot n \in O(n 2^n)$$

i) $T(n) = 2T(n/2) + \log n$.

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 2T(2^{m-1}) + m \log 2$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 2x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $m \log 2 = 1^m \cdot (\log_2 m^1)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 \cdot 1^m + c_3 \cdot m \cdot 1^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 + c_3 \cdot m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 \cdot 2^{\log_2 n} + c_2 + c_3 \cdot \log_2 n = c_1 \cdot n + c_2 + c_3 \cdot \log_2 n \in O(n)$$

j) $T(n) = 4T(n/2) + n$.

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 4T(2^{m-1}) + 2^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 4x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 4) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 4$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $2^m = 2^m \cdot (m^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 4)(x - 2)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 4^m + c_2 \cdot 2^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 \cdot 4^{\log_2 n} + c_2 \cdot 2^{\log_2 n} = c_1 \cdot n^2 + c_2 \cdot n \in O(n^2)$$

k) $T(n) = 4T(n/2) + n^2$.

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 4T(2^{m-1}) + 2^{2m}$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 4x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 4) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 4$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $2^{2m} = 4^m \cdot (m^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 4)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 4^m + c_2 \cdot m \cdot 4^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 \cdot 4^{\log_2 n} + c_2 \cdot \log_2 n \cdot 4^{\log_2 n} = c_1 \cdot n^2 + c_2 \cdot n^2 \log_2 n \in O(n^2 \log n)$$

l) $T(n) = 2T(n/2) + n \log n$.

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 2T(2^{m-1}) + 2^m \cdot m \log 2$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 2x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $2^m \cdot m \log 2 = 2^m \cdot \log_2 m^1$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 2)^2 = (x - 2)^3$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 \cdot m \cdot 2^m + c_3 \cdot m^2 \cdot 2^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$\begin{aligned} T(n) &= c_1 \cdot 2^{\log_2 n} + c_2 \cdot \log_2 n \cdot 2^{\log_2 n} + c_3 \cdot \log_2^2 n \cdot 2^{\log_2 n} = \\ &= c_1 \cdot n + c_2 \cdot n \log_2 n + c_3 \cdot n (\log_2 n)^2 \in O(n \log^2 n) \end{aligned}$$

$$m) \quad T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 2 \\ 2T(\sqrt{n}) + \log n & \text{si } n \geq 4 \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^{(2^m)}$, y tenemos que:

$$T(2^{(2^m)}) = 2T(2^{(2^{m-1})}) + 2^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^{(2^m)}) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 2x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $2^m = 2^m \cdot m^0$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 2) = (x - 2)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^{(2^m)}) = x^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 \cdot m \cdot 2^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 \log_2 n$, se tiene que:

$$\begin{aligned} T(n) &= c_1 \cdot 2^{\log_2 \log_2 n} + c_2 \cdot \log_2 \log_2 n \cdot 2^{\log_2 \log_2 n} = \\ &= c_1 \cdot \log_2 n + c_2 \cdot \log_2 n \cdot \log_2 \log_2 n \in O(\log n \cdot \log \log n) \end{aligned}$$

$$n) \quad T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 2 \\ 2T(\sqrt{n}) + \log \log n & \text{si } n \geq 4 \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^{(2^m)}$, y tenemos que:

$$T(2^{(2^m)}) = 2T(2^{(2^{m-1})}) + m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^{(2^m)}) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 2x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 2) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 2$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $m = 1^m \cdot m^1$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 2)(x - 1)^2$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^{(2^m)}) = x^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 \cdot 1^m + c_3 \cdot m \cdot 1^m = c_1 \cdot 2^m + c_2 + c_3 \cdot m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 \log_2 n$, se tiene que:

$$\begin{aligned} T(n) &= c_1 \cdot 2^{\log_2 \log_2 n} + c_2 + c_3 \cdot \log_2 \log_2 n = \\ &= c_1 \cdot \log_2 n + c_2 + c_3 \cdot \log_2 \log_2 n \in O(\log \log n) \end{aligned}$$

$$\text{o) } T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 5T(n/2) + (n \log n)^2 & \text{si } n \geq 2 \end{cases}$$

Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 5T(2^{m-1}) + (2^m \log 2^m)^2 = 5T(2^{m-1}) + (m2^m)^2 = 5T(2^{m-1}) + m^2 \cdot 4^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 5x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 5) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 5$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $m^2 \cdot 4^m = 4^m \cdot (m^2)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 5)(x - 4)^3$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 5^m + c_2 \cdot 4^m + c_3 \cdot m \cdot 4^m + c_4 \cdot m^2 \cdot 4^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 \log_2 n$, se tiene que:

$$\begin{aligned} T(n) &= c_1 \cdot 5^{\log_2 \log_2 n} + c_2 \cdot 4^{\log_2 \log_2 n} + c_3 \cdot \log_2 \log_2 n \cdot 4^{\log_2 \log_2 n} + \\ &\quad + c_4 \cdot (\log_2 \log_2 n)^2 \cdot 4^{\log_2 \log_2 n} = \\ &= c_1 \cdot (\log_2 n)^{\log_2 5} + c_2 \cdot (\log_2 n)^{\log_2 4} + c_3 \cdot \log_2 \log_2 n \cdot (\log_2 n)^{\log_2 4} + \\ &\quad + c_4 \cdot (\log_2 \log_2 n)^2 \cdot (\log_2 n)^{\log_2 4} = \\ &= c_1 \cdot (\log_2 n)^{\log_2 5} + c_2 \cdot (\log_2 n)^2 + c_3 \cdot \log_2 \log_2 n \cdot (\log_2 n)^2 + \\ &\quad + c_4 \cdot (\log_2 \log_2 n)^2 \cdot (\log_2 n)^2 \end{aligned}$$

Por tanto, tenemos que $T(n) \in O((\log(\log(n)) \cdot \log(n))^2)$.

$$\text{p) } T(n) = \sqrt{n}T(\sqrt{n}) + n, \quad n \geq 4.$$

$$\text{q) } T(n) = \begin{cases} 6 & \text{si } n = 1 \\ nT^2(n/2) & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

$$\text{r) } T(n) = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 1 \\ 4 & \text{si } n = 2 \\ T(n/2) \cdot T^2(n/2) & \text{si } n \geq 4 \end{cases}$$

Ejercicio 3.1.5. El tiempo de ejecución de un Algoritmo A viene descrito por la recurrencia

$$T(n) = 7T(n/2) + n^2$$

Otro algoritmo B tiene un tiempo de ejecución descrito por la recurrencia

$$T'(n) = aT'(n/4) + n^2$$

¿Cuál es el mayor valor de la constante $a \in \mathbb{R}$ que hace al algoritmo B asintóticamente más eficiente que A ?

Estudiamos en primer lugar la eficiencia del algoritmo A . Aplicamos el cambio de variable $n = 2^m$, y tenemos que:

$$T(2^m) = 7T(2^{m-1}) + 4^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(2^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - 7x^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - 7) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = 7$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $4^m = 4^m \cdot (m^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - 7)(x - 4)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(2^m) = x^m = c_1 \cdot 7^m + c_2 \cdot 4^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_2 n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 \cdot 7^{\log_2 n} + c_2 \cdot 4^{\log_2 n} = c_1 \cdot n^{\log_2 7} + c_2 \cdot n^{\log_2 4} = c_1 \cdot n^{\log_2 7} + c_2 \cdot n^2 \in O(n^{\log_2 7})$$

Estudiamos en segundo lugar la eficiencia del algoritmo B . Aplicamos el cambio de variable $n = 4^m$, y tenemos que:

$$T'(4^m) = aT'(4^{m-1}) + 16^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T'(4^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - ax^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - a) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = a$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $16^m = 16^m \cdot (m^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - a)(x - 16)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T'(4^m) = x^m = c_1 \cdot a^m + c_2 \cdot 16^m$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_4 n$, se tiene que:

$$T'(n) = c_1 \cdot a^{\log_4 n} + c_2 \cdot 16^{\log_4 n} = c_1 \cdot n^{\log_4 a} + c_2 \cdot n^2 \in O(n^{\max\{2, \log_4 a\}})$$

Para que B sea asintóticamente más eficiente que A , es necesario que:

$$\max\{2, \log_4 a\} < \log_2 7 \iff \log_4 a < \log_2 7 \iff a < 7^{\log_2 4} = 7^2 = 49$$

Por tanto, los valores que hacen que el algoritmo B sea asintóticamente más eficiente que A son aquellos $a \in \mathbb{R}$ tales que $a < 49$.

Ejercicio 3.1.6. Resuelva la siguiente recurrencia:

$$T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + n^k$$

con $a, b, k \in \mathbb{R}$, $a \geq 1$, $b \geq 2$, $k \geq 0$.

Aplicamos el cambio de variable $n = b^m$, y tenemos que:

$$T(b^m) = aT(b^{m-1}) + b^{km} = aT(b^{m-1}) + (b^k)^m$$

Aplicamos el cambio de variable $T(b^m) = x^m$, en la parte homogénea tenemos que:

$$x^m - ax^{m-1} = 0 \implies x^{m-1}(x - a) = 0$$

Como $x^{m-1} > 0$ para todo $m \in \mathbb{N}$, se tiene que la única solución del polinomio característico es $x = a$, con multiplicidad simple. Añadiendo la parte no homogénea, se tiene que $(b^k)^m = (b^k)^m \cdot (m^0)$, por lo que el polinomio característico de la ecuación en diferencias es:

$$p(x) = (x - a)(x - b^k)$$

Por tanto, la solución general de la ecuación en diferencias es:

$$T(b^m) = x^m = c_1 \cdot a^m + c_2 \cdot b^{km}$$

Deshaciendo el cambio de variable $m = \log_b n$, se tiene que:

$$T(n) = c_1 \cdot a^{\log_b n} + c_2 \cdot b^{k \log_b n} = c_1 \cdot n^{\log_b a} + c_2 \cdot n^k \in O(n^{\max\{k, \log_b a\}})$$