



Διάλεξη 16: Παραδείγματα Ανάλυσης

Πολυπλοκότητας/Ανάλυση Αναδρομικών Αλγόριθμων

Στην ενότητα αυτή θα μελετηθούν τα εξής επιμέρους θέματα:

- Παραδείγματα Ανάλυσης Πολυπλοκότητας : Μέθοδοι, παραδείγματα
- Γραμμική και Δυαδική Αναζήτηση, Ανάλυση Αναδρομικών Αλγορίθμων

Διδάσκων: Παναγιώτης Ανδρέου

Παράδειγμα 1: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω κώδικα:

```
int i, k=0;
for (i=0; i<n; i++)
    k+=i;
```

Ανάλυση

- $k+=i;$ Η βασική πράξη η οποία χρειάζεται **$O(1)$** χρόνο
- $\text{for}(i=0; i<n; i++)$ Ο αλγόριθμος εκτελεί την βασική πράξη **n φορές**

$$\sum_{i=0}^{n-1} 1 = n \quad \text{ή} \quad \sum_{i \in n} 1 = n$$

- Ο αλγόριθμος έχει πολυπλοκότητα της τάξης **$O(n)$**
- Στην βέλτιστη περίπτωση χρειάζεται **$\Omega(n) \rightarrow O(n)$ & $\Omega(n) \rightarrow \Theta(n)$**

Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλ. με φωλιασμ. βρόγχους

Σε ένα βρόχο (for loop) ο συνολικός χρόνος που απαιτείται είναι: **Βασική Πράξη x Αριθμό Επαναλήψεων**

Φωλιασμένοι Βρόχοι: η ανάλυση γίνεται από τα μέσα προς τα έξω:

Παράδειγμα:

```
for (i=0; i<n; i++)  
    for (j=0; j<n; j++)  
        //statement e.g., k+=i;
```

Συνεχόμενες Εντολές: Ο χρόνος εκτέλεσης T της εντολής S και μετά S' παίρνει χρόνο ίσο του αθροίσματος των χρόνων εκτέλεσης των $T(S) + T(S')$.

Συνθήκες if: Ο χρόνος εκτέλεσης T της εντολής if b then S else S' παίρνει χρόνο ίσο με $\max(T(b)+T(S), T(b)+T(S'))$

Παράδειγμα 2: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω

κώδικα:

```
int i, j, sum=0;
```

```
for (i=0; i<n; i++)
```

Εξωτερικός Βρόγχος

```
for (j=0; j<n; j++)
```

Εσωτερικός Βρόγχος

```
sum++;
```

Ανάλυση

- **Εσωτερικός Βρόγχος:** $IL = \sum_{j=0}^{n-1} 1 = \sum_{j=1}^n 1 = n$
- **Εξωτερικός Βρόγχος:** $\sum_{i=1}^n IL = n \times IL$
- **Σύνολο:** $\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n 1 = \sum_{i=1}^n n = n^2 \in O(n^2), \Omega(n^2) \Rightarrow \Theta(n^2)$

Παράδειγμα 3: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω

κώδικα:

```
int i, j, sum=0;
for (i=0; i<n; i++)           Εξωτερικός Βρόγχος
    for (j=0; j< i*i; j++)   Εσωτερικός Βρόγχος
        sum++;
```

Ανάλυση

- **Εσωτερικός Βρόγχος:** $IL = \sum_{j=0}^{i^2} 1 = i^2$
- Παρατηρούμε ότι ο χρόνος εκτέλεσης του εσωτερικού βρόχου **εξαρτάται από την τιμή i** , οποία καθορίζεται από τον εξωτερικό βρόχο.

Παράδειγμα 3: Υπολογισμ. Χρόνου Εκτέλεσης (συν.)

Ο πιο κάτω πίνακας δείχνει το πόσες φορές εκτελείται ο εσωτερικός βρόγχος σαν συνάρτηση του i :

i	0	1	2	3	...	$n-1$
$IL = i^2$	0	1	4	9	...	$(n-1)^2$

- **Εξωτερικός Βρόγχος:** $0 + 1 + 4 + 9 + \dots + (n-1)^2$
- **Σύνολο:** Ο χρόνος εκτέλεσης του προγράμματος είναι ίσος με το άθροισμα του χρόνου εκτέλεσης κάθε επανάληψης του εσωτερικού βρόχου:

$$\sum_{i=1}^n i^2 = \frac{n(n+1)(2n+1)}{6} = \frac{1}{6}(2n^3 + n^2 + 2n^2 + n) \in \Theta(n^3)$$

Παράδειγμα 4: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω

κώδικα:

```
int i, j, k, sum=0;
for (i=0; i<n; i++)           Εξωτερικός Βρόγχος
    for (j=0; j<n; j++)       Εσωτερικός Βρόγχος Β
        for (k=0; k<n; k++)   Εσωτερικός Βρόγχος Α
            sum++;
```

Ανάλυση

- **Εσωτερικός Βρόγχος Α:** $IL_A = \sum 1 = n$
- **Εσωτερικός Βρόγχος Β:** $IL_B = \sum_{k \in n} IL_A = \sum n = n \times n = n^2$
- **Εξωτερικός Βρόγχος:** $OL = \sum_{j \in n} IL_B = \sum_{j \in n} n^2 = n \times n^2 = n^3$
- **Σύνολο:** $\in \Theta(n^3)$

Παράδειγμα 5: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω κώδικα:

```
int i, j, sum=0;
for (i=1; i<=n; i=2*i)           Εξωτερικός Βρόγχος
    for (j=0; j< n; j++)        Εσωτερικός Βρόγχος
        sum++;
```

Ανάλυση

- **Εσωτερικός Βρόγχος:** $IL = \sum_{j \in n} 1 = n$
- **Εξωτερικός Βρόγχος:** Κάθε φορά, το i πολλαπλασιάζεται επί 2.
- **Παράδειγμα:** για $n=10$ το i θα είναι 1, 2, 4, 8, 16 > n break

Πόσες φορές εκτελείται;;

Παράδειγμα 5: Υπολογισμ. Χρόνου Εκτέλεσης (συν.)

- Ας υποθέσουμε ότι το n είναι μία δύναμη του 2 $\rightarrow n=2^k$

Ο πιο κάτω πίνακας δείχνει το πόσες φορές εκτελείται ο εσωτερικός βρόγχος σαν συνάρτηση του k :

k	0	1	2	3	4	...	k
$n=2^k$	1	2	4	8	16	...	2^k
τιμές I	-	1	1,2	1,2,4	1,2,4,8	...	
επαναλ.	0	1	2	3	4	...	k

- Συμπέρασμα: $i=k$, άρα για $n=2^i$ θα χρειαστούν i επαναλ.
- Ερώτηση: πως μπορούμε να βρούμε το την τιμή i έχοντας σαν δεδομένο το 2^i ;
- Απάντηση: με χρήση λογάριθμου (log): $\log_2 2^i = i$

Παράδειγμα 5: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω

κώδικα:

```
int i, j, sum=0;
```

```
for (i=1; i<=n; i=2*i)
```

Εξωτερικός Βρόγχος

```
for (j=0; j< n; j++)
```

Εσωτερικός Βρόγχος

```
sum++;
```

Ανάλυση

• **Εσωτερικός Βρόγχος:** $IL = \sum_{j \in n} 1 = n$

• **Εξωτερικός Βρόγχος:** $(\log_2 2^i = \log_2 n)$

$$\log_2 n \times IL = \log_2 n \times n$$

• **Σύνολο:** $\in \Theta(n \log_2 n)$

Παράδειγμα 6: Υπολογισμός Χρόνου Εκτέλεσης

Υποθέστε ότι ένα πρόβλημα επιλύεται με τον πιο κάτω

κώδικα:

```
int i, j, sum=0;
for (i=0; i<n; i++)           Εξωτερικός Βρόγχος
    if( (n%2)==0 )           Εσωτερικός Βρόγχος (if)
        for (j=0; j<n; j++)
            sum++;
    else                       Εσωτερικός Βρόγχος (else)
        sum--;
```

Ανάλυση

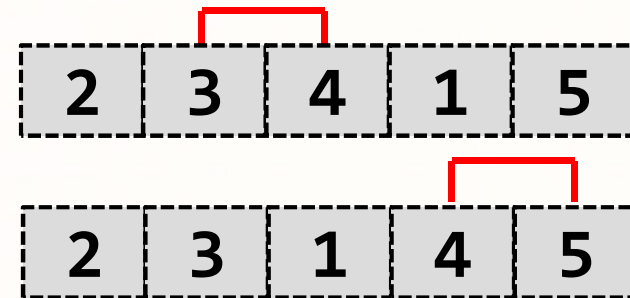
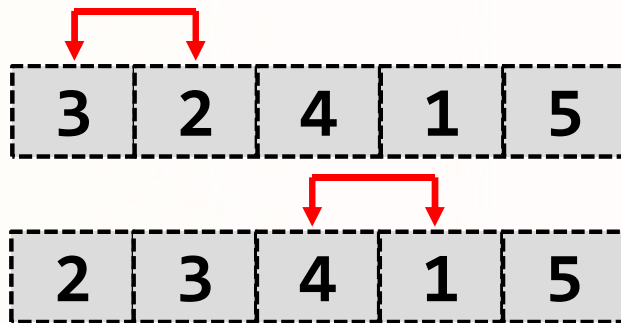
- **n=περιττός** → **Εσωτερικός Βρόγχος (else):** $IL_{(else)} = 1$
- **n=άρτιος** → **Εσωτερικός Βρόγχος (if):** $IL_{(if)} = \sum 1 = n$
- **Εξωτερικός Βρόγχος:** $OL = \sum_{i \in n} \max(IL_{if}, IL_{else}) = \sum_{i \in n} IL_{if}^{j \in n} = \sum_{i \in n} n = n^2$
- **Σύνολο:** $\in \Theta(n^2)$

Παράδειγμα 7: Χρόνος Εκτέλεσης BubbleSort

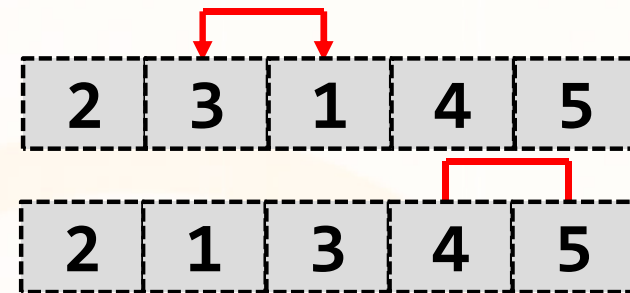
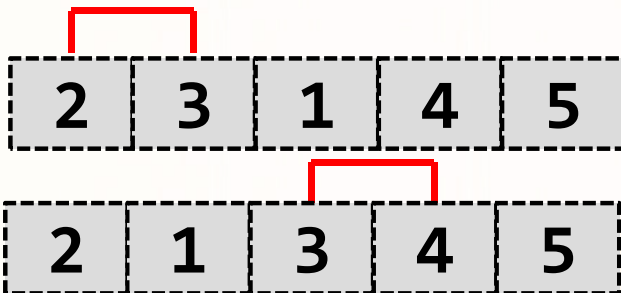
Η BubbleSort ταξινομεί κάποιο πίνακα με συνεχή εναλλαγή των στοιχείων του αν δεν είναι στη σωστή σειρά.

Παράδειγμα: `int x = {3, 2, 4, 1, 5};` swap no swap

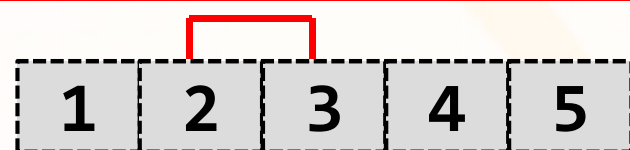
Πέρασμα 1



Πέρασμα 2

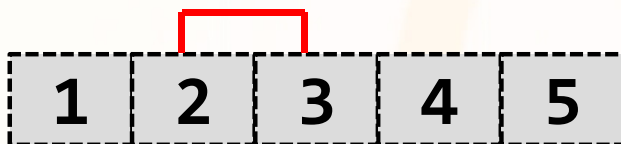


Πέρασμα 3



...

Πέρασμα 4



...



Παράδειγμα 7: Χρόνος Εκτέλεσης BubbleSort (συν.)

```
void bubblesort( int X[], int n){
    int i, j, temp;
    bool swapped;
    for (i=0;i<n-1;i++) {
        swapped = false;
        for (j=0;j<n-i-1;j++) {
            if (X[j] > X[j+1]) {
                temp = X[j];
                X[j] = X[j+1];
                X[j+1] = temp;
                swapped = true;
            }
        }
        if (swapped==false) return;
    }
}
```

Εσωτερικός Βρόγχος

Εξωτερικός Βρόγχος



Παράδειγμα 7: Χρόνος Εκτέλεσης BubbleSort (συν.)

```
void bubblesort( int X[], int n){  
    ...  
    for (i=0; i<n-1; i++) {  
        for (j=0; j<n-i-1; j++) {  
            ...  
        }  
    }  
}
```

Εσωτερικός Βρόγχος

Εξωτερικός Βρόγχος

Ανάλυση

- **Εσωτερικός Βρόγχος:** $IL = \sum_{j=0}^{n-i-1} 1 = n - i - 1$
- **Εξωτερικός Βρόγχος:** $OL = \sum_{i=0}^{n-1} IL = \sum_{i=0}^{n-1} n - i - 1 = \sum_{i=0}^{n-1} n - 1 - \sum_{i=0}^{n-1} i$
- **Σύνολο:** $\in \Theta(n^2)$ $= (n - 1)^2 - \frac{(n - 1)n}{2} = \frac{1}{2}(n - 2)(n - 1)$

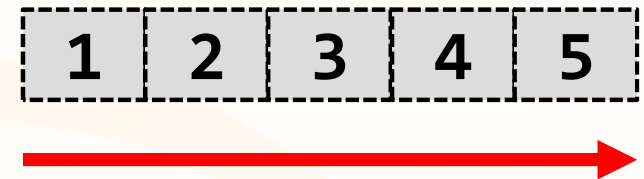
Γραμμική vs. Δυαδική Διερεύνηση

Δεδομένα Εισόδου: Πίνακας X με n στοιχεία, ταξινομημένος από το μικρότερο στο μεγαλύτερο, και ακέραιος k .

Στόχος: Να εξακριβώσουμε αν το k είναι στοιχείο του X .

Γραμμική Διερεύνηση: εξερευνούμε τον πίνακα από τα αριστερά στα δεξιά.

```
int linear( int X[], int n, int k){
    int i=0;
    while ( i < n ) {
        if (X[i] == k) return i;
        if (X[i] > k) return -1;
        i++;
    }
    return -1;
}
```



Χείριστη περίπτωση: $O(n)$ (ο βρόχος εκτελείται n φορές)

Αναδρομική Γραμμική Διερεύνηση

```
int rlinear( int X[], int n, int k, int pos ){
    if ( pos == n )          return -1; //not found

    if ( X[pos] == k )      return pos; //found
    elseif ( X[pos] > k )  return -1; //found larger-skip rest

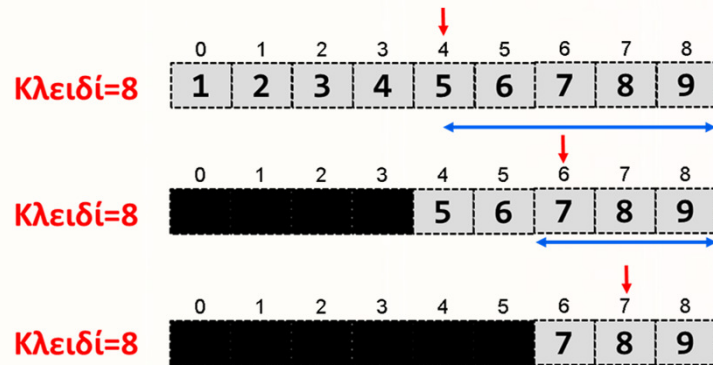
    return rlinear( X, n, k, pos+1 );
}
```

Χείριστη περίπτωση: $O(n)$ (εκτελούνται n αναδρομικές κλήσεις της rlinear)

Δυαδική Διερεύνηση

Δυαδική Διερεύνηση: βρίσκουμε το μέσο του πίνακα και αποφασίζουμε αν το k ανήκει στο δεξιό ή αριστερό μισό.

Επαναλαμβάνουμε την ίδια διαδικασία στο μισό που μας ενδιαφέρει:



```
int binary (int X[], int n, int key) {  
    int low=0;  
    int high = n - 1;  
    int mid;  
    while( low >= high) {  
        mid = (low + high) / 2;  
        if( key < X[mid])  
            high = mid-1;  
        else if (key > X[mid])  
            low = mid+1;  
        else {  
            return mid; break;  
        }  
    }  
    return -1;  
}
```

Αναδρομική Δυαδική Διερεύνηση

```
int rbinary_aux (int X[], int low, int high, int key) {
    int mid;
    if( low <= high) {
        mid = (low + high) / 2;
        if( key == X[mid])
            return mid;
        else if( key < X[mid])
            return rbinary_aux( X, low, mid-1, key);
        else
            return rbinary_aux( X, mid+1, high, key);
    }
    return -1;
}
```

```
int rbinary (int X[], int n, int key) {
    int low = 0;
    int high = n-1;
    return rbinary_aux( X, low, high, key);
}
```

Δυαδική Διερεύνηση – Χρόνος Εκτέλεσης

- Η βασική πράξη (σύγκριση) εκτελείται $O(\log_2 n)$ φορές δηλαδή:
Εκτέλεση **1** -> Μας απομένει * $n/2$ του πίνακα,
Εκτέλεση **2** -> Μας απομένει $n/4$ του πίνακα,
Εκτέλεση **3** -> Μας απομένει $n/8$ του πίνακα,
...
Εκτέλεση **X** -> Μας απομένει **1** στοιχείο του πίνακα,

Στην εκτέλεση X είτε βρήκαμε το στοιχείο είτε όχι
δηλ., έχουμε την ακολουθία $n, n/2, n/4, n/8, \dots, 4, 2, 1,$
 $\Leftrightarrow 2^0, 2^1, 2^2, 2^3, \dots, 2^x \leq n$

- Το x εκφράζει πόσες φορές εκτελούμε το while loop

$$2^x \leq n \Rightarrow \log_2 2^x \leq \log_2 n \Rightarrow x \leq \log_2 n$$

Binary Search $\in O(\log_2 n)$

Πολυπλοκότητα Αναδρομικών Διαδικασιών

- Μέχρι τώρα συζητήσαμε τεχνικές για την **ανάλυση επαναληπτικών αλγορίθμων** (με while, for, κτλ.)
- Ωστόσο, πολλοί **αλγόριθμοι** ορίζονται **αναδρομικά** (π.χ. binary search, Fibonacci, κτλ.)
- Θέλουμε κάποια μεθοδολογία για να αναλύουμε την πολυπλοκότητα τέτοιων αναδρομικών εξισώσεων.

π.χ. $T(n) = 2 \cdot T(n/2) + 1000n$

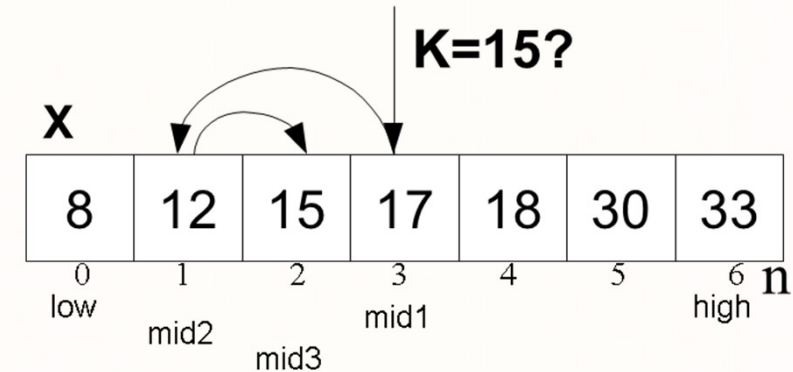
$T(n) = 2n \cdot T(n-1), n > 0$ κτλ.

- Σημειώστε ότι υπάρχουν διάφοροι τύποι αναδρομικών εξισώσεων. Πολλοί τύποι χρειάζονται ειδικά εργαλεία τα οποία δεν θα δούμε σε αυτό το μάθημα.
- Ένα τύπο που θα μελετήσουμε θα είναι οι Αναδρομικές Εξισώσεις τύπου «Διαίρει και Βασίλευε»
- Θα τις επιλύσουμε με την **Μέθοδο της Αντικατάστασης** και θα τις επαληθεύουμε με το **Θεώρημα Master**

Ανάλυση Αναδρομικής Δυαδικής Διερεύνησης

- Ας ξαναδούμε την αναδρομική έκδοση της δυαδικής αναζήτησης

```
int rbinary_aux (int X[], int low, int high, int key) {
    int mid;
    if( low <= high) {
        mid = (low + high) / 2;
        if( key == X[mid])
            return mid;
        else if( key < X[mid])
            return rbinary_aux( X, low, mid-1, key);
        else
            return rbinary_aux( X, mid+1, high, key);
    }
    return -1;
}
```



- Από ότι βλέπουμε σε κάθε εκτέλεση το `binary_search` μοιράζει μια ακολουθία n στοιχείων σε $n/2$ στοιχεία (εάν n είναι ζυγός).
- Επομένως το πρόβλημα μεγέθους n έγινε τώρα $n/2$.
- Σε κάθε βήμα χρειαζόμαστε και δυο συγκρίσεις (τα δυο if statements)
- Ο χρόνος εκτέλεσης της `binary_search` εκφράζεται με την αναδρομική συνάρτηση:

$$f(n) = f(n/2) + 2 \quad // \text{ αναδρομικό βήμα}$$
$$f(1) = 2 \quad // \text{ συνθήκη τερματισμού}$$

Μέθοδος της Αντικατάστασης

Μέθοδος της Αντικατάστασης: Χρησιμοποιούμε το βήμα της αναδρομής επαναληπτικά, μέχρι να εκφράσουμε το $T(n)$ ως συνάρτηση της βασικής περίπτωσης, δυνάμεις του n και σταθερές τιμές.

Εφαρμογή

Έχουμε την αναδρομική εξίσωση της δυαδικής διερεύνησης
(τύπου Διαίρει και Βασίλευε)

$$T(n) = T(n/2) + 2, \quad \text{για κάθε } n \geq 2$$

$$T(1) = 2$$

Τότε, αντικαθιστώντας το $T(n/2)$ με την τιμή του παίρνουμε

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n/2) + 2 \\ &= T(n/4) + 2 + 2 \\ &= T(n/8) + 2 + 2 + 2 \\ &= \dots \text{ (Μπορούμε τώρα να μαντέψουμε ότι)} \\ &= \underbrace{2 + \dots + 2 + 2 + 2}_{\log_2 n} \end{aligned}$$

Επομένως η δυαδική αναζήτηση εκτελείται $\log_2 n$ βήματα

Ανάλυση Αναδρομικής Δυαδικής Διερεύνησης

- Στην δυαδική διερεύνηση η ακολουθία μοιράζεται ως εξής:
 $n, n/2, n/4, \dots, 2, 1$.
- **Προσοχή:** Δεν σημαίνει ότι έχουμε $n+n/2+n/4+\dots+2+1=2n-1$ εκτελέσεις. Έχουμε μονάχα $\log_2 n$ εκτελέσεις
- Ανάλογα με το σε πόσα κομμάτια «**διαιρείται**» το πρόβλημα κάθε φορά, αλλάζει και η βάση του λογάριθμου.

n	$\log_2 n$	$\log_3 n$	$\underbrace{n, n/2, n/4, \dots, 2, 1}_{\text{Στοιχεία: } \log_2 n}$	$\underbrace{n, n/3, n/9, \dots, 3, 1}_{\text{Στοιχεία: } \log_3 n}$
$2^0 = 1$	0	0		
$2^1 = 2$	1	0.630929754		
3	1.584962501	1		
$2^2 = 4$	2	1.261859507		
5	2.321928095	1.464973521		
6	2.584962501	1.630929754		
7	2.807354922	1.771243749		
$2^3 = 8$	3	1.892789261		
9	3.169925001	2		
10	3.321928095	2.095903274		
$2^9 = 512$	9	5.678367782		
$2^{10} = 1024$	10	6.309297536		
$2^{11} = 2048$	11	6.940227289		
$2^{30} = 1,073,741,824$	30	18.92789261		

Αριθμός πράξεων

- Όσο μεγαλύτερη η βάση του λογάριθμου τόσο πιο λίγες εκτελέσεις του αλγόριθμου έχουμε!
- Ωστόσο, αυξάνονται οι συγκρίσεις σε κάθε εκτέλεση!
- Π.χ., δυαδική διερεύνηση: $\lg n$ εκτελέσεις, 1 έλεγχος σε κάθε βήμα.

Master Theorem

- Το **Master Theorem** μας επιτρέπει να βρίσκουμε ή να επαληθεύουμε την χρονική πολυπλοκότητα αναδρομικών εξισώσεων **τύπου διαίρει και βασίλευε**.
- **Διαίρει και Βασίλευε**: πχ. $T(n) = T(n/2) + 2$ αλλά όχι $T(n) = 2n * T(n-1)$
- Αυτό το θεώρημα **δεν χρειάζεται** να τον απομνημονεύσετε αλλά μπορείτε να τον χρησιμοποιήσετε για την **επαλήθευση ασκήσεων**.

Master Theorem: Έστω ότι η f είναι μία αύξουσα που ικανοποιεί τη λειτουργία της επανάληψης:

$$f(n) = af(n/b) + cn^d$$

όταν το $n = b^k$, όπου k είναι ένας θετικός ακέραιος, $a \geq 1$, $b > 1$, και c, d είναι πραγματικοί αριθμοί, $c \geq 0$, $d \geq 0$. Τότε ισχύει:

$$f(n) \text{ is } \begin{cases} O(n^d) & \text{if } a < b^d \\ O(n^d \log(n)) & \text{if } a = b^d \\ O(n^{\log_b(a)}) & \text{if } a > b^d \end{cases}$$

Master Theorem - Εφαρμογή

- Ο χρόνος εκτέλεσης της δυαδικής διερεύνησης εκφράζεται με την αναδρομική συνάρτηση:

$$\begin{array}{ll} T(n) = T(n/2) + 2 & // \text{ αναδρομικό βήμα} \\ T(1) = 2 & // \text{ συνθήκη τερματισμού} \end{array}$$

$$T(n) = (a=1) \times T(n/(b=2)) + (c=2) \times n^{d=0}$$

$$\Rightarrow a=1, b=2, c=2, d=0$$

$$\Rightarrow a=1 \text{ και } b^d=2^0=1$$

$$\Rightarrow a=b^d$$

$$\Rightarrow T(n) \text{ is } O(n^d \log n)$$

$$\Rightarrow T(n) \text{ is } O(n^0 \log n)$$

$$\Rightarrow T(n) \text{ is } O(\log n)$$

Master Theorem: Έστω ότι η f είναι μία αύξουσα που ικανοποιεί τη λειτουργία της επανάληψης:

$$f(n) = af(n/b) + cn^d$$

όταν το $n = b^k$, όπου k είναι ένας θετικός ακέραιος, $a \geq 1$, $b > 1$, και c, d είναι πραγματικοί αριθμοί, $c \geq 0, d \geq 0$. Τότε ισχύει:

$$f(n) \text{ is } \begin{cases} O(n^d) & \text{if } a < b^d \\ O(n^d \log(n)) & \text{if } a = b^d \\ O(n^{\log_b(a)}) & \text{if } a > b^d \end{cases}$$

Μέθοδος της αντικατάστασης: Παράδειγμα 1

Έχουμε την αναδρομική εξίσωση

$$T(n) = 4 \cdot T(n/2) + n, \quad \text{για κάθε } n \geq 2$$
$$T(1) = 1$$

$$a=4, b=2, c=1, d=1, a=4 > b^d=2^1=2$$

$$f(n) \text{ is } \begin{cases} O(n^d) & \text{if } a < b^d \\ O(n^d \log(n)) & \text{if } a = b^d \\ O(n^{\log_b(a)}) & \text{if } a > b^d \end{cases}$$

$$T(n) \in O(n^{\log_2(4)}) \rightarrow T(n) \in O(n^2)$$

Τότε, αντικαθιστώντας το $T(n/2)$ με την τιμή του παίρνουμε

$$\begin{aligned} T(n) &= 4 \cdot T(n/2) + n && // \text{ Εκτέλεση 1} \\ &= 4(4 \cdot T(n/4) + n/2) + n && // \text{ Εκτέλεση 2} \\ &= 4^2 \cdot T(n/4) + 2n + n && // \text{ Πράξεις} \\ &= 4^3 \cdot T(n/8) + 2^2 n + 2n + n && // \text{ Εκτέλεση 3} \\ &= \dots \\ &= 4^k \cdot T(1) + 2^{k-1}n + \dots + 2^2 n + 2n + n && // 2^k = n \rightarrow k = \log_2 n \\ &= 4^{\log_2 n} + n * \sum_{i=0}^{\log_2 n - 1} 2^i = 2^{\log_2 n^2} + n * (2^{\log_2 n} - 1) \\ &= n^2 + n(n-1) = 2n^2 - n \in O(n^2) \end{aligned}$$

Μέθοδος της αντικατάστασης: Παράδειγμα 2

Άσκηση

Να λύσετε την πιο κάτω αναδρομική εξίσωση με την μέθοδο της αντικατάστασης **(προσοχή δεν είναι τύπου διαίρει & βασίλευε)**

$$T(0)=1$$

$$T(n)=2n \cdot T(n-1), n > 0$$

Λύση

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

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

$$= 2^3 \cdot n \cdot (n-1) \cdot (n-2) \cdot T(n-3)$$

= ...

$$= 2^n \cdot n \cdot (n-1) \cdot (n-2) \cdot \dots \cdot 2 \cdot 1 \cdot T(0)$$

$$= 2^n \cdot n! \quad \varepsilon \quad O(2^n n!)$$