

# Algorithms - Assignment 1

Καζγκούτης Αθανάσιος      Charbel Al Haddad  
Παπαδόπουλος Δημήτριος-Λάζαρος

April 3, 2023

# Πρόβλημα 1

## Ερώτημα 1

Ο αλγόριθμος που παρατίθεται παρακάτω δέχεται σαν είσοδο μια συστοιχία ( $n$ ) στοιχείων όπου  $n$  είναι οι ψήφοι (σε ονοματεπώνυμα) μιας κοινότητας. Στόχος του αλγορίθμου είναι:

1. Να ελέγξει ποιος υποψήφιος έχει τους περισσότερους ψήφους.
2. Άμα ξεπερνάει το 50% των συνολικών ψήφων.
3. Εφόσον ισχύει το παραπάνω να επιστρέψει στην έξοδο το ονοματεπώνυμο του υποψήφιου.

### ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ 1

```
1 function MajorityFinder1(A[1...n])
2   majority_person //variable to store the person who has the majority
3   maxcount = 0
4   count
5   candidate      //temp variable to store candidate
6   for(i = 1 to n)
7   {   count = 0
8       candidate = A[i]
9       for(j = 1 to n)
10      {   if(candidate == A[j])
11          count++
12      }
13      if(count > maxcount)
14          maxcount = count
15          majority_person = candidate
16  }
17  if(maxcount >  $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ )
18      return majority_person
19  else
20      return "no person has the majority"
```

### Ανάλυση Αλγορίθμου:

- Στη 1<sup>η</sup> σειρά ο αλγόριθμος δέχεται τις ( $n$ ) ψήφους μέσω μιας συστοιχίας "A[1...n]"
- Στις γραμμές (2-5) γίνονται αρχικοποιήσεις μεταβλητών που χρησιμεύουν στη καταμέτρηση των ψήφων (count,maxcount) και των υποψήφιων(candidate,majority-person), ώστε να εξαχθεί το αποτέλεσμα με επιτυχία.
- Στις γραμμές (6-11) ο αλγόριθμος καταμετρεί όλες τις ψήφους κάθε υποψηφίου. Συγκεκριμένα η αρχική η for χρησιμοποιείται για να προσπελαστούν και τα ( $n$ ) ονόματα της λίστας A, ενώ η 2<sup>η</sup> ώστε για κάθε όνομα της λίστας να γίνει έλεγχος πόσες ψήφοι έχουν το ίδιο ονοματεπώνυμο με την i-στη. Η μεταβλητή count απαριθμεί τις συνολικές ψήφους που έχει ο υποψήφιος της i-στης θέσης του αρχικού πίνακα. Επίσης στη μεταβλητή candidate αποθηκεύεται το ονοματεπώνυμο του υποψηφίου της i-στης ψήφου. Επειδή έχουμε εμφωλευμένο βρόγχο η πολυπλοκότητα είναι  $O(n^2)$ . Τέλος να αναφέρουμε ότι ο έλεγχος που γίνεται στη γραμμή 10 έχει γραμμικό χρόνο εκτέλεσης με  $O(k)$  όπου  $k$  το μήκος της συμβολοσειράς δηλαδή του ονοματεπώνυμου του υποψηφίου, αλλά γίνεται εύκολα αντιληπτό πως η τάξη μεγέθους  $n \gg k$  οπότε ο έλεγχος κάθε συμβολοσειράς θα θεωρείτε ότι έχει πολυπλοκότητα  $O(1)$ .
- Στις γραμμές (13-15) γίνεται έλεγχος ώστε αν οι ψήφοι που έχει ο τωρινός candidate ξεπερνούν αυτές που είχε ο majority-person τότε ο candidate γίνεται ο καινούριος majority-person.

- Στις τελευταίες γραμμές (17-20) ο αλγόριθμος ελέγχει αν ο υποψήφιος που έχει τις περισσότερες ψήφους έχει επίσης και την πλειοψηφία (ποσοστό  $> 50\%$ ).
- Ανακεφαλαιώνοντας πρόκειται για έναν **αργό αλγόριθμο**  $O(n^2)$ , καθώς ελέγχονται  $n$  φορές όλα τα ονοματεπώνυμα ενώ συγκρίνουμε όλες τις ψήφους μεταξύ τους μια προς μια  $n$  φορές. Γεγονώς που θα προσπαθήσουμε να ανατρέψουμε στα επόμενα ερωτήματα χρησιμοποιώντας καλύτερες τεχνικές.

## Ερώτημα 2

Στη προσπάθεια μας να βελτιώσουμε τον αλγόριθμο από πολυπλοκότητα  $\mathcal{O}(n^2)$  σε  $\mathcal{O}(n \log n)$  θα χρησιμοποιήσουμε την στρατηγική **διαίρει-και-κυρίεψε** (Divide-and-conquer). Συγκεκριμένα ο αλγόριθμος μας βασίζεται στην συγχωνευτική ταξινόμηση (merge sort), ώστε να ταξινομηθούν τα ονοματεπώνυμα σε μια σειρά (στη περίπτωση μας αλφαβητικά). Τέλος έχοντας μια ταξινομημένη λίστα μπορούμε πολύ ευκόλα να ελέγξουμε αν υπάρχει υποψήφιος με περισσότερο από 50% των ψήφων όπως παρουσιάζεται αναλυτικότερα παρακάτω. Ο βοηθητικός αλγοριθμός που θα χρησιμοποιήσουμε:

### Merge Sort

```
1 function mergesort(a[1...n])
2   if (n > 1)
3     return merge(mergesort(a[1...⌊n/2⌋]), mergesort(a[⌊n/2⌋ + 1 ... n]))
4   else
5     return a

6 function merge(x[1...k], y[1...l])
7   if (k = 0)
8     return y[1...l]
9   if (l = 0)
10    return x[1...k]
11  if (x[1] ≥ y[1])
12    return x[1] ◦ merge(x[2...k], y[1...l])
13  else
14    return y[1] ◦ merge(x[1...k], y[2...l])
```

### Ανάλυση merge sort για την περίπτωση μας:

- **Αναδρομή:** Διαιρούμε το πρόβλημά μας κάθε φορά στη μέση ( $\frac{n}{2}$ ) διαδοχικά ( $a = 2, b = 2$ ). Η αναδρομή εξαντλείται όταν η ταξινομητέα ακολουθία έχει μήκος  $l \leq 1$ , δηλαδή έχει μόνο μια ψήφο με ονοματεπώνυμο που είναι ήδη ταξινομημένη.
- **Συγχώνευση(merge):** Η συνάρτηση αυτή συγχωνεύει ταξινομώντας 2 ήδη ταξινομημένους πίνακες. Το βασικό βήμα της συνάσθησης εκτελείται το πολύ  $n$  φορές ενώ το υπολογιστικό κόστος  $c$  είναι στη χειρότερη περίπτωση ίσο με το χρόνο που χρειάζεται να προσπελαστούμε ένα ονοματεπώνυμο. Αυτό συμβαίνει όταν έχουμε να συγκρίνουμε την ίδια συμβολοσειρά, δηλαδή την ίδια ψήφο. Συγκεκριμένα πάλι θεωρούμε ότι το μήκος του έχει ένα λογικό εύρος και το  $c$  είναι απλά ένας πεπερασμένος αριθμός (ανάλυση 1.1). Σε κάθε άλλη κατάσταση αν ο πρώτος χαρακτήρας από την πρώτη συμβολοσειρά είναι μεγαλύτερος (ή μικρότερος) από αυτόν της άλλης συμβολοσειράς, τότε η πρώτη συμβολοσειρά είναι μεγαλύτερη (ή μικρότερη) από τη δεύτερη. Σύμφωνα με τα παραπάνω η συνάρτηση merge έχει χρόνο εκτέλεσης  $\mathcal{O}(cn) = \mathcal{O}(n)$ .

**Συνολικός χρόνος:** Όπως γνωρίζουμε από την θεωρία (Master Theorem) για  $a = 2, b = 2$

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

,όπου  $f(n) = \mathcal{O}(n)$  καθώς:

1. Ο χρόνος που απαιτείται για να δημιουργηθούν τα υποπροβλήματα είναι  $\mathcal{O}(1)$ .
2. Ο χρόνος για να γίνει συγχώνευση (merge) είναι  $\mathcal{O}(n)$ .

Αρα  $d = 1$  οπότε επειδή  $d = \log_b a$  και

$$T(n) = \begin{cases} \mathcal{O}(n^d) & \text{if } d > \log_b a \\ \mathcal{O}(n^d \log_b n) & \text{if } d = \log_b a \\ \mathcal{O}(n^{\log_b a}) & \text{if } d < \log_b a \end{cases}$$

Θα έχουμε:  $T(n) = \mathcal{O}(n \log n)$ . Παρακάτω παρουσιάζεται ο βασικός αλγόριθμος του ερωτήματος 2:

## ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ 2

```

1 function MajorityFinder2(A[1...n])
2   mergesort(A)
3   for(i = 1 to ⌊ $\frac{n}{2}$ ⌋)
4     { if(A[i] == A[⌊ $\frac{n}{2}$ ⌋ + i]))
5       return A[i] //end algorithm
6   }
7   return no majority person found

```

### Ανάλυση Αλγορίθμου

- Στην 1<sup>η</sup> γραμμή ο αλγόριθμος δέχεται τις (n) ψήφους μέσω μιας συστοιχίας "A[1...n]".
- Στη 2<sup>η</sup> γραμμή καλούμε την συνάρτηση mergesort για να ταξινομήσουμε τον πίνακα A δηλαδή τα ονοματεπώνυμα των υποψηφίων κατά αλφαβητική σειρά σε  $O(n \log n)$ .
- Στις επόμενες γραμμές ο αλγόριθμος εξετάζει ( $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ ) φορές για διαστήματα με μήκος  $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor + 1$  αν είναι ο ίδιος υποψήφιος στο πρώτο και στο τελευταίο στοιχείο του διαστήματος αναζήτησης, εκμεταλευόμενοι το γεγονός ότι ο πίνακας A είναι ταξινομημένος. Η διαδικασία τερματίζει είτε όταν βρεθεί υποψήφιος με πλειοψηφία είτε όταν θά έχουν προσπελαστεί όλα τα δυνατά διαστήματα χωρίς κάποιο επιθυμητό αποτέλεσμα. Η συγκεκριμένη διαδικασία είναι γραμμική και έχει πολυπλοκότητα  $O(cn) = O(n)$ . Αφού όπως και στο ερώτημα 1 ο ελέγχος που γίνεται για σύγκριση 2 συμβολοσειρών έχει γραμμικό χρόνο εκτέλεσης  $O(k)$  όπου k το μήκος της συμβολοσειράς δηλαδή του ονοματεπώνυμου του υποψηφίου, αλλά λόγω της τάξης μεγέθους  $n \gg k$  ο έλεγχος για την ισότητα των συμβολοσειρών θα θεωρείτε ότι έχει πολυπλοκότητα  $O(1)$ .
- Παρακάτω παρουσιάζεται ένα παράδειγμα για καλύτερη κατανόηση της διαδικασίας. Έστω ότι έχουμε 2 πίνακες 10 και 11 στοιχείων αντίστοιχα ώστε να δούμε τις περιπτώσεις που το (n) μπορεί να είναι είτε άρτιος είτε περιττός, όπου είναι αποθηκευμένοι ψήφοι με 2 μόνο γράμματα για χάριν απλότητας. Το πρώτο γράμμα συμβολίζει το όνομα και το δεύτερο το επίθετο.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
ΑΡΤΙΟΣ Α	ΔΠ	ΔΠ	ΑΚ	ΑΒ	ΧΠ	ΧΠ	ΑΚ	ΔΠ	ΑΒ	ΑΚ

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
ΠΕΡΙΤΤΟΣ Π	ΧΠ	ΑΒ	ΧΠ	ΧΠ	ΑΚ	ΧΠ	ΧΠ	ΔΠ	ΧΠ	ΑΒ	ΑΚ

Με την κλήση της merge sort οι πίνακες ταξινομούνται ως εξής:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Α	ΑΒ	ΑΒ	ΑΚ	ΑΚ	ΑΚ	ΔΠ	ΔΠ	ΔΠ	ΧΠ	ΧΠ

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Π	ΑΒ	ΑΒ	ΑΚ	ΑΚ	ΔΠ	ΧΠ	ΧΠ	ΧΠ	ΧΠ	ΧΠ	ΧΠ

Στη συνέχεια ξεκινάει ο έλεγχος για διαστήματα με μήκος  $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor + 1$ :

Για  $i = 1$

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
A	AB	AB	AK	AK	AK	ΔΠ	ΔΠ	ΔΠ	XΠ	XΠ
	↑					↑				

$AB \neq \Delta\Pi$

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Π	AB	AB	AK	AK	ΔΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ
	↑					↑					

$AB \neq X\Pi$

Τώρα για  $i = 2$ :

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
A	AB	AB	AK	AK	AK	ΔΠ	ΔΠ	ΔΠ	XΠ	XΠ
	↑					↑				

$AB \neq \Delta\Pi$

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Π	AB	AB	AK	AK	ΔΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ
	↑					↑					

$AB \neq X\Pi$

Όμοια για  $i = 3$  και  $i = 4$

Τελικά για  $i = 5$  για τον άρτιο πίνακα

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
A	AB	AB	AK	AK	AK	ΔΠ	ΔΠ	ΔΠ	XΠ	XΠ
					↑					↑

$AK \neq X\Pi$  Αρα κανένας υποψήφιος του πίνακα A δεν έχει πλειοψηφία μεγαλύτερη από 50%.

Ο πίνακας Π θα έχει μία ακόμα επανάληψη για  $i = 6$  γιατί χρησιμοποιούμε άνω όριο στον βρόγχο επανάληψης ( $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ ):

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Π	AB	AB	AK	AK	ΔΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ	XΠ
						↑					↑

$X\Pi = X\Pi$  Αρα στο παράδειγμα μας ο XΠ έχει πλειοψηφία πάνω από 50% στον περιττό πίνακα.

- Ανακεφαλαιώνοντας ο αλγόριθμος αυτός σαφώς εμφανίζεται πιο βελτιωμένος από τον πρώτο καθώς έχουμε ελαττώσει τις συγκρίσεις σε μεγάλο βαθμό με την βοήθεια του divide and conquer αλλά και πάλι εμφανίζονται αρκετές επαναλήψεις ανάγνωσης ψήφου.  
Συνολικά η πολυπλοκότητα είναι  $O(n \log n + n) = O(n \log n)$

\*\*Χρησιμοποιούμε κάτω όριο ( $\lfloor \cdot \rfloor$ ) ώστε να συμπεριλάβουμε τις περιπτώσεις για άρτιο και περιττό (n) σε μια έκφραση.

### Ερώτημα 3

Στο ερώτημα 1 μετράμε την συχνότητα που εμφανίζεται κάθε υποψήφιος στην λίστα χρησιμοποιώντας εμφωλευμένο βρόγχο και για αυτό πετυχαίνουμε χρόνο εκτέλεσης  $O(n^2)$ . Όμως αν αφαιρέσουμε τον εσωτερικό βρόγχο μπορούμε να πετύχουμε χρόνο εκτέλεσης  $O(n)$ . Η ιδέα είναι να χρησιμοποιήσουμε hashmap για να μετρήσουμε και να αποθηκεύσουμε την συχνότητα εμφάνισης του κάθε υποψηφίου. Το hashmap μας επιτρέπει την αναζήτηση του υποψηφίου και την είσοδο στοιχείων σε χρόνο  $O(1)^{**}$ .

#### ΑΛΓΟΡΙΘΜΟΣ 3

```
1 function MajorityFinder3(A[1...n])
2   HashMap T
3   for (i = 1 to n)
4     if (T.search(A[i]) == false)
5       T.put([A[i], 1])
6     else
7       T[A[i]] = T[A[i]] + 1
8     if (T[A[i]] > ⌈ $\frac{n}{2}$ ⌉)
9       return A[i]
```

#### Ανάλυση Αλγορίθμου

- Στο βήμα 2 δημιουργούμε μία μεταβλητή τύπου hashmap όπου η αποθήκευση γίνεται σε ζευγάρια key - value όπου key είναι ο υποψήφιος και value ο αριθμός εμφάνισης του στην λίστα.
- Στα βήματα (3-9) διατρέχουμε την λίστα A για να αναζητήσουμε τον υποψήφιο A[i] στο hashmap.
- Συγκεκριμένα στα βήματα (4-5) η εντολή T.search αναζητεί στο hashmap τον υποψήφιο A[i] και αν δεν υπάρχει τον τοποθετεί με την εντολή T.put και τοποθετεί σαν value την συχνότητα εμφάνισης που είναι 1.
- Στα βήματα (6-7) αν ο υποψήφιος A[i] υπάρχει στο hashmap το value του συγκεκριμένου δηλαδή η συχνότητα εμφάνισης του αυξάνεται κατά 1.
- Τέλος στα βήματα (8-9) ελέγχουμε αν η συχνότητα εμφάνισης του υποψηφίου A[i] είναι μεγαλύτερη από 50% τότε επιστρέφουμε το όνομα αυτού του υποψηφίου.

Επειδή τόσο οι εντολές T.search και T.put για ένα hashmap τρέχουν σε  $O(1)^{**}$  και χρησιμοποιούμε ένα βρόγχο που επαναλαμβάνεται (n) φορές, πετυχαίνουμε συνολικό χρόνο  $O(n)$ .

---

\*\*Για να ισχύει ότι η αναζήτηση και η τοποθέτηση του ονόματος(string) του υποψηφίου, τρέχει σε χρόνο  $O(1)$  πρέπει να αποφεύγονται οι συγκρούσεις. Ο καλύτερος τρόπος για να αποφεύγονται οι συγκρούσεις είναι χρησιμοποιώντας μια καλή hash function η οποία να κατανέμει τα ονόματα των υποψηφίων ομοιόμορφα στο hashmap. Σε περίπτωση συγκρούσεων θα γίνεται η διαδικασία του κατακερματισμού.

## Πρόβλημα 2

### Ερώτημα 1

#### Algorithm 1

```
Έστω πίνακας  $T$  με στοιχεία  $n$  θετικούς ακераίους με εύρος  $[0, \dots, k]$  ( $k$  ακέραιος)  
1 for  $i = 0, \dots, k$  do  
2    $H[i] = 0$   
3 end for  
4 for  $j = 1, \dots, n$  do  
5    $H[T[j]] = H[T[j]] + 1$   
6 end for  
7 for  $i = 1, \dots, k$  do  
8    $H[i] = H[i] + H[i - 1]$   
9 end for  
10 for  $j = n, \dots, 1$  do  
11    $S[H[T[j]]] = T[j]$   
12    $H[T[j]] = H[T[j]] - 1$   
13 end for
```

#### Ανάλυση Αλγορίθμου

- Στα βήματα (1-3) δημιουργείται ο πίνακας  $H$  με  $k$  στοιχεία (δηλαδή με μέγεθος ίσο με το εύρος των αριθμών) και αρχικοποιούνται όλα τα στοιχεία του με 0.
- Στα βήματα (4-6) χρησιμοποιείται ο πίνακας  $H$  για να μετρήσει πόσες φορές εμφανίζεται κάθε αριθμός στη λίστα  $T$ . Συγκεκριμένα διατρέχει τη λίστα  $T$  και αυξάνει το μετρητή  $H[T[j]]$  κάθε φορά που συναντά ένα στοιχείο  $T[j]$ .
- Στα βήματα (7-9) εκτελεί μια σωρευτική καταμέτρηση, αθροίζει δηλαδή το  $H[i]$  με το προηγούμενό του το  $H[i - 1]$  ώστε κάθε στοιχείο του πίνακα  $H$  να αποθηκεύει το άθροισμα του στοιχείου αυτού με όλα τα προηγούμενά του. Έτσι τελικά το κάθε στοιχείο  $H[i]$  δείχνει πόσοι αριθμοί προηγούνται του αριθμού  $i$  δηλαδή του  $T[j]$ .
- Στα βήματα (10-13) δημιουργείται ο τελικός πίνακας  $S$ , ο οποίος θα περιέχει τα στοιχεία του πίνακα  $T$  ταξινομημένα. Συγκεκριμένα ξεκινάει από το τέλος του πίνακα  $T$  και τοποθετεί κάθε στοιχείο στη θέση που του αντιστοιχεί στον πίνακα  $S$  με βάση τον πίνακα καταμετρητών  $H$ . Στη συνέχεια μειώνει κατά 1 τον μετρητή του στοιχείου που τοποθέτησε.



Παρακάτω ακολουθεί ένα παράδειγμα με  $n = 9$  και  $k = 3$ . Έστω ο πίνακας T:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9
T	3	2	2	1	3	0	0	2	3

Μετά τα βήματα (1-3) ο πίνακας H είναι ο εξής:

	0	1	2	3
H	0	0	0	0

Μετά τα βήματα (4-6) ο πίνακας H έχει αποθηκεύσει πόσες φορές εμφανίζονται οι αριθμοί του πίνακα T:

	0	1	2	3
H	2	1	3	3

Μετά τα βήματα (7-9) ο πίνακας H έχει αποθηκεύσει τα σωρευτικά αθροίσματα:

	0	1	2	3
H	2	3	6	9

Μετά τα βήματα (10-13) ο πίνακας S που προκύπτει είναι ο ταξινομημένος πίνακας T:

	1	2	3	4	5	6	7	8	9
S	0	0	1	2	2	2	3	3	3

## Ερώτημα 2

Εντολές	costs (c)	times (t)
1 for i = 0,...,k do	c1	k+2
2 H[i] = 0	c2	k+1
3 end for		
4 for j=1,...,n do	c3	n+1
5 H[T[j]] = H[T[j]]+1	c4	n
6 end for		
7 for i =1,...,k do	c5	k+1
8 H[i] = H[i]+H[i-1]	c6	k
9 fend for		
10 for j = n,...,1 do	c7	n+1
11 S[H[T[j]]] = T[j]	c8	n
12 H[T[j]] = H[T[j]]-1	c9	n
13 end for		

Ο συνολικός χρόνος που απαιτείται προκύπτει απο το άθροισμα των επιμέρους χρόνων κάθε εντολής:

$$T(n) = \sum_{a=1}^9 c_a \cdot t_a = c_1 \cdot (k+2) + c_2 \cdot (k+1) + c_3 \cdot (n+1) + c_4 \cdot n + c_5 \cdot (k+1) + c_6 \cdot k + c_7 \cdot (n+1) + c_8 \cdot n + c_9 \cdot n \implies$$

Όπου οι  $c_1, c_2, c_3, c_4, c_5, c_6, c_7, c_8, c_9$  είναι κάποιες σταθερές

$$\implies T(n) = \mathcal{O}(n+k)$$