מבני נתונים 4

שחר פרץ

2 באפריל 2025

מרצה: טל קליגמן.

VECTOR HUGO .... (1)

1.1 ADT

- Vector(m)
- Get(V, i)
- Set(V, i, b)

בתרגול שלא היה בזום שאלנו עצלמו איך אפשר לעשות זאת כאשר הכל ב־$O(1)$, כולל Vector(m). כי לכאורה, איפוס אפסים ל־n איברים בזכרון ייקח $O(n)$ (כי מה ששמור בזכרון שניתן ע"י מערכת ההפעלה עלול להכליל זבל שאיננו אפסים).

איך נעשה זאת?

נאתחל מערך V מגודל m, מערך pos בגודל m, ומבנה נוסף שנקרא legals.

```
Get(V, i):
    if is_garbage() { return 0 }
    else return A[i]
```

טוב אני נרדם מצטער למי שרצה סיכום. לא מסוגל יותר. אני על 3:50 שעות שינה.

LISTS SOMETHING .... (2)

חזרתי משנצ. תרגיל: נתונה רשימה של מספרים לשלמים. הציעו אלגו' יעיל ככל האפשר שמוחק מהרשימה מספרים זוגיים.

- כאלגוריתם שמשתמש ברשימה כ־ADT
- כפעולה חדשה על רשימה במימוש רשימה מקושרת.

נתחיל מהפתרון הראשון – בפתרון ADT. נוכל לעשות שני דברים, או במילים או בפסאדו קוד. טל טוען שרוב בפסאוגו יהיו פחות טעויות. אם כי לפעמים דיוק לא חשוב במיוחד – לעיתים עדיף לכתוב L[i] מקריאות ולא Retrive.

נגדיר פונ' בפסאדו קוד: (הרצאות הבאות אלמד את החבילה לפסאדו קוד וזה יותר ברור)

```
Remove_Zeros(L):
→ for i←(Length(L, i) - 1) to 0:
→ → if isEven(Retrive(L, i)) then Delete(L, i)
```

דגשים: במקרה כזה, רצו להבין שאנו יודעים להשתמש ב־ADT. לכן שימוש ב־L[i] במקום Retrieve הוא בעייתי. זמן הריצה תלוי מימוש.

ניגש לפתרון של הסעיף השני. מומלץ להסתכל על הפתרון המדויק מהתרגול כי יש מקום לטעויות. באופן כללי נעבור אחד אחד, וכשנגיע לאי זוגי המחיקה תהיה $O(1)$ כי כבר יש לנו מצביע לאובייקט שרוצים להסיר.

CALC .... (3)

מתחילים מהסבר על חסמים אסימפטוטים אבל לא בא לי tikz ובכל מקרה למדנו את זה.

$$f = O(g) \iff \exists c > 0 n_0 \in \mathbb{N}\, \forall n \geq n_0 f(n) \leq cg(n)$$
$$f = o(g) \iff \forall c > 0 \exists n_0 \in \mathbb{N}\, \forall n \geq n_0 f(n) \leq cg(n)$$

באופן דומה עבור חסם תחתון, הדוק וכו'. ראינו את זה מספר פעמים בעבר ודי נמאס לי. בהגדרה של גבול, ראינו:

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

המשמעות של $\limsup$ שזה חוסם אך לא בהכרח יש גבול.

תרגיל. $\log(n!) = \Theta(n \log n)$

ידוע:

$$\log(n!) \leq \log(n^n) = n \log n \implies \log(n!) = O(n \log n)$$

האתגר, הוא להוכיח את הכיוון השני.

$$\log(n!) = \log(1 \cdot 2 \ldots n) \geq \log\left(\frac{n}{2} \cdot \left(\frac{n}{2}+1\right) \cdots n\right) \geq \log\left(\left(\frac{n}{2}\right)^{n/2}\right) = \frac{n}{2}\log\left(\frac{n}{2}\right) = \frac{n}{2}(\log n - \log 2) = \frac{n}{2}\log n - \frac{n}{2}$$
$$= \frac{n}{4}\log n + \frac{n}{4}\log n - \frac{n}{2} = \frac{n}{4}\log n + \underbrace{\frac{n}{4}(\log n - 2)}_{\text{חיובי לכל } n \geq 4} \geq \frac{n}{4}\log n \implies O(\log(n!)) = n \log n$$

עבור $n_0 = 4,\ c = \frac{n}{4}$.