שיעור 9
מבוא לסיבוכיות זמן

9.1 הגדרה של סיבוכיות זמן

עד כה כל הבעיות החישוביות שעסקנו בהן הניחו שהמשאבים שעומדים לרשות מכונת הטיורינג שפותרת אותן הם **בלתי מוגבלים**. כעת נעבור לעסוק בשאלה מה קורה כאשר אנחנו מגבילים חלק ממשאבים אלו. יש סוגים רבים של משאבים שניתן לעסוק בהם, אבל שני הנפוצים ביותר בתיאוריה של מדעי המחשב הם

- **זמן החישוב**,
- **הזיכרון שנדרש לצורך החישוב**.

אחת מהבעיות שבהן נתקלים:
כשמעוניינים למדוד את צריכת המשאבים הללו של אלגוריתם מסויים היא שלא ברור כיצד למדוד אותם.
האם זמן חישוב נמדד בשניות?
אם כן, כיצד ניתן לחשב את זמן החישוב עבור אלגוריתם נתון?
האם עלינו לקודד ולהריץ אותו על מחשב מסוים?

אבל במחשבים שונים האלגוריתם ירוץ זמנים שונים בשל

- יעילות המעבד,
- אופטימיזציות שמתבצעות ברמת המעבד,
- אופטימיזציות בזמן הקומפליצה,

וכיוצא בהן.

אפילו תנאים חיצוניים כמו החום בסביבת המעבד עשויים להשפיע על זמן הריצה. מכאן הרצון למצוא הגדרה **תיאורטית** של זמן ריצה, שאינה תלויה בחומרה זו או אחרת.

הערה 9.1

זמן הריצה של מ"ט M על קלט w, נמדד ביחס לגודל הקלט w, כלומר $f(|w|)$.

הגדרה 9.1 זמן הריצה של מכונת טיורינג

זמן הריצה של מ"ט M על קלט w היא פונקציה $f(|w|)$ השווה למספר הצעדים הנדרש בחישוב של M על w.

הגדרה 9.2 סיבוכיות זמן של בעיה/שפה

בהינתן קלט w באורך $n = |w|$. אומרים כי ניתן להכריעה שפה L בזמן $f(n)$ אם קיימת מ"ט M המכריעה את L כך שלכל $w \in \Sigma^*$, זמן הריצה של M על w חסום ע"י $f(|w|)$.

דוגמה 9.1 סיבוכיות זמן של השפה של מחרוזות האוניריות

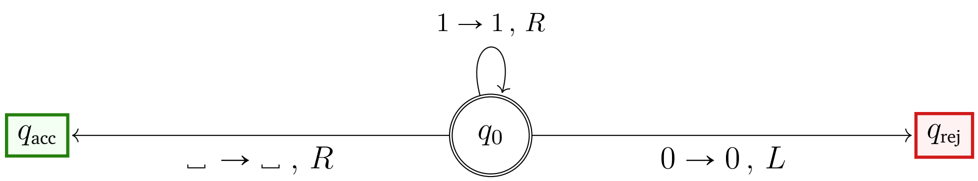
נתבונן על השפה של מחרוזות האוניריות הבאה:

$$L = \left\{ 1^n \mid n \geqslant 1 \right\} \ .$$

נבנה מכונת טיורינג הבאה שמכריעה אותה:

$$M = (Q, q_0, \Sigma, \Gamma, \delta, q_{\text{acc}}, q_{\text{rej}})$$

כאשר $\Sigma = \{0,1\}$ ו- $\Gamma = \{0,1,\text{␣}\}$. המצבים והמעברים מתוארים בהתרשים מצבים שלמטה:



בכדי לחשב את הסיבוכיות זמן של L נתאר את המכונה בפסאודוקוד:

$M =$ על כל קלט w:

(1
- אם המילה היא מילת הריקה תדחה.
- אחרת ממשיכה לשלב 2).

(2
- אם התו הנקרא 0 תדחה.
- אחרת אם התו הנקרא הוא ␣ תקבל.
- אחרת חוזרת לשלב 2).

ככל שהקלט ארוך יותר, כך M תבצע צעדי חישוב רבים יותר.
בפרט המספר הצעדים המקסימלי הוא במקרה שבקלט w יש רק תווי 1 ולכן המ"ט תבצעת $|w| = n$ צעדי חישוב. בכל מקרה אחר היא תבצעת פחות מ- n צעדים.

$\Leftarrow$ חסם העליון של מספר צעדי חישוב של M על קלט w הוא n כאשר $n = |w|$.

$\Leftarrow$ M עוצרת בזמן $O(n)$

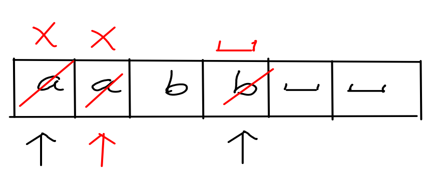
$\Leftarrow$ L כריעה בזמן $O(n)$.

$\Leftarrow$ $L \in TIME(n)$.

באופן כללי, אם מכונה על קלט w מבצעת פחות מ־ $|w|$ צעדי חישוב, המשמעות היא המכונה כלל לא קראה את כל הקלט, וזה אינו מקרה נפוץ במיוחד (אם כי הוא בהחלט קיים). אם כן ברור שמדידת זמן הריצה היא תמיד **ביחס לאורך הקלט**.

דוגמה 9.2

נבנה מ"ט M עם סרט יחיד שמכריעה את השפה $L = \left\{ a^n b^n \mid n \geqslant 0 \right\}$.



<u>התאור של M:</u>

על קלט w:

(1) אם התו שמתחת לראש הוא $\sqcup$ $\Leftarrow$ מקבלת.

(2) אם התו שמתחת לראש הוא b $\Leftarrow$ דוחה.

(3) מוחקת את התו שמתחת לראש ע"י X.

(4) מזיזה את הראש ימינה עד התו הראשון משמאל ל- $\sqcup$.

- אם התו הוא a או X $\Leftarrow$ דוחה.
- מוחקת את התו שמתחת לראש ע"י $\sqcup$, מזיזה את הראש שמאלה עד התו הראשון מימין ל- X וחוזרת ל- (1).

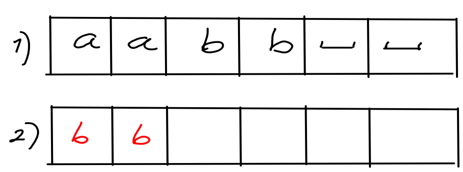
<u>זמן הריצה</u>

- M מבצעת $\frac{|w|}{2}$ איטרציות.
- בכל איטרציה M סורקת את הסרט פעמיים וזה עולה $O(|w|)$.
- לכן סה"כ זמן הריצה של M חסום ע"י

$$\frac{|w|}{2} \cdot O(|w|) = O\left(|w|^2\right) \ .$$

דוגמה 9.3

נבנה מ"ט מרובת סרטים M' שמכריעה את השפה $L = \left\{a^n b^n \mid n \geqslant 0\right\}$.



<u>התאור של M':</u>

על קלט w:

(1) מעתיקה את ה- b-ים לסרט 2 (ותוך כדי בודקת האם w מהצורה a^*b^*). $O(|w|)$.

(2) מזיזה את הראשים לתחילת הסרטים. $O(|w|)$.

(3) אם שני הראשען מצביעים על $\sqcup$ $\Leftarrow$ מקבלת.

(4) אם אחד הראשים מצביע על $\sqcup$ והשני לא $\Leftarrow$ לא.

(5) מזיזה את שהע הראשים ימינה וחוזרת לשלב (3). שלבים (3-5): $O(|w|)$.

זמן הריצה

זמן הריצה של M' הוא $O(|w|)$.

הגדרה 9.3 $TIME(f(n))$

נגדיר הקבוצת השפות $TIME(f(n))$ כך שלכל שפה $L \in TIME(f(n))$ קיימת מכונט טירינג דטרמיניסטית שמכריעה את L בזמן לכל היותר $f(n)$, כאשר n הוא האורך של הקלט:

$$TIME(f(n)) = \left\{ L \;\middle|\; \text{קיימת מ"ט דטרמיניסטית המכריעה } L \text{ בזמן } O(f(n)) \right\} .$$

דוגמה 9.4

עבור השפה בדוגמה 9.2:

$$L \in TIME\left(n^2\right) .$$

דוגמה 9.5

עבור השפה בדוגמה 9.3:

$$L \in TIME(n) .$$

9.2 יחס בין הסיבוכיות של מכונת טיורינג עם סרט יחיד ומכונת טיורינג מרובת סרטים

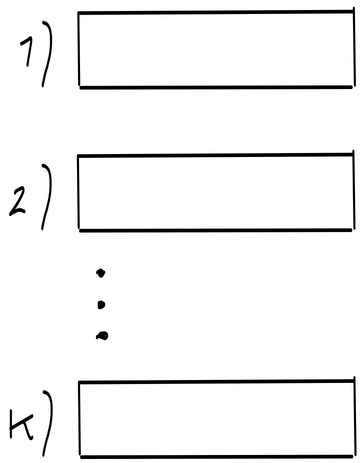
משפט 9.1

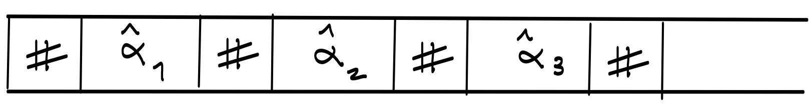
לכל מ"ט מרובת סרטים M הרצה בזמן $f(n)$ קיימת מ"ט סרט יחיד M' השקולה ל- M ורצה בזמן $O\left(f^2(n)\right)$.

הוכחה:

בהינתן מ"ט מרובת סרטים M, הרצה בזמן $f(n)$, נבנה מ"ט עם סרט יחיד M' באותו אופן כמו בהוכחת השקילות במשפט 3.1.

כלומר, M' שומרת את התוכן של k סרטים של M על הסרט היחיד שלה (עם הפרדה ע"י #), ובכל צעד חישוב, M' סורקת את הסרט שלה כדי לזהות שת האותיות שמתחת לראשים (שמסומנות ב- $\hat{\alpha}$) ואחרי זה, משתמשת בפונקציית המעברים של M, וסורקת את הסרט פעם נוספת כדי לעדכן את התוכן בכל אחד מהסרטים ואת מיקום הראש בכל אחד מהסרטים.





כמה לוקח ל- M' לסרוק את הסרט שלה? מכיוון שהסרט של M' מכיל את התוכן של k הסרטים של M, והגודל של כל אחד מהסרטים של M חסום ע"י $f(n)$, גודל הסרט של M' חסום ע"י

$$k \cdot f(n) = O\left(f(n)\right) \ .$$

העלות של הסריקה של M' לסרט שלה היא $O\left(f(n)\right)$ וזה עלות של צעד חישוב בריצה של M' על הקלט.

מכיוון ש- M רצה בזמן $f(n)$, זמן היצרה של M' חסום ע"י

$$f(n) \cdot O\left(f(n)\right) = O\left(f^2(n)\right) \ .$$

■

9.3 יחס בין הסיבוכיות של מ"ט דטרמיניסטית ומ"ט א"ד

משפט 9.2

לכל מ"ט א"ד N הרצה בזמן $f(n)$, קיימת מ"ט דטרמיניסטית D השקולה ל- N ורצה בזמן $2^{(f(n))}$.

הוכחה:
בהינתן מ"ט א"ד N הרצה בזמן $f(n)$ מ"ט דטרמיניסטית D באותו אופן כמו בהוכחת השקילות במשפט 4.1.

כלומר, בהינתן קלט w, D תסרוק את עץ החישוב של N ו- w לרוחב ותקבל כל אחד החישובים של N המסתיים ב- q_{acc}.

בהינתן קלט w באורך n:

- כל מסלול בעץ החישוב של N על w חסום ע"י $f(n)$.
- מספר החישובים ש- D מבצעת חסום ע"י מספר הקודקודים בעץ החישוב של N ו- w.
- מכיוון שמספר הבנים של כל קודקוד בעץ החישוב חסום ע"י

  $$C = 3|Q| \cdot |\Gamma|$$

  מספר הקודקודים בעץ החישוב חסום ע"י

  $$C^0 + C^2 + \ldots C^{f(n)} \leqslant C^{f(n)+1} = C \cdot C^{f(n)} \ .$$

  ולכן זמן הריצה של D חסום ע"י

  $$f(n) \cdot C \cdot C^{f(n)} \leqslant C^{f(n)} \cdot C^{f(n)} = C^{2f(n)} = \left(C^2\right)^{f(n)} = 2^{C' \cdot f(n)} = 2^{O(f(n))} \ .$$

נתייחס כאן לשני החסמים הבאים: ■

1) חסם פולינומיאלי הוא חסם מהצורה n^c עבור $c > 0$ כלשהו.

2) חסם אקספוננציאלי הוא חסם מהצורה 2^{n^c} עבור $c > 0$ כלשהו.

9.4 המחלקה P

הגדרה 9.4 בעיית הכרעה

בעיית הכרעה מוגדרת באופן הבא:

"בהינתן קלט כלשהו, האם הקלט מקיים תנאי מסוים "

דוגמה 9.6

בהינתן מספר n, האם n ראשוני?

כל בעיית הכרעה ניתן לתאר כפשה שקולה:

$$L_{\text{prime}} = \left\{ \langle n \rangle \;\middle|\; n \text{ ראשוני} \right\} \ .$$

משפט 9.3

שפה $\equiv$ בעיית הכרעה .

הגדרה 9.5 אלגוריתם זמן פולינומיאלי

אומרים כי אלגוריתם A מכריעה בעייה בזמן פולינומיאלי אם קיים קבוע $c > 0$ כך שזמן הריצה של A על כל קלט w חסום ע"י $O\left(|w|^c\right)$.

משפט 9.4 התזה של צירץ' (Church Thesis)

אם קיים אלגוריתם המכריע בעייה בזמן פולינומיאלי, אז קיימת מכונת טיורינג דטרמיניסטית המכריעה את השפה השקולה לבעייה זו בזמן פולינומיאלי.

מכונת טיורינג $\equiv$ אלגוריתם מכריעה .

הגדרה 9.6 המחלקה P

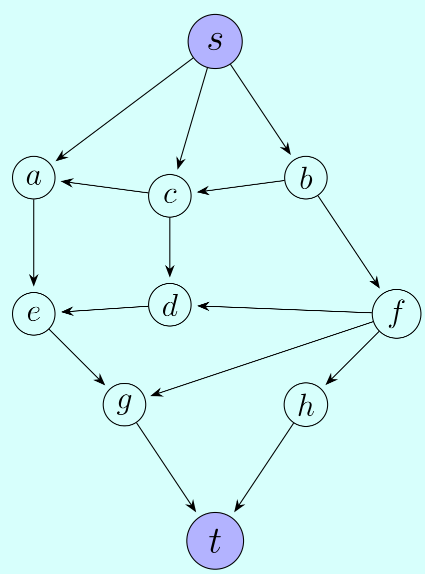
המחלקה P היא אוסף כל הבעיות (השפות) שקיים עבורן אלגוריתם (מכונת טיורינג דטרמיניסטית) המכריע אותן בזמן פולינומיאלי.

דוגמה 9.7

$$L = \left\{a^n b^n \;\middle|\; n \geqslant 0\right\} \in P \ .$$

9.5 בעיית PATH

הגדרה 9.7 בעיית המסלול בגרף מכוון



קלט: גרף מכוון $G=(V,E)$ ושני קודקודים $s,t \in V$.

פלט: האם קיים מסלול ב- G מ- s ל- t?

$$PATH = \left\{\langle G,s,t\rangle \;\middle|\; \text{קיים מסלול ב- } G \text{ מ- } s \text{ ל- } t\right\}$$

משפט 9.5

$$PATH \in P\ .$$

הוכחה: נבנה אלגוריתם A עבור הבעייה $PATH$.

$A =$ על קלט $\langle G, s, t\rangle$:

1) צובע את s.

2) מבצע $|V|-1$ פעמים:

- לכל צלע $(u,\mathrm{v}) \in E$:
  - אם u צבוע $\Leftarrow$ צבע את v.

3)
- אם t צבוע $\Leftarrow$ החזיר "כן ".
- אחרת $\Leftarrow$ החזיר "לא".

זמן ריצה של האלגוריתם הוא $O(|V|\cdot|E|)$ פולינומיאלי במספר הקודקודים $|V|$.

האם זה פולינומיאלי בגודל הקלט $|\langle G\rangle|$?

איך נקודד את G?

- נניח כי $|V|=n$ ו- $V=\{1,2,3,\quad\cdots\quad,n\}$.
- נניח כי הצלעות נתונות ע"י מטריצה M בגודל $n\times n$ כך ש-

$$M_{ij}=\begin{cases}1 & (i,j)\in E\\ 0 & (i,j)\notin E\end{cases}\ .$$

- נניך כי מספרים מקודדים בבסיס ביניארי.
- אזי גודל הקידוד של G שווה $n^2+n\log_2 n$, כלומר

$$|\langle G\rangle| = \Omega\left(|V|^2\right) \qquad \Rightarrow \qquad |V| = O\left(|\langle G\rangle|\right)\ .$$

ולכן כל אלגוריתם הרץ בזמן פולינומיאלי במספר הקודקודים $|V|$ ירוץ בזמן פולינומיאלי בגודל הקידוד $|\langle G\rangle|$.

ולכן A רץ בזמן פולינומיאלי בגודל הקלט. ■

9.6 הבעיית $RELPRIME$

הגדרה 9.8 מספרים זרים (Relatively prime)

אומרים כי שני מספרים שלמים x,y הם זרים אם המחלק המשותף הגדול ביותר, מסומן $\gcd(x,y)$, שווה 1.

הגדרה 9.9 בעיית $RELPRIME$

קלט: שני מספרים x ו- y.

פלט: האם x ו- y זרים?

$$RELPRIME = \{\langle x,y\rangle \mid \gcd(x,y)=1\} \ .$$

אנחנו נוכיח כי ניתן להכריע את $RELPRIME$ בזמן פולינומיאלי, כלומר נוכיח $RELPRIME \in P$ במשפט 9.8 למטה. לפניכן נסביר את האלגוריתם של אוקלידס למציאת ה- gcd של שני שלמים, ומתוך זה נוכל לחשב את הסיבוכיות זמן של $RELPRIME$. ראשית נזכיר משפט שלמדנו בקורסים קודמים:

משפט 9.6 השמפט של האלגוריתם של אוקלידס

אם x,y שלמים אז

$$\gcd(x,y) = \begin{cases} x & y=0 \\ \gcd(y, x \bmod y) & y\neq 0 \end{cases} \ .$$

הוכחה: ההוכחה היא לא חלק של הקורס ומופיע בסעיף האחרון "הוכחות של משפטים שימושיים" בדף 104. ■

האלגוריתם של אוקלידס הוא אלגוריתם, שמקבל כקלט שני מספרים x,y ופולט את $\gcd(x,y)$. הוא מתבוסס על המשפט 9.6. האלגוריתם עצמו הוא כדלקמן:

$EUCLID =$ על קלט x,y:

(1) כל עוד $y\neq 0$:

(2) $x \leftarrow x \bmod y$

(3) $\text{swap}(x,y)$

(כלומר מחליפים בין x ו- y).

(4) מחזירים את x.

לדוגמה:

$$\gcd(18,32)=\gcd(32,18)=\gcd(18,14)=\gcd(14,4)=\gcd(4,2)=\gcd(2,0)=2 \ .$$

כדי להוכיח כי $RELPRIME \in P$ נצטרך למשפט עזר הבא:

משפט 9.7 (משפט עזר)

אם $y > x$ אז $\frac{x}{2} > x \bmod y$.

הוכחה: ההוכחה היא לא חלק של הקורס ומופיע בסעיף האחרון "הוכחות של משפטים שימושיים" בדף 105. ■

משפט 9.8

$$RELPRIME \in P \ .$$

הוכחה:
נבנה אלגוריתם A המכריע את $RELPRIME$ בזמן פולינומיאלי. $RELPRIME$ היא השפה של הבעיה, שמקבלת כקלט שני מספרים שלמים x,y ומחזירה תשובה לשאלה, האם x,y זרים. כלומר:

$$\langle x,y\rangle \in RELPRIME \iff \gcd(x,y)=1 \ .$$

לכן A משתמש בהאלגוריתם של אוקלידס $EUCLID(x,y)$ כדי לחשב $\gcd(x,y)$.

<u>**בניית האלגוריתם A המכריע $RELPRIME$:**</u>

$A=$ " על קלט $\langle x,y\rangle$: A מריץ את $EUCLID$ על x ו- y.

- אם $EUCLID(x,y)$ מחזיר $\gcd(x,y)=1$ אז A מקבל.
- אחרת A דוחה."

<u>**הוכחת הנכונות**</u>

הנכונות של A מנובעת ישר מהנכונות של האלגוריתם האוקלדס, $EUCLID$.

<u>**סיבוכיות זמן**</u>

נראה כי A רץ בזמן פולינומיאלי בגודל הקלט $\langle x,y\rangle$.

- לפי משפט עזר 9.7: $x \bmod y < \dfrac{x}{2}$.
- בכל איטצרציה, בשלב (2) המשתנה x מקבל את הערך החדש $x \leftarrow x \bmod y$.
- לכן בכל איצטרציה הערך החדש של x קטן ממש מחצי של הערך הקודם של x.
- לכן אחרי כל איטרציה, x קטן בלפחות חצי.
- בשלב (3), A מחליף בין x ו- y, אז אחרי כל 2 איטרציות, גם x קטן בלפחות חצי וגם y קטן בלפחות חצי.
- לכן המספר המקסימלי של פעמים שאפשר לבצע שלבי (2) ו- (3) היא $\min\left(\ 2\lfloor \log_2 x\rfloor \ ,\ 2\lfloor \log_2 y\rfloor\ \right)$.
- לכן המספר המקסימלי של האיטרציות ש $EUCLID$ מבצע הוא $m=\min\left(\ 2\lfloor \log_2 x\rfloor \ ,\ 2\lfloor \log_2 y\rfloor\ \right)$.
- וזה בדיוק זמן הריצה של האלגוריתם A.

ולכן A רץ בזמן פולינומיאלי בגודל הקלט.

ולכן

$$RELPRIME \in P \ .$$

■

9.7 *הוכחות של משפטים שימושיים

משפט 9.9 השמפט של האלגוריתם של אוקלידס

אם x, y שלמים אז

$$\gcd(x,y)=\begin{cases} x & y=0\\ \gcd(y, x \bmod y) & y\neq 0\end{cases} .$$

הוכחה: (להעשרה בלבד)
המטרה של ההוכחה הזו היא רק להוסיף הבנה להוכחה של משפט 9.8 לסיבוכיות זמן של $RELPRIME$ למטה.
היא לא הוכחה שאתם תיבחנו עליה ואפשר לדלג עליה.
נתחיל אם משפט החילוק של אוקלידס, שאומר שאם x, y שלמים אז קיימים שלמים q ו- $0 \leqslant r < y$ כך ש:

$$x = qy + r = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor y + (x \bmod y) \ . \tag{1*}$$

נגדיר $d \triangleq \gcd(x,y)$.
מכיוון ש- d הוא מחלק משותף של x ו- y אז $d \mid x$ וגם $d \mid y$. לכן בזכות משוואה (1*):

$$(d \mid x) \wedge (d \mid y) \xRightarrow{\text{(1*) משוואה}} d \mid (x \bmod y)$$

ז"א $d \mid y$ וגם $d \mid (x \bmod y)$ אז בהכרח:

$$d \mid \gcd(y, x \bmod y) \ . \tag{2*}$$

כעת נגדיר $\bar{d} \triangleq \gcd(y, y \bmod x)$.
מכיוון ש- $\bar{d}$ הוא מחלק משותף של y ו- $x \bmod y$ אז $\bar{d} \mid y$ וגם $\bar{d} \mid x \bmod y$. לכן בזכות משוואה (1*):

$$(\bar{d} \mid y) \wedge (\bar{d} \mid x \bmod y) \xRightarrow{\text{(1*) משוואה}} \bar{d} \mid x$$

ז"א $\bar{d} \mid y$ וגם $\bar{d} \mid x$ אז בהכרח:

$$\bar{d} \mid \gcd(x,y) \ . \tag{3*}$$

לסיכום, לפי משוואות (2*) ו- (3*):

$$d \mid \bar{d} \quad \wedge \quad \bar{d} \mid d \ .$$

מכיוון ש- $d, \bar{d} > 0$ אז בהכרח $d = \bar{d}$, ז"א $\gcd(x,y) = \gcd(y, x \bmod y)$. ∎

משפט 9.10 (משפט עזר)

אם $x > y$ אז $x \bmod y < \frac{x}{2}$.

הוכחה: יש שני מקרים:

1) $y \leqslant \frac{x}{2}$

2) $y > \frac{x}{2}$

נוכיח את הטענה עבור שני המקרים.

מקרה 1: $y \leqslant \frac{x}{2}$.

לפי משפט החילוק של אוקלידס אם x,y שלמים עבורם $x > y$ אז קיימים $q = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor$ ו- $r = x \bmod y$ כך ש $0 \leqslant r < y$ ו-

$$x = qy + r = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor y + (x \bmod y) \ .$$

בפרט $r < y$ וגם $y \leqslant \frac{x}{2}$ לפיכך $x \bmod y < y \leqslant \frac{x}{2}$.

מקרה 2: $y > \frac{x}{2}$.

לפי משפט החילוק של אוקלידס אם x,y שלמים עבורם $x > y$ אז קיימים שלם $q = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor$ ושלם $r = x \bmod y$ כך ש $0 \leqslant r < y$ ו-

$$x = qy + r = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor y + (x \bmod y) \ .$$

בפרט אם $y > \frac{x}{2}$ אז $x < 2y$. אז בהכרח $q < 2$. מכיוון ש- $x > y$ ו- $q = \left\lfloor \frac{x}{y} \right\rfloor$ אז הערך המינימלי של q הוא $q = 1$. לכן אם $q < 2$ בהכרח $q = 1$. לכן יש לנו

$$x = qy + r = (1)(y) + ry + (x \bmod y) \ .$$

מכאן

$$x - y = x \bmod y \ .$$

כעת נציב את ההנחה ההתחלתית $y > \frac{x}{2} \Leftarrow x - y < \frac{x}{2}$ ונקבל

$$x \bmod y < \frac{x}{2} \ .$$

■