13.06.2022

Rozważamy wyrażenie regularne z

- dodatkowym symbolem podnoszenia do kwadratu: e^2. Wtedy $|e^2| = |e|+1$, $L(e^2) = L(e) \cdot L(e)$.
- dodatkowym symbolem dopełnienia: e^c. Wtedy $L(e^c) = \Sigma^* \setminus L(e)$, $|e^c| = |e| + 1$.

PROBLEM TOTALNOŚCI REX

Okaże się, że problem totalności:

1) dla RE jest PSPACE-zupełny
2) dla RE(2) jest EXPSPACE-zupełny
3) dla RE(c) jest nieelementarny.

Rozważamy rodziny funkcji:

- EXP: $f = \Theta(2^g)$, g: wielomian
- k-EXP: $f = \Theta(2^g)$, $g \in (k-1)$-EXP

Klasa funkcji elementarnych: $\bigcup_{k>0}^{\infty}$ k-EXPTIME $=$ $\bigcup_{k>0}^{\infty}$ k-EXPSPACE

bo k-EXPSPACE $\subseteq$ (k+1)-EXPTIME

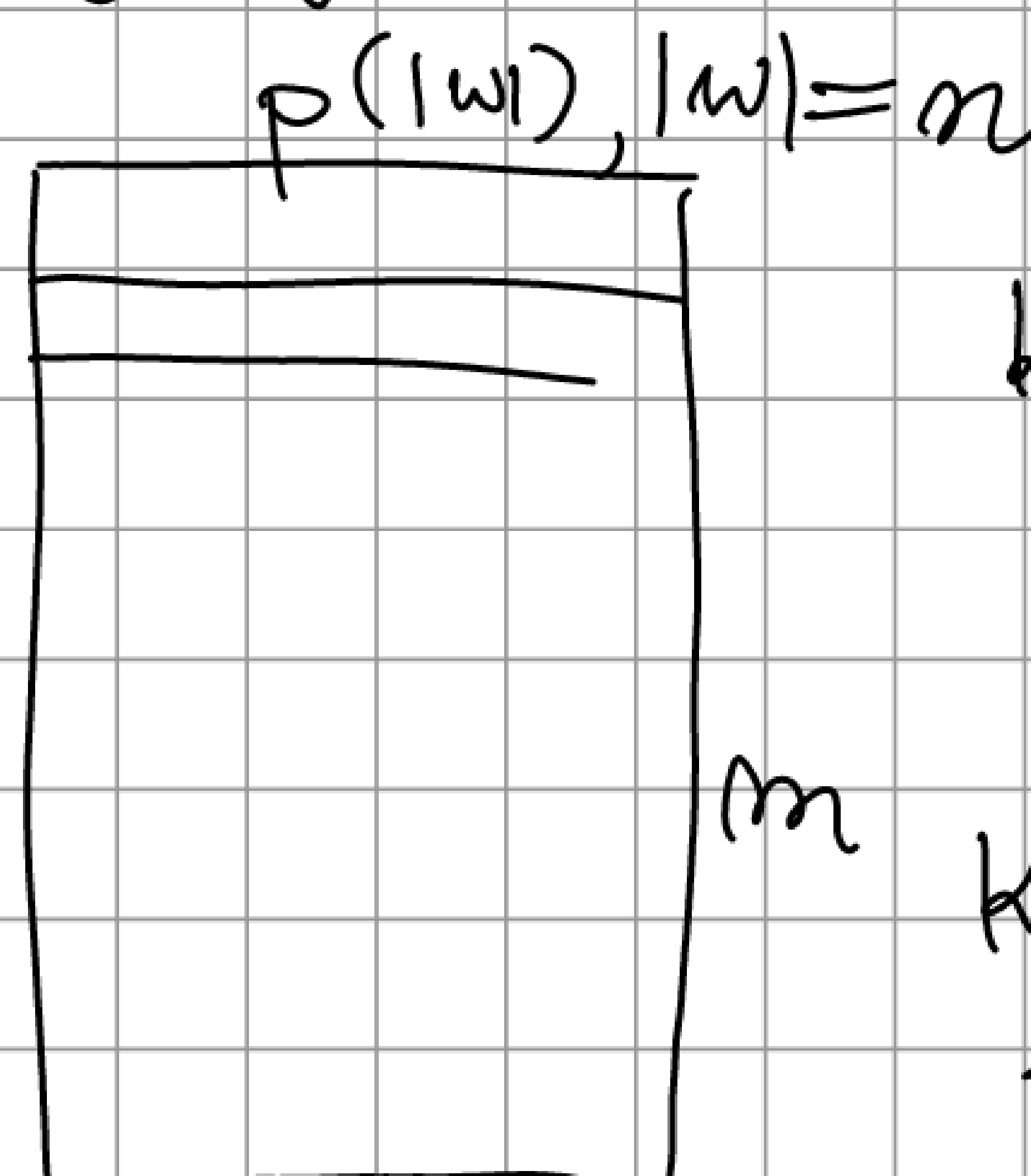
Rodzina $\mathcal{F}$. Kanoniczny problem $\mathcal{F}$-TIME (SPACE)-zupełny

Dają MT M, $w \in \Sigma^*$, $p \in \mathcal{F}$ i pytają czy M akceptuje w w czasie (pamięci) $p(|w|)$?

D-d.(1) Dają MT M, $w \in \Sigma^*$, $p \in POLY$.

Najpierw zmieniamy (redukujemy) ją w M', $\mathcal{E}$, p.

To zmieniam w problem kafelkowania dla tej maszyny: $K, E_n, p(|w|)$, K^4



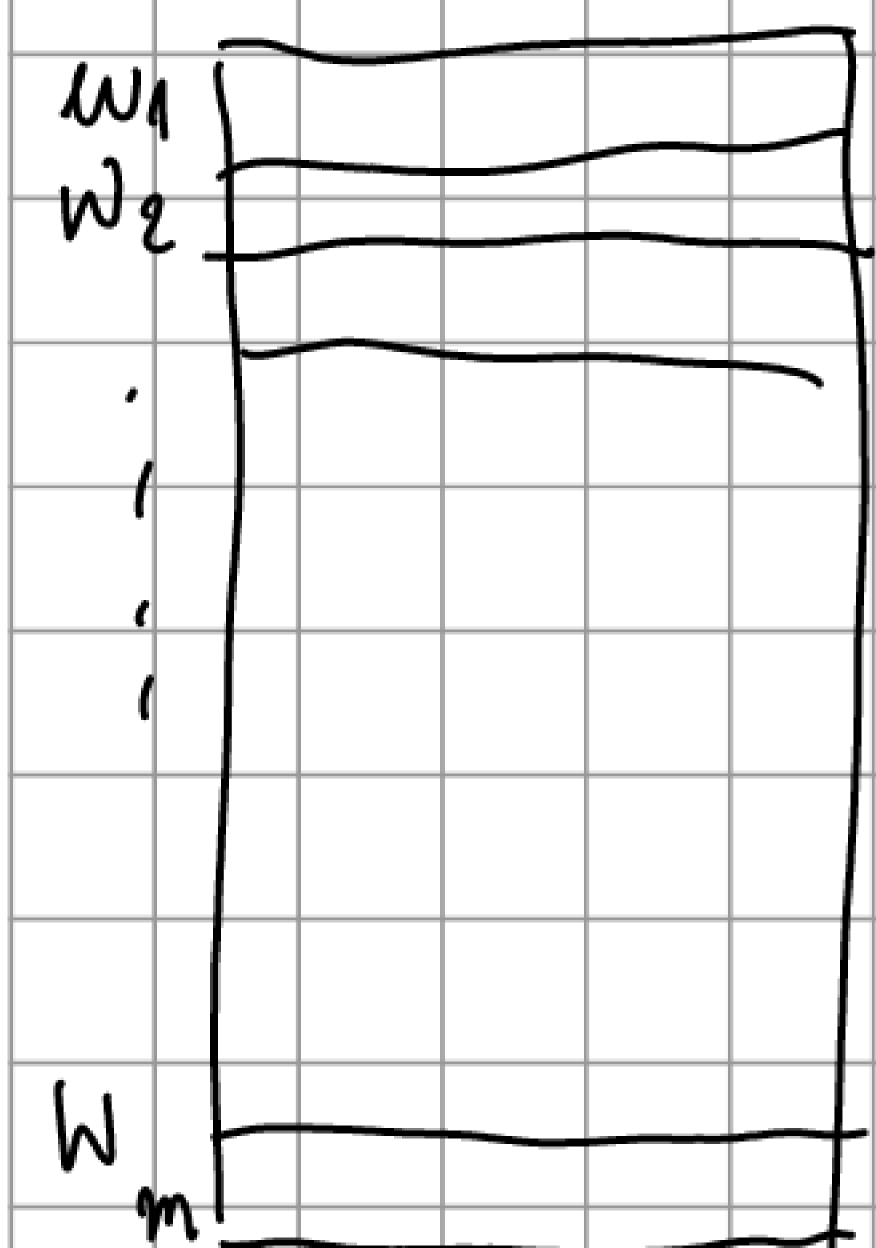
Kaf 1) każdy kafelek 2x2 należy do E

Kaf 2) Pierwszy i ostatni rząd są postaci $N C B^* N$

Kaf 3) wymiary są $m \times p(|w|)$

$(K^2)^*$ $\Sigma = K^2 \cup \{\#\}$

$$\binom{w_1}{w_2} \# \binom{w_2}{w_3} \# \dots \# \binom{w_{m-1}}{w_m}$$



kodowanie kolorowania

Napiszemy e dopasowujące się do słów u, które NIE kodują poprawnych kolorowań

K1) $\Sigma^* \begin{pmatrix} a_1 & b_1 \\ a_2 & b_2 \end{pmatrix} \Sigma^*$, gdzie $\begin{pmatrix} a_1 & b_1 \\ a_2 & b_2 \end{pmatrix} \notin E$

K2) Początek i koniec NIE są postaci

NCB^*N

K3) $\Sigma^* \binom{a_1}{a_2} \Sigma^{p(n)} \binom{b_1}{b_2} \Sigma^*$, $a_2 \neq b_1$

$\Sigma^* \binom{a_1}{a_2} \Sigma^{p(n)} \# \Sigma^*$ i symetrycznie

K4) $(\neg\#)^{p(n)+1} \Sigma^* + (\neg\#)^{<p(n)-1} \# \Sigma^*$

e : alternatywa wyrażeń K1–4

Wniosek 1) Dla danej MT M, słowa $w \in \Sigma^*$, $p(x) \in POL$ istnieje $e_{M,w}$ t. że $\overline{L(e_{M,w})} = \{H^p_{M,w}\}$

Problem EXPTIME-zupełności możemy rozwiązać tak samo, ale w K3 i K4 wyrazimy $\Sigma^{p(n)} = \Sigma^{2^{q(n)}} = ((\Sigma^{2})^{2^{\cdot^{\cdot^{\cdot}}}})\}q(n)$,

gdzie $p(n) = 2^{q(n)}$, $q \in POLY$

Dla problemu z dopełnieniem pokażemy, że problem $RE(C)$ jest k-EXPSPACE trudny dla $k \in \mathbb{N}$.

Pokażemy, że jest 1-EXPSPACE-trudny, 2-EXPSPACE-trudny, a resztę przez indukcję.

Wybacz czytelniku, ale nie dam rady tego sensownie zanotować.