

1. *Nejčastější výskyt*: Jaký řetězec délky  $k$  se vyskytuje nejčastěji jako podřetězec řetězce  $S$ ?
2. *Nejdelsí společný podřetězec*: Na vstupu dostaneme slova  $A, B$  a chceme najít jejich nejdelsí společný podřetězec.
3. *Vícero zdrojů/stoků*: Jak vyřešit případ, kdy mám zdrojů a stoků více?
4. *F-F s celočíselnými vahami*: Ukažte, že Fordův-Fulkersonův algoritmus zlepší tok v každé fázi alespoň o 1, pokud jsou váhy celočíselné. Tudíž složitost je  $O(|f|(m+n))$ .
5. *F-F s racionálními vahami*: Zastaví se Fordův-Fulkersonův algoritmus pokud jsou váhy racionální?
6. *Špatná síť*: Najděte příklad malé sítě, na níž může Ford-Fulkersonův algoritmus provést více než milion iterací.
7. *Párování*: Najděte maximální párování v bipartitním grafu.

8. *Dvoudimenzionální hledání*: Jak najdeme matici  $m \times m$  v matici  $n \times n$ .
9. *Nekonečný F-F*: Najděte síť s reálnými kapacitami, na níž Fordův-Fulkersonův algoritmus nedoběhne. Lze zařídit, aby k maximálnímu toku ani nekonvergoval?
10. *Nečekaná záchrana*: Přímočará implementace Fordova-Fulkersonova algoritmu bude nejspíš graf prohledávat do šířky, takže vždy najde nejkratší nenasycenou cestu. Pak překvapivě platí, že algoritmus zlepší tok jen  $\mathcal{O}(nm)$ -krát, než se zastaví. Návod k důkazu: Nechť  $\ell(u)$  je vzdálenost ze zdroje do vrcholu  $u$  po nenasycených hranách. Nejprve si rozmyslete, že  $\ell(u)$  během výpočtu nikdy neklesá. Pak dokažte, že mezi dvěma nasyceními libovolné hrany  $uv$  se musí  $\ell(u)$  zvýšit. Proto každou hranu nasytíme nejvýše  $\mathcal{O}(n)$ -krát.
11. *Řídké hrany*: Najděte v grafu největší množinu hran takovou, že se každého vrcholu dotýká nejvýše  $k$  hran.