1. *Nejčastější výskyt:* Jaký řetězec délky k se vyskytuje nejčastěji jako podřetězec řetězce S?
2. *Nejdelší společný podřetěžec:* Na vstupu dostaneme slova A, B a chceme najít jejich nejdelší 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.