Příklad (řeka)
Je dáno povodí řeky ve formě orientovaného stromu, v němž každý vrchol je buď soutok nebo molo (či současně obojí). Pro každý úsek mezi sousedícími vrcholy je dána jejich vzdálenost (malé přirozené číslo). Je dáno malé přirozené číslo d. Otázka je, zda v povodí existují dvě mola, kde jedno je dosažitelné po proudu od druhého a jejichž vzdálenost je přesně d. Popište algoritmus, který na danou otázku odpoví.

Řešení
V každém vrcholu si pro každou hodnotu $1, 2, \ldots, d-1$ budeme uchovávat, zda se do tohoto vrcholu umíme dostat po proudu z nějakého mola na tuto vzdálenost. Zároveň si budeme uchovávat seznam vrcholů, do kterých už nevede hrana (kterou jsme ještě nezkoumali, tj. pokud jsem to správně pochopil, na začátku listy). A u každého vrcholu $\deg_{in}$ (počet neprozkoumaných hran vedoucích do tohoto vrcholu), abychom uměli aktualizovat předchozí seznam. (Graf budeme uchovávat jako seznamy sousedů pro každý vrchol.)

Náš algoritmus následně vezme vrchol ze seznamu a aktualizuje sousední vrcholy po proudu (tj. pokud jsem to správně pochopil otec řešeného vrcholu). Tj. jestliže se do tohoto vrcholu dá dostat z mola po proudu ve vzdálenosti l a má souseda ve vzdálenosti v po proudu, pak se dá dostat do souseda ze vzdálenosti $l+v$. Pokud $l+v=d$, pak jsme vyhráli. Pokud $l+v>d$, tak (předpokládám, že délka řeky je nezáporná) se z daného mola touto cestou už nedostaneme na vzdálenost d. Nakonec všechny sousedy, kteří po aktualizaci mají $\deg_{in}=0$, přidáme do seznamu a řešený vrchol z něho odstraníme.

Nyní si všimneme 2 věcí: První – náš seznam bude prázdný až ve chvíli, kdy vyřešíme všechny vrcholy. To můžeme nahlédnout jednoduše, pokud zvolíme libovolný vrchol a půjdeme proti proudu, nemůžeme jít do nekonečna, protože ve stromu nejsou cykly.

Druhá – vrcholy ze seznamu už mají uzavřenou dosažitelnost (tj. všechna mola proti proudu od tohoto vrcholu už jsme prozkoumali, a pokud se z nich lze dostat do tohoto vrcholu na méně než d kroků, tak je vyřešíme). U vrcholů, které jsou v seznamu na začátku, je to pravda. Jakmile vrchol má $\deg_{in}=0$, tak už jsme prozkoumali všechny vrcholy proti proudu. Ty už v seznamu byly, takže to o nich platilo. Tudíž jsme prozkoumali i všechna mola proti proudu od tohoto.

Pro výpočet časové a prostorové složitosti označme n počet vrcholů. Hran je pak $n-1=O(n)$. Každý vrchol zpracováváme jednou a přes každou hranu aktualizujeme jednou d prvků, tedy časová složitost je $O(n+n\cdot d)=O(n\cdot d)$. Pamatovat si potřebujeme jen seznam vrcholů a v každém vrcholu d vzdáleností k molům, tedy prostorová složitost je také $O(n+n\cdot d)=O(n\cdot d)$.