

# A simple algorithm for Lempel-Ziv factorization

VM

21 maja 2022

Faktoryzacja Lempel-Ziv’a dla słowa  $w$  jest takim rozkładem  $u_0u_1\dots u_k = w$ , że każde  $u_i$ , za wyjątkiem możliwie ostatniego, jest albo najdłuższym prefiksem  $u_iu_{i+1}\dots u_k$  i występuje jako podsłowo w  $u_0u_1\dots u_i$ , ale nie tylko jako sufix, albo jest pojedynczym symbolem, gdy takiego prefiksu nie ma.

Authorzy proponują algorytm pozwalający obliczać faktoryzację w czasie liniowym i pamięci  $o(n)$ . Jeszcze poprzedni wynik tych samych autorów osiągał liniowy czas i pamięć, natomiast różnica pomiędzy dużym  $O(n)$  tamtego algorytmu, i małym  $o(n)$  dzisiejszego, jest na tyle istotna, że nowy algorytm został opublikowany.

Algorytm ten, tak jak i poprzedni, korzysta z tablicy Longest Previous Factor. Aby zrozumieć co to jest, weźmy dowolne słowo  $m$ . Aby  $m$  było najdłuższym czynnikiem poprzednim, musi ono być najdłuższym podslowem słowa  $w[1..i+|m|-1]$  spośród wszystkich możliwych prefiksów  $w[i..n]$ . Wtedy jego długość będzie występować w tablicy LPF na pozycji  $i$ -tej.

Gdy już posiadamy tablicę LPF, wyznaczanie faktoryzacji nie jest trudne. Łatwo zauważyć, że “najdłuższy poprzedni czynnik”, to prawie dokładnie taki czynnik jakiego potrzebujemy do faktoryzacji. Wystarczy zatem przejść po tablicy LPF zwracając kolejne czynniki, pomijając przy tym czynniki pośrednie, występujące pomiędzy tymi z faktoryzacji, oraz zamieniając wszystkie zera na jedynki w tablicy LPF, ponieważ faktoryzacja nie zawiera słów pustych. **Algorithm 1** jest implementacją powyższego rozumowania.

Pozostaje wyznaczenie LPF. Do tego korzystamy z tablic SA, i LCP – z uporządkowanej tablicy sufiksów i tablicy najdłuższych prefiksów między nimi. Nie będziemy projektować algorytmów do policzenia tych dwóch tablic, gdyż wiele takich istnieje.

---

**Algorithm 1** lempel\_ziv\_factorization

---

**Require:** LPF,  $n$ **Ensure:** LZLZ  $\leftarrow []$ pos  $\leftarrow 1$ **while** pos  $\leq n$  **do**

push(max(1, LPF[pos]), LZ)

    pos  $\leftarrow$  pos + max(1, LPF[pos])**end while**

---

W szczególności, do policzenia tablicy SA proponowano jest użyć którykolwiek z poniższych algorytmów:

1. “Simple linear work suffix array construction” autorów J. Kärkkäinen i P. Sanders,
2. “Linear-time longest-common-prefix computation in suffix arrays and its applications” autorów T. Kasai, G. Lee, H. Arimura i S. Arikawa,
3. i “Constructing suffix arrays in linear time” autorów D.K. Kim, J.S. Sim, H. Park i K. Park,

pamięciowa złożoność których jest usprawniona w pracy “Space efficient linear time construction of suffix arrays” autorstwa P. Ko i S. Aluru.

W przypadku LCP, algorytm z pracy “Two space-saving tricks for linear-time LCP computation” autora G. Manzini, też jest wystarczająco dobry aby nie wpłynąć na złożoność algorytmu LPF.

Zanim przejdziemy do właściwego obliczania LPF, zauważmy kilka własności związanych z jej wartościami.

**Lemma 0.1.** Wartości tablicy LPF są największymi wspólnymi prefiksami między elementami tablicy SA.

*Dowód.* Niech  $w$  będzie słowem i  $SA_i$  będą kolejnymi tablicami prefiksów słowa  $w$ , uzupełnione o -1 na końcu. Czyli  $SA_i = [SA[k] : SA[k] \leq i] \cup [-1]$ . Weźmy dowolne  $i$ , oraz indeks  $x$  którego wartość jest maksymalna w tablicy  $SA_i$ , czyli  $x = \max_y \{x : SA_i[x] = y\}$ . Zauważmy, że dla takiego sufiksu  $w[x..n]$ , odpowiedni najdłuższy czynnik poprzedni (w sensie definicji LPF) jest największym wspólnym prefiksem tego sufiksu z poprzednim lub z kolejnym sufiksem w tablicy SA. Jest tak dlatego, że to te sufiksy są najbliższej sufiksu  $w[x..n]$ , zatem mają najdłuższy wspólny z nim prefix.

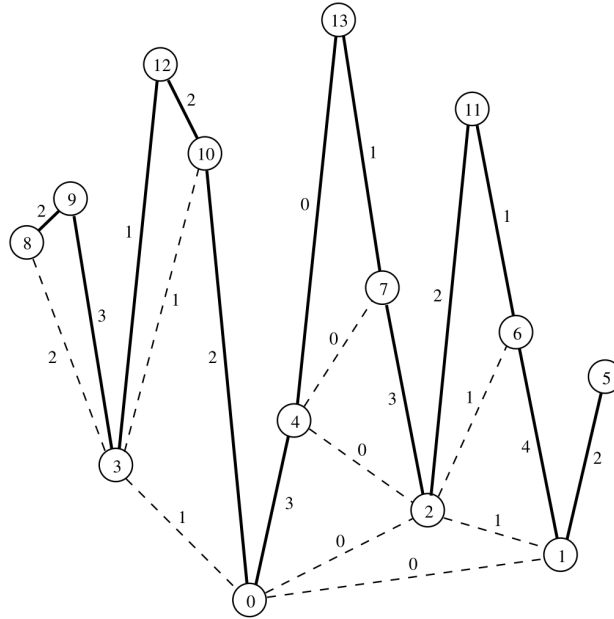
□

**Lemma 0.2.** Tablica LPF jest permutacją tablicy LCP.

*Dowód.* Ponieważ największe wspólne prefiksy pomiędzy sufiksami  $SA_n$  to jest po prostu tablica LCP, wystarczy pokazać, że przejście od  $SA_i$  do  $SA_{i-1}$  zawiera równoważne przejście w tablicy LCP. Czyli, gdy  $SA_i$  jest nadzbiorem  $SA_{i-1}$ , to  $LCP_i$  też jest nadzbiorem  $LCP_{i-1}$ . Zauważmy, że najdłuższy wspólny prefiks między elementem  $i$ -tym i  $(i+2)$ -ym jest mniejszy prefiks między  $i$ -tym i  $(i+1)$ -ym a  $(i+1)$ -ym i  $(i+2)$ -im. Zatem przejście definiujemy tak, że dla największego elementu w  $SA_i$ , odpowiednie wartości LCP dla jego następnika to minimum wartości następnika i poprzednika maksymalnego elementu w LCP, natomiast wszystkie inne wartości pozostają bez zmian.  $\square$

Mając na uwadze takie własności, wystarczy przejść po tablicy SA w odpowiedniej kolejności i aktualizować najdłuższe wspólne prefiksy w trakcie.

Aby zobaczyć jak dokładnie będzie zmieniać się tablica sufiksów i tablica najdłuższych prefiksów, przydatne jest przedstawić ten proces w postaci grafu.



Rysunek 1: Graf ilustrujący zmieniający się stan w algorytmie LPF gdy słowo *abbaabbbbaaabab* jest na wejściu.

Rysunek 1 należy odczytywać w następujący sposób:

- wartości w wieszchołkach to są kolejne wartości z tablicy SA,
- wartości przy krawędziach zwykłych to są wartości z tablicy LCP,
- wartości przy krawędziach przerywanych to są wartości tablic  $LCP_i$ .

Algorytm obliczający LPF będzie iterować tablice SA od lewej do prawej. Trzy przypadki są do rozważenia w takim razie:

- (1)  $SA[i - 1] < SA[i] > SA[i + 1]$ , czyli przypadek lokalnego maksimum. W tym przypadku,  $LPF[SA[i]] = \max(LCP[i], LCP[i + 1])$ . Nowa krawędź zostaje stworzona, zastępująca  $LCP[i], LCP[i + 1]$ , z wagą równą  $\min(LCP[i], LCP[i + 1])$ .
- (2)  $SA[i - 1] < SA[i] < SA[i + 1] \wedge LCP[i] \geq LCP[i + 1]$ .