

SVEUČILIŠTE U ZAGREBU  
FAKULTET ELEKTROTEHNIKE I RAČUNARSTVA

SEMINAR

# **Implementacija FM-indeks algoritma**

*Ivan Borko, Sofia Čolaković, Florijan Stamenković*

*Voditelj: doc. dr. sc. Mirjana Domazet Lošo*

Zagreb, siječanj 2015.

# SADRŽAJ

<b>1. Uvod i problematika</b>	<b>1</b>
<b>2. FM-indeks algoritam</b>	<b>2</b>
2.1. Burrows-Wheeler transformacija (BWT) . . . . .	2
2.1.1. LF-mapiranje . . . . .	3
2.1.2. Rekonstrukcija originala . . . . .	4
2.1.3. Pretraživanje . . . . .	5
2.2. Složenost pretraživanja . . . . .	6
2.2.1. Vremenska složenost . . . . .	6
2.2.2. Memorijska složenost . . . . .	7
<b>3. Stablo valića</b>	<b>8</b>
3.1. Definicija stabla valića . . . . .	8
3.2. Rangiranje korištenjem stabla valića . . . . .	9
3.3. Vremenska i memorijska složenost stabla valića . . . . .	9
3.3.1. Vremenski konstantno binarno rangiranje . . . . .	9
3.3.2. Vremenska složenost rangiranja stablem valića . . . . .	10
3.3.3. Memorijska složenost stabla valića . . . . .	10
<b>4. Implementacija i testiranje</b>	<b>11</b>
4.1. Implementacija . . . . .	11
4.2. Testiranje . . . . .	11
4.2.1. Oblici testiranja . . . . .	11
4.2.2. Rezultati . . . . .	12
<b>5. Zaključak</b>	<b>15</b>
<b>6. Literatura</b>	<b>16</b>



# 1. Uvod i problematika

Pretraživanje teksta česta je praktična potreba mnogih informacijskih sustava. Pod terminom "pretraživanje teksta" podrazumijevamo pronalazak svih pojavljivanja nekog niza znakova  $Q$  (engl. *query*) unutar drugog niza znakova  $S$  (engl. *string*). Tipično se rezultat pretraživanja  $R$  formulira kao niz indeksa (rednog broja znaka) unutar niza  $S$  na kojem počinje pojavljivanje niza  $Q$ . Primjerice, za niz  $S = \text{"Žuti pas je opasan kad je opasan remenom oko pasa"}$  i niz  $Q = \text{"pas"}$  rezultati pretraživanja su  $R = \{6, 14, 28, 46\}$ .

U području bioinformatike pretraživanje teksta koristi se u za pronalazak sekvenci unutar zadanog genoma. Definicija pretraživanja je jednaka. Specifičnost bioinformatičkog pretraživanja jest da su nizovi koji se pretražuju iznimno velike duljine. Primjerice, ljudski genom tipično sadrži oko  $3.3 \times 10^9$  znakova, što bi otisnuto na A4 stranice fontom veličine 10pt rezultiralo s otprilike milijun stranica.

Postoje mnogi algoritmi pretraživanja teksta koji na jednostavan način ispunjavaju definirane zahtjeve. Iz perspektive računalne složenosti algoritama, nije teško implementirati pretraživanje teksta koje radi u linearnom vremenu<sup>1</sup>. Nažalost, za nizove vrlo velike duljine linearno vrijeme znači praktično predugo trajanje pretraživanja. Otud potreba, pogotovo u području bioinformatike, za vremenski sub-linearnim algoritmima pretraživanja. Istovremeno, potrebno je memorijske zahtjeve algoritma pretraživanja zadžati što manjima.

U ovom projektu razmatramo implementaciju pretraživanja teksta koja se bazira na konceptu FM-indeksa. Konkretna implementacija bazira se na binarnim stablima valića (engl. *wavelet-trees*). Teoretsko razmatranje i praktično testiranje pokazuju da ovakva implementacija pretraživanja ima vremenski sub-linearnu složenost, uz prihvatljivu memorijsku složenost.

---

<sup>1</sup> Ako nije drukčije navedeno pri razmatranju složenosti pretraživanja uvijek govorimo o složenosti s obzirom na duljinu pretraživanog niza  $S$ .

## 2. FM-indeks algoritam

"Indeksiranje" teksta označava generiranje struktura podataka koje su podrška efikasnom pretraživanju. Za velike tekstove poželjno je da indeks bude memorijski efikasan. FM-indeks [1] pristup je indeksiranju koji ispunjava zahtjeve memorijske efikasnosti i sub-linearnog vremena pretraživanja. Prije nego definiramo FM-indeks, potrebno je razmotriti podatkovne strukture i algoritme koji ga sačinjavaju.

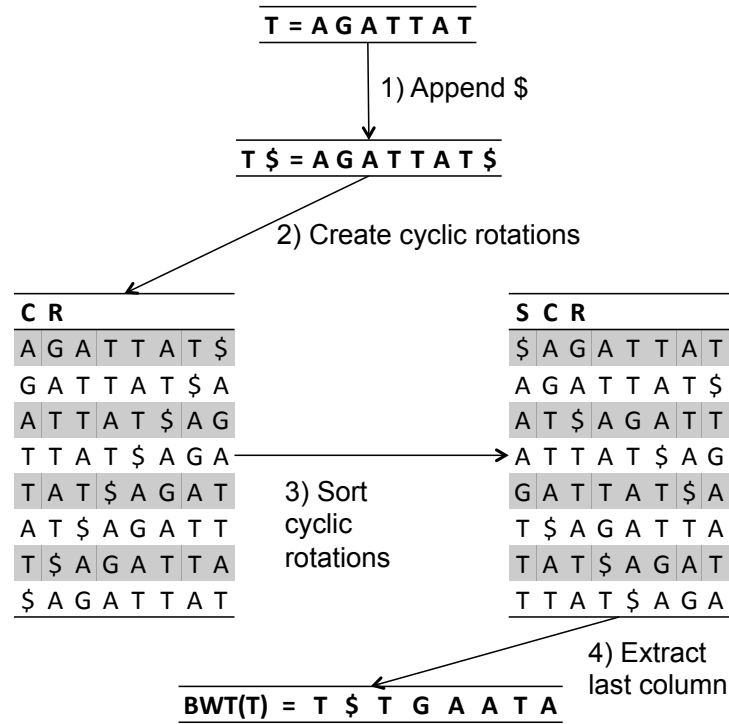
### 2.1. Burrows-Wheeler transformacija (BWT)

Burrows-Wheeler transformacija [2] transformira niz znakova na način koji će omogućiti efikasnu pohranu i brzo pretraživanje. BWT transformirani niz originalnog teksta  $T$  označavati ćemo sa  $T^{BWT}$ . Transformacija se provodi sljedećim koracima:

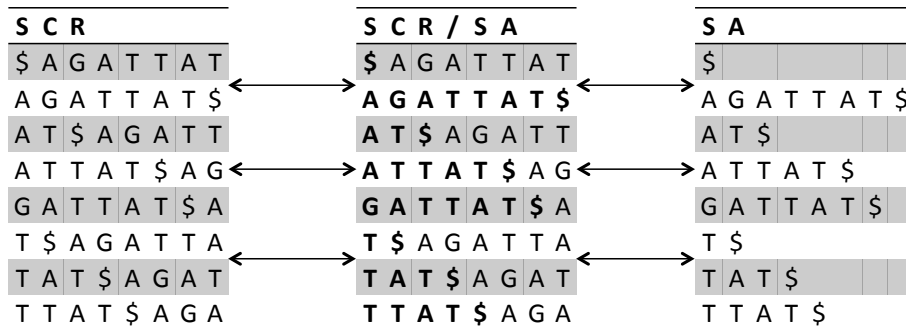
1. Poseban znak '\$' koji je leksikografski manji od svih ostalih znakova se dodaje na kraj niza  $T$
2. Cikličkim rotacijama niza  $T$  dobiva se skup nizova koji čini tablicu  $CR$  (engl. *cyclic rotation*)
3. Tablica  $CR$  se leksikografski sortira u tablicu  $SCR$
4. Posljednji stupac tablice  $SCR$  (čitao odozgo prema dolje) čini rezultat  $T^{BWT}$

Opisani postupak ilustriran je za niz  $T = "AGATTAT"$  na slici 2.1, preuzetom iz rada [3].

Bitno je primjetiti kako je BWT transformacija niza srodna sufiksnoj listi  $SA$  (engl. *suffix array*). Sufiksna lista je struktura podataka koja se često koristi u algoritmima nad tekstom. Njenu formulaciju nećemo detaljno objašnjavati, materijali na temu su široko dostupni. Sličnost između BWT transformacije i  $SCR$  tablice korištene u BWT transformaciji ilustrirana je slikom 2.2.



**Slika 2.1:** Primjer algoritma BWT transformacije niza  $T = AGATTAT$



**Slika 2.2:** SCR tablica BWT transformacije i sufiksna lista za niz  $T = AGATTAT$

### 2.1.1. LF-mapiranje

LF-mapiranje (engl. *last-to-first mapping*) opisuje relaciju između posljednjeg stupca SCR tablice (označenog  $L$ ) i prvog stupca te iste tablice (označenog  $F$ )<sup>1</sup>. LF-mapiranje postulira da  $i$ -to pojavljivanje znaka  $c$  unutar stupca  $L$  korespondira  $i$ -tom pojavljivanju tog istog znaka unutar stupca  $F$ . Pri tome "korespondira" znači da se radi o istom znaku unutar originalnog niza  $T$ . Jednostavan dokaz ovog iskaza moguće je naći u [3].

Brza implementacija LF-mapiranja (konstantne vremenske složenosti) može se osvariti korištenjem dviju pomoćnih tablica. Tablica prefiksnih suma  $C$  (engl. *prefix-sum*

<sup>1</sup>Primjetimo da je  $L$  isti stupac koji definira BWT transformaciju.

table) niza  $T$  za svaki znak  $c$  pohranjuje broj znakova u  $T$  koji su manji od  $c$ . Tablica pojavljivanja  $Occ$  (engl. *occurrence table*) pohranjuje informaciju koliko puta se neki znak  $c$  pojavio u nizu  $T$  do pozicije  $i$  (isključujući znak točno na poziciji  $i$ ). Korištenjem tablica  $C$  i  $Occ$  LF-mapiranje za  $T^{BWT}$  (koji odgovara stupcu  $L$ ) računa se na sljedeći način, za znak  $c$  na poziciji  $i$ :

1. Pronađi broj pojavljivanja  $c$  u  $T^{BWT}$  do pozicije  $i$  unutar tablice  $Occ$
2. Pronađi broj znakova manjih od  $c$  u  $T^{BWT}$  unutar tablice  $C$
3. Zbroj pronađenih vrijednosti je indeks korespondirajućeg znaka u stupcu  $L$

### 2.1.2. Rekonstrukcija originala

Na temelju transformiranog niza  $T^{BWT}$  moguće je rekonstruirati originalni niz  $T$  korištenjem LF-transformacije. Postupak je jednostavan, ako imamo na umu definiciju LF-transformacije i činjenicu da je prvi znak u  $T^{BWT}$  zasigurno posljednji znak niza  $T$  (ovo proizlazi iz činjenice da smo pri postupku BWT transformacije na početak niza umetnuli znak '\$').

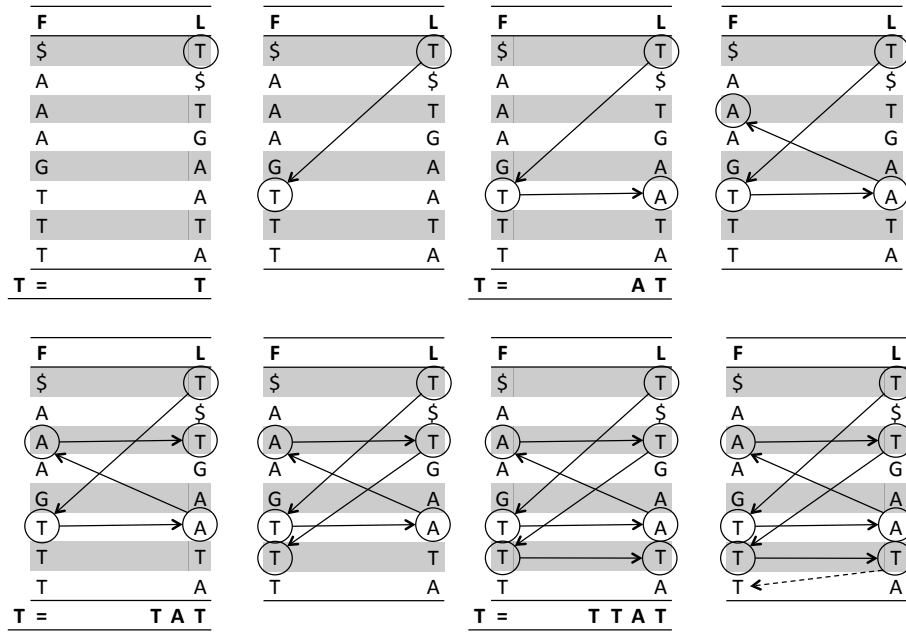
Rekonstrukcija niza  $T$  obavlja se unatrag, od posljednjeg znaka prema prvom. Postupak je sljedeći:

1. Prvi znak iz  $T^{BWT}$  je posljednji znak iz  $T$ , zabilježimo ga
2. LF-transformacijom pronađimo  $F$ -indeks posljednjeg zabilježenog znaka <sup>2</sup>
3. Dobiveni  $F$ -indeks u  $T^{BWT}$  nizu ukazuje na znak koji u nizu  $T$  prethodi posljednjem zabilježenom znaku (posljedica rotacije pri konstrukciji  $SCR$ )
4. Zabilježimo znak na  $F$ -indeks poziciji niza  $T^{BWT}$  u rekonstrukciju
5. Ako posljednji zabilježeni znak nije '\$', vraćamo se na korak 2.

Opisani postupak vizualiziran je na slici 2.3. Bitno je primjetiti kako pri rekonstrukciji originala nismo koristili ništa osim transformiranog niza  $T^{BWT}$  i LF-mapiranja (koje se ostvaruje tablicama  $C$  i  $Occ$ ).

---

<sup>2</sup>U ovom trenutku nemamo tablicu  $SCR$  niti stupac  $F$ , zanima nas samo indeks.



Slika 2.3: Primjer rekonstrukcije originala iz transformiranog niza  $T^{BWT}$

### 2.1.3. Pretraživanje

Transformirani niz  $T^{BWT}$  može se koristiti i za pretraživanje originalnog teksta  $T$ . Algoritam pretraživanja vrlo je sličan rekonstrukciji originala. Bazira se zapravo na poznatom načinu pretraživanja sufiksni polja. Kao što je već spomenuto, BWT transformacija i sufiksno polje nekog niza su skoro ekvivalentni.

Algoritam pretraživanja pojavljivanja niza  $Q$  unutar niza  $T$  na temelju BWT transformacije  $T^{BWT}$  bazira se na sljedećim konceptima:

- Pretraživanje se vrši po znakovima  $Q$  unatrag (od zadnjeg prema prvom)
- Prate se početni i krajnji indeks sufiksa (*SCR* tablice) unutar kojih su moguće podudarnosti
- U svakom koraku (procesiranom znaku iz  $P$ ) se područje mogućih podudarnosti smanjuje

Ako početni indeks označimo  $ps$  (engl. *pointer start*), a krajnji indeks  $pe$  (engl. *pointer end*), tada se algoritam izvršava sljedećim koracima:

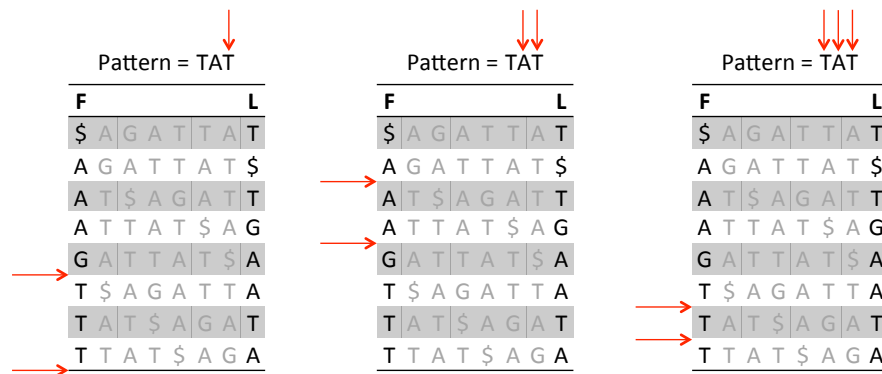
1. Inicijaliziraj indekse  $ps$  i  $pe$  tako da obuhvaćaju cijelu tablicu *SCR*
2. Odaberi prvi neobrađeni znak  $c$  iz niza  $Q$ , počevši od kraja
3. Unutar područja među indeksima nađi prvo i posljednje pojavljivanje znaka  $c$ <sup>3</sup>

<sup>3</sup>Učinkovita implementacija pretraživanja ne izvršava ovaj korak, navodimo ga samo radi opisa rada



4. Izračunaj  $L$ -indekse nađenih pojavljivanja koristeći LF-mapiranje
5. Dobivni  $L$ -indeksi su nove vrijednost indeksa  $ps$  i  $pe$
6. Ako postoje neobrađeni znakovi u  $Q$ , vrati se na korak 2.

Navedeni koraci algoritma formulirani su kako bi bili što jasniji. Opis prikladniji za izravnu računalnu implementaciju može se naći u radu [3]. Slika 2.4 prikazuje korake pretraživanja za  $Q = TAT$ .



**Slika 2.4:** Primjer pretraživanja teksta korištenjem transformiranog niza  $T^{BWT}$

## 2.2. Složenost pretraživanja

Glavni razlog za razvoj FM-indeksa je povećanje efikasnosti pretraživanja dugih nizova (poput genotipa). U ovom poglavlju će se razmotriti teoretska složenost pretraživanja korištenjem FM-indeksa. Pri tome nas zanima složenost korištenja izgrađenog indeksa za neki niz, a ne složenost stvaranja indeksa.

### 2.2.1. Vremenska složenost

Razmotrimo vrijeme pronalaska pojavljivanja niza  $Q$  unutar niza  $T$ , na način opisan u poglavlju 2.1.3. Iz algoritma je vidljivo da je potreban jedan korak za svaki znak u  $Q$ , dakle pretraživanje ima linearnu složenost s obzirom na duljinu  $Q$ . Svaki od tih koraka svodi se na dvije operacije LF-mapiranja, koje ima konstantnu vremensku složenost (ne ovisi o duljinama nizova  $T$  i  $Q$ ).

---

algoritma.

Važna napomena je da prolazak kroz znakove niza  $Q$  može biti prekinut u slučaju da se utvrdi da nema pojavljivanja  $Q$  unutar  $T$ , što se može desiti u bilo kojem trenutku prolaska kroz  $Q$ .

Dakle, vremenska složenost pretraživanja je generalno linearna s obzirom na duljinu niza  $Q$ . Ovaj rezultat je pogodan za pretraživanje dugih nizova  $T$ , jer ne ovisi o njihovoj duljini.

### 2.2.2. Memorijska složenost

Memorijska (prostorna) složenost označava utrošak memorije na potporne strukture podataka FM-indeksa, s obzirom na niz  $T$ . Podatkovne strukture koje se koriste u pretraživanju su transformirani niz  $T^{BWT}$  (odnosno sufiksno polje) te tablice  $C$  i  $Occ$  korištene za LF-mapiranje.

Sufiksno polje ima jednak broj elemenata kao i originalni niz  $T$ . U tom smislu je memorijska složenost polja linearna s obzirom na duljinu  $T$ . Isto vrijedi i za transformirani niz  $T^{BWT}$ . Prostorni utrošak sufiksnog polja može se smanjiti na više načina, a niz  $T^{BWT}$  je često oblika pogodnog za komprimiranje. Obje tehnike izlaze izvan okvira ovog rada, mi koristimo postojeće implementacije sufiksnog polja koje su memorijski optimizirane.

Tablica prefiksni suma  $C$  pohranjuje po jedan cijeli broj za svaki element abecede niza  $T$ . Iako je u teoriji broj znakova abecede ograničen samo duljinom niza  $T$ , u praksi je najčešće vrlo malen te tablica  $C$  ne predstavlja problem u kontekstu zauzeća memorije.

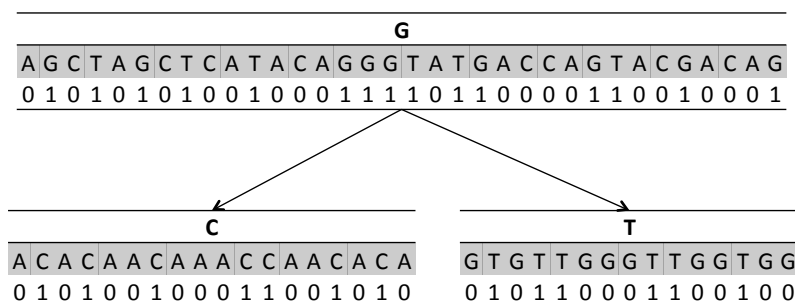
Tablica pojavljivanja  $Occ$  (u naivnoj implementaciji) pohranjuje po jedan cijeli broj za svaku poziciju niza  $T$ , za svaki element abecede  $T$ . Primjećujemo linearnu složenost s obzirom na duljinu niza  $T$ . S obzirom na potencijalno ogromne duljine nizova koje želimo moći pretraživati, ovo je problem. Postoji više pristupa "kodiranja" tablice  $Occ$ . Unutar ovog rada, zadatak je implementirati FM-indeks korištenjem stabla valića.

### 3. Stablo valića

Stablo valića (engl. *wavelet tree*), definirano u [4], koristimo za efikasnu implementaciju tablice pojavljivanja  $Occ$ , koja se koristi za LF-mapiranje unutar FM-indeksa.  $Occ$  tablica daje informaciju o broju pojavljivanja znaka  $c$  unutar niza  $T$  do pozicije  $i$  (ne uključujući znak na poziciji  $i$ ). Ova operacija naziva se "rangiranje", možemo reći da tražimo  $rank$  znaka  $c$  u  $T$  do pozicije  $i$ , odnosno  $rank(T, c, i)$ .

#### 3.1. Definicija stabla valića

Stablo valića kodira niz  $T$  u binarno stablo. Svaki čvor stabla ima pripadajući znak (prijelomnu točku  $p$ ) i binarni niz (niz sačinjen od nula i jedinica). Nule u binarnom nizu čvora označavaju znakove originalnog niza koji su manji od znaka prijelomne točke  $p$ , a jedinice znakove koji su veći ili jednaki (pri tome se u čvoru ne pohranjuje originalni niz, već samo binarni). Znakovi originalnog niza označeni nulama sačinjavaju lijevo dijete čvora, a oni označeni jedinicama desno. Čvorovi se kreiraju samo ako sadrže dva ili više različitih znakova (za niz proizvoljne duljine začinjen od samo jednog znaka se ne stvara stablo). Primjer binarnog stabla za genotipski niz "AGCTAGCTCATACAGGGTATGACCAGTACGACAG" prikazan je na slici 3.1.



**Slika 3.1:** Primjer stabla valića za niz "AGCTAGCTCATACAGGGTATGACCAGTACGACAG". Znakovi originalnog niza prikazani u čvorovima stabla služe samo za ilustraciju, konkretna implementacija sadrži samo binarne nizove i znakove koji su prijelomne točke čvorova.

## 3.2. Rangiranje korištenjem stabla valića

"Rank" znaka  $c$  unutar niza  $T$  do pozicije  $i$  je broj pojavljivanja tog istog znaka u prvih  $i$  znakova niza  $T$ . Operacija rangiranja može se efikasno ostvariti korištenjem stabla valića.

Pretpostavimo da imamo vremenski konstantnu implementaciju binarnog rangiranja. Binarno rangiranje ima istu definiciju kao općenito rangiranje, ali se obavlja nad binarnim nizovima, dakle svodi se na prebrojavanje jedinica u binarnom nizu. Implementacija vremenski konstantne složenosti biti će objašnjena u nastavku.

Svaki čvor stabla ima pripadnu prijelomnu točku  $p$  i binarni niz. Koristeći binarno rangiranje za svaki čvor stabla valića lako je utvrditi broj znakova manjih ili većih od  $p$ , u prvih  $i$  znakova čvora. Razmatramo dvije situacije: znak  $c$  koji rangiramo može biti leksikografski manji od  $p$  ili veći-ili-jednak. U prvoj situaciji broj nula binarnog ranga čvora po  $p$  govori koliko znakova lijevog djeteta čvora trebamo pretražiti, u drugoj situaciji broj jedinica govori koliko znakova desnog djeteta trebamo pretražiti. Spuštajući se tako kroz stablo dolazi trenutak kada relevantno dijete trenutnog čvora ne postoji, tada je trenutni broj pretraživanja istovremeno i konačni rezultat. Opširnija objašnjenja rangiranja korištenjem stabla valića široko su dostupna<sup>1</sup>.

## 3.3. Vremenska i memorijska složenost stabla valića

### 3.3.1. Vremenski konstantno binarno rangiranje

Za ostvarivanje brzog rangiranja korištenjem stabla valića potrebna je sposobnost brzog rangiranja binarnog niza. Problem rangiranja binarnog niza jednostavniji je jer postoje samo dva znaka abecede. Pri tome je potrebno rangirati samo jedan znak (primjerice znak 1) jer se rang drugog znaka dobiva kao  $rank(T, 0, i) = i - rank(T, 1, i)$ . Konstantna vremenska složenost ovakvog rangiranja ostvaruje se grupiranjem niza u "kante" duljine  $k$ . Za svaku kantu se prati broj jedinica sadržanih u svim prethodnim kantama. Time se za svaki  $i$  rangiranje obavlja određivanjem kante kojoj  $i$  pripada, običnim prebrojavanjem jedinica do pozicije  $i$  samo unutar te kante, te pribrajanjem broja jedinica sadržanih u prethodnim kantama. Time je prebrojavanje (iteracija po znakovima) ograničeno na veličinu kante, ne ovisi više o duljini originalnog niza. Ovakvo rangiranje stoga ima konstantnu vremensku složenost s obzirom na duljinu originalnog niza.

---

<sup>1</sup>Primjerice na <http://alexbowe.com/wavelet-trees/>

Konkretna implementacija opisanog rangiranja je malo složenija jer se zbog memorijske učinkovitosti koriste kante i "super-kante", ali je konceptualno identična i vremenski jednako efikasna.

### 3.3.2. Vremenska složenost rangiranja stablem valića

Stablo valića može predstavljati proizvoljan niz, proizvoljne abecede. Pri tome se ono razlaže binarno po elementima abecede. Rangiranje se svodi na jedan dubinski prolaz kroz stablo. Dubina binarnog stabla je jednaka  $\log_2(|\Sigma|)$ , gdje je  $\Sigma$  skup znakova abecede, što istovremeno određuje vremensku složenost rangiranja. Pošto je binarno rangiranje u svakom čvoru konstantne složenosti, konačna složenost rangiranja je logaritamska s obzirom na veličinu abecede. Pošto su u većini primjena korištene abecede relativno male (u bioinformatičari radi se o 4 ili 5 znakova), rangiranje korištenjem stabla valića ima iznimno dobre performanse.

### 3.3.3. Memorijska složenost stabla valića

Indeksiranje niza znakova u pravilu povećava memorijsku složenost kako bi se smanjila vremenska. Pri tome je poželjno da memorijsko povećanje nije preveliko, pogotovo kada se radi sa iznimno velikim nizovima.

Stablo valića pohranjuje binarne varijante originalnog niza. Pri tome korijenski čvor pohranjuje binarni niz dulje jednake originalnom nizu. Djeca korijenskog čvora sadrže binarne nizove koji zajedno imaju duljinu jednaku originalnom nizu (može se isčitati iz definicije, ilustrirano na slici 3.1). Ista stvar se dešava sa daljnjim grananjem stabla. Stoga svaka razina stabla (čvorevi jednako udaljeni od korijenskog) sadrži binarne nizove čija ukupna duljina je jednaka originalnom nizu. Stablo ima  $\log_2(|\Sigma|)$  razina, gdje je  $\Sigma$  skup znakova abecede. Stoga je konačna memorijska složenost stabla  $n * \log_2(|\Sigma|)$  bitova, gdje je  $n$  broj znakova originalnog niza. Sličnu složenost imaju neki algoritmi kompresije, radi se dakle o relativno niskoj memorijskoj zahtjevnosti.

## 4. Implementacija i testiranje

### 4.1. Implementacija

Zbog brzine izvođenja FM-indeks je implementiran u C++ programskom jeziku. Pojedini algoritmi su prije toga izvedeni i u Python programskom jeziku, radi jednostavnosti implementacije i testiranja, te potom optimalno prevedeni u C++.

Implementacija se sastoji od BW-transformacije i potpornih struktura za LF-mapiranje. Pri tome je tablica prefiksni suma  $C$  implementirana trivijalno (ništa drugo nije potrebno), a tablica pojavljivanja  $Occ$  je implementirana trivijalno i u obliku stabla valića. Korištena je postojeća implementacija sufiksnog polja<sup>1</sup>. Napisani su UnitTestovi pojedinih funkcionalnosti, kao i testovi za cjelokupni FM-indeks, što uključuje evaluaciju vremenske i memorijske složenosti pretraživanja.

### 4.2. Testiranje

#### 4.2.1. Oblici testiranja

UnitTestovi pojedinih funkcionalnosti (primjerice stabla valića i binarnog ranka) pisani su kako bi se utvrdila njihova ispravnost. Pri tome se testiralo nad sintetiziranim, nasumičnim podacima. Uspoređuju se trivijalne implementacije (jednostavne za napisati, ali vremenski i memorijski neefikasne) sa produkcijskim algoritmima. U trenutku pisanja UnitTestovi indiciraju da su sve produkcijske funkcionalnosti ispravno implementirane.

Testiranje cjelokupnog FM-indeksa s obzirom na vremensku i memorijsku složenost pretraživanja izvršeno je nad sintetiziranim podacima, kao i nad javno dostupnim genom bakterije *Escherichia coli*<sup>2</sup>.

---

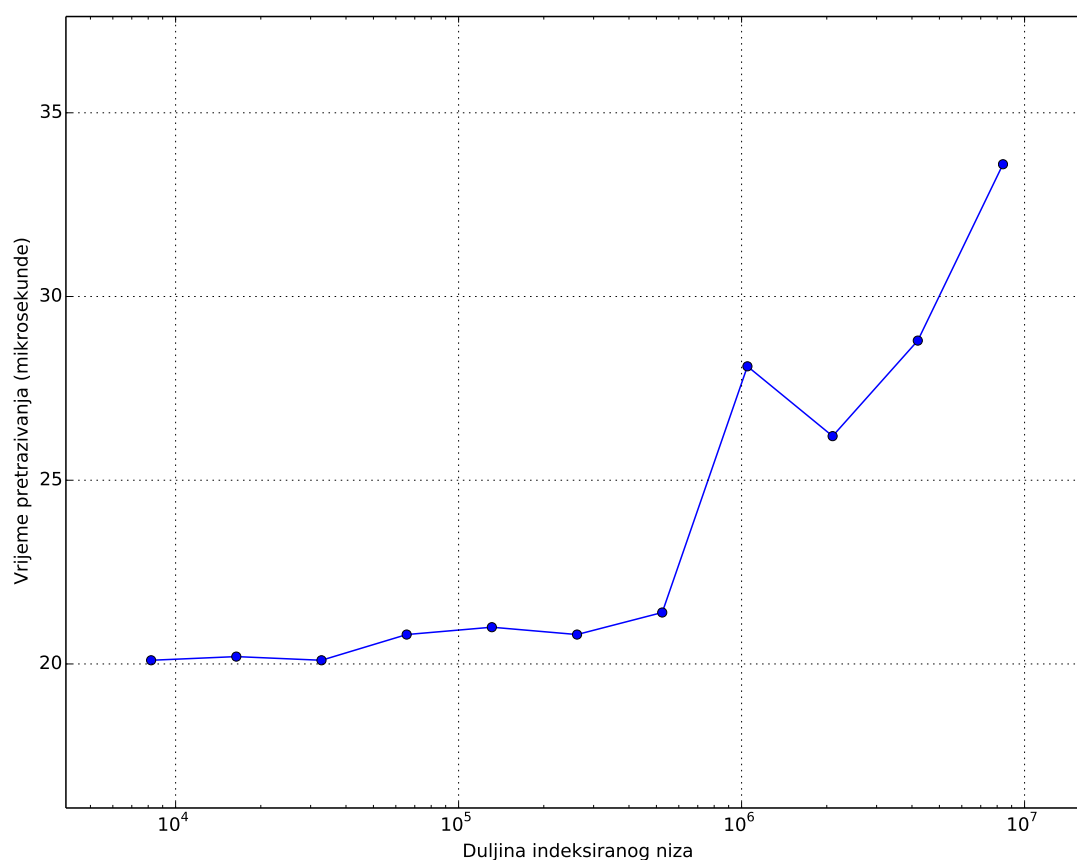
<sup>1</sup><https://sites.google.com/site/yuta256/sais>

<sup>2</sup><http://bacteria.ensembl.org/index.html>

## 4.2.2. Rezultati

### Vremenska složenost

Slika 4.1 prikazuje trajanje pretraživanja u ovisnosti o duljini indeksiranog niza. Testiranje je rađeno nad sintetskim podacima. Pretraživana su pojavljivanja isječaka duljine 80 znakova unutar nizova duljina u rasponu  $[5 * 10^3, 10^7]$  (svaka potencija broja 2 unutar tog raspona). Rezultirajuće vrijeme je trajanje pojedine pretrage dobiveno kao prosjek od  $10^5$  pretraga.

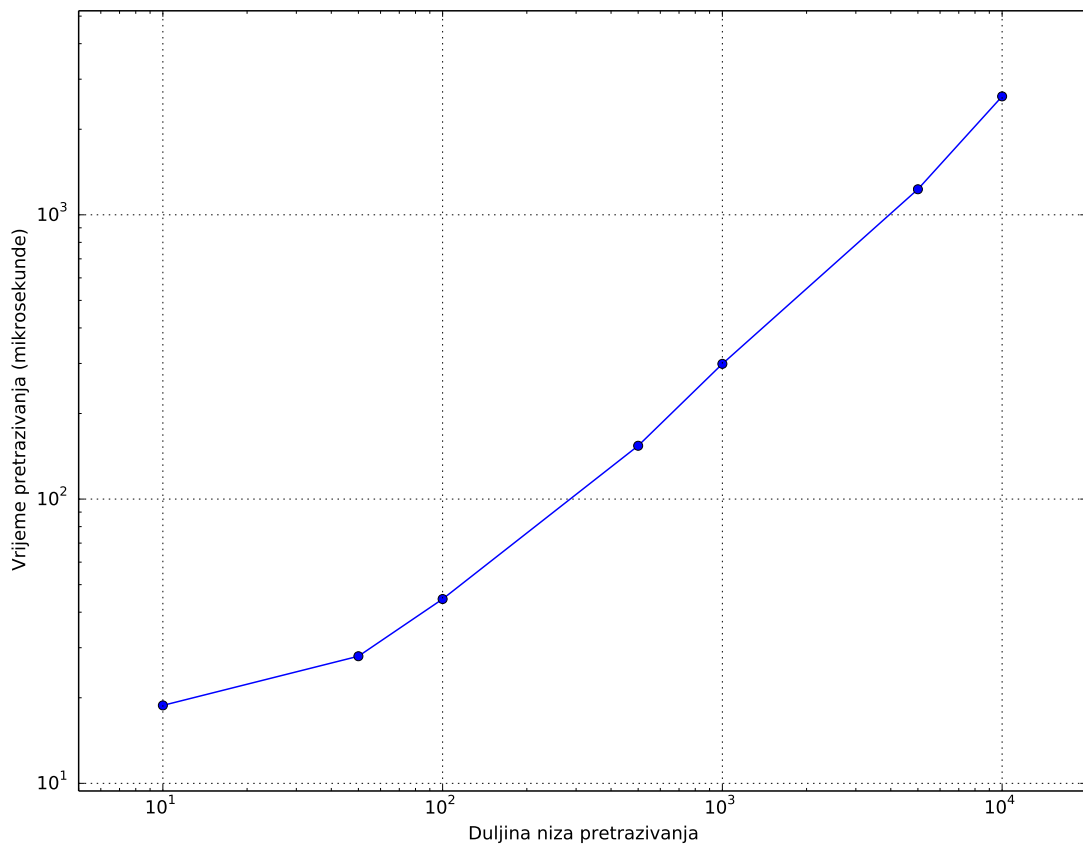


**Slika 4.1:** Vrijeme pretraživanja u ovisnosti o duljini indeksiranog niza.

Rezultati su pomalo iznenađujući, s obzirom na teorijsko razmatranje konstantne složenosti pretraživanja s obzirom na duljinu indeksiranog niza. U [3] je observiran isti fenomen, a objašnjen je kao posljedica hardverskog baratanja priručnom memorijom. Pri indeksiranju nizova vrlo velike duljine, memorijski zahtjevi strukture indeksa postaju preveliki da bi te strukture stale u priručnu memoriju. Prijenos podataka preko raznih razina priručne memorije vremenski je zahtjevan i stoga snažno utječe na performanse pretraživanja.

Slika 4.2 prikazuje trajanje pretraživanja s obzirom na duljinu niza koji se traži

(query). Testiranje je rađeno nad genom bakterije *Escherichia coli*. Rezultati su srednje vrijednosti  $10^5$  pretraga.



**Slika 4.2:** Vrijeme pretraživanja u ovisnosti o duljini indeksiranog niza.

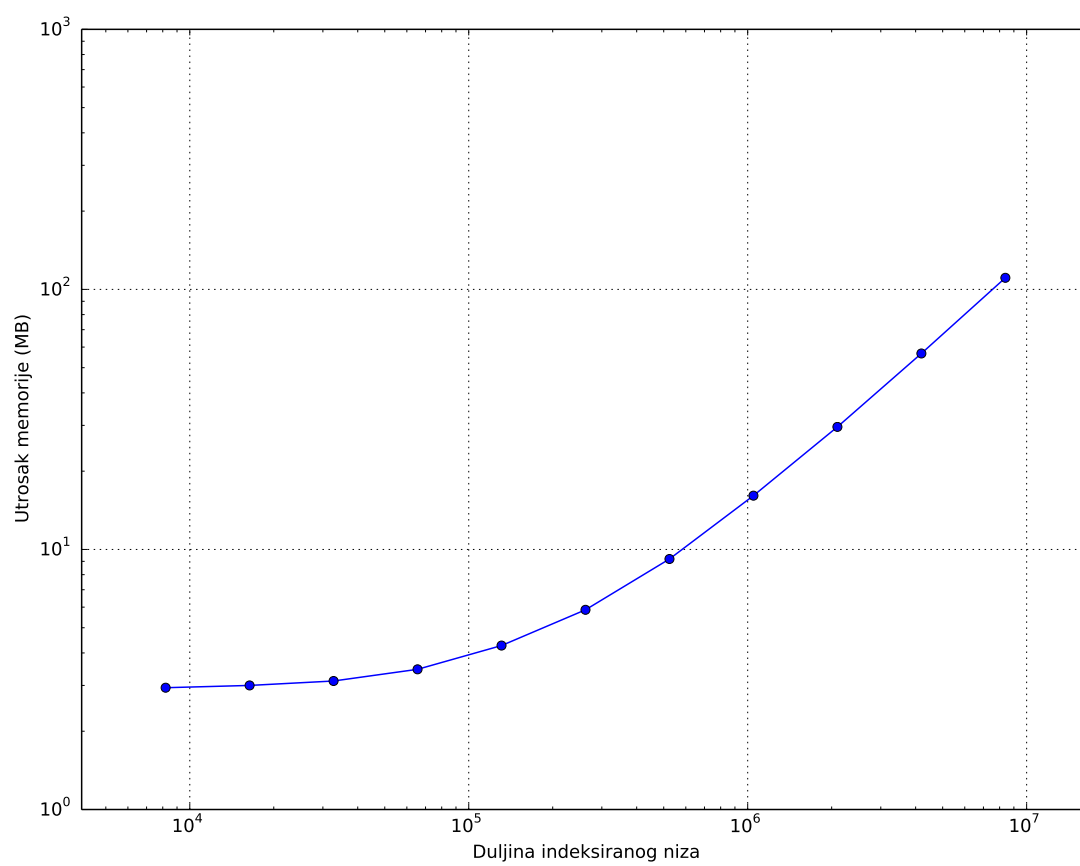
Rezultati su u skladu sa teorijskom analizom složenosti. Vidimo linearni porast trajanja pretrage s obzirom na duljinu niza koji se pretražuje.

### Memorijska složenost

Utrošak memorije na potporne strukture FM-indeksa prikazan je na slici 4.3. Testiranje memorije je rađeno sa istim podacima kao i testiranje vremena trajanja pretrage.

Iz grafa 4.3 vidljivo je kako je utrošak memorije s obzirom na duljinu indeksiranog niza asimptotski linearan (primjetimo da su obje osi grafa logaritamske skale). Rezultati su u skladu sa teorijskim razmatranjem memorijske potrošnje FM-indeks struktura podataka.





**Slika 4.3:** Utrošak memorije u ovisnosti o duljini indeksiranog niza.

## **5. Zaključak**

Zaključak.

## 6. Literatura

- [1] Paolo Ferragina and Giovanni Manzini. Opportunistic data structures with applications. pages 390–398, 2000.
- [2] M. Burrows, D. J. Wheeler, M. Burrows, and D. J. Wheeler. A block-sorting lossless data compression algorithm. Technical report, 1994.
- [3] J. Singer. A wavelet tree based fm-index for biological sequences in seqan. Master’s thesis, 2012.
- [4] Roberto Grossi, Ankur Gupta, and Jeffrey Scott Vitter. High-order entropy-compressed text indexes. In *Proceedings of the Fourteenth Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms*, SODA ’03, pages 841–850, Philadelphia, PA, USA, 2003. Society for Industrial and Applied Mathematics.

## **7. Sažetak**

Sažetak.