



# **Ein graphtheoretischer Ansatz für das *multiple sequence Alignment*-Problem**

Bachelorarbeit

vorgelegt von:

**Joschka Strüber**

Matrikelnummer: 418702

Studiengang: B.Sc. Informatik

Thema gestellt von:

**Prof. Dr. Jan Vahrenhold**

Arbeit betreut durch:

**Prof. Dr. Jan Vahrenhold**

**Prof. Dr. Xiaoyi Jiang**

Münster, 5. April 2018



# Inhaltsverzeichnis

<b>1</b>	<b>Einleitung und Motivation</b>	<b>1</b>
1.1	Multiple Sequence Alignments . . . . .	1
1.2	Einsatzgebiete . . . . .	1
1.3	Komplexität . . . . .	1
<b>2</b>	<b>Dynamische Programmierung</b>	<b>3</b>
2.1	Trivia . . . . .	3
2.2	Das Paradigma . . . . .	3
2.3	Der Algorithmus von Needleman und Wunsch . . . . .	3
<b>3</b>	<b>DIALIGN</b>	<b>5</b>
3.1	Theoretische Grundlagen . . . . .	5
3.2	Gewichtsfunktionen und Substitutionsmatrizen . . . . .	8
3.2.1	Gewichtsfunktionen in DIALIGN 1 . . . . .	8
3.2.2	Substitutionsmatrizen . . . . .	8
3.2.3	Gewichtsfunktionen in DIALIGN 2 . . . . .	10
3.3	Paarweise Alignments mit dynamischer Programmierung . . . . .	11
3.3.1	Speichereffiziente Berechnung der paarweisen <i>Alignments</i> . . . . .	13
3.3.2	Laufzeit . . . . .	15
3.3.3	Beispiel zur Berechnung paarweiser <i>Alignments</i> . . . . .	16
3.4	Überlappgewichte . . . . .	19
3.4.1	Laufzeit . . . . .	19
3.5	Konsistenz . . . . .	19
3.5.1	Laufzeit . . . . .	19
3.6	Gieriges multiples Alignment . . . . .	19
3.6.1	Laufzeit . . . . .	19
3.7	Gesamtkomplexität . . . . .	19
3.8	Probleme . . . . .	19
<b>4</b>	<b>Ein Min-Cut-Ansatz für das Konsistenzproblem</b>	<b>21</b>
4.1	Flussnetzwerke . . . . .	21
4.1.1	Einführung . . . . .	21
4.1.2	Wichtige Algorithmen . . . . .	21
4.1.3	Der <i>Max-Flow-Min-Cut-Satz</i> . . . . .	21
4.2	Inzidenzgraphen und das Auflösen von Inkonsistenzen mit Hilfe von Flussnetzwerken . . . . .	21
4.2.1	Komplexität . . . . .	21
4.3	Sukzessorgraphen und der Algorithmus von Pitschi . . . . .	21
4.4	Ankerpunkte . . . . .	21
4.5	Gesamtkomplexität . . . . .	21

<b>5</b>	<b>Programmierung</b>	<b>23</b>
5.1	Speichereffiziente Umsetzung der dynamischen Programmierung . . . .	23
<b>6</b>	<b>Validierung der Ergebnisse</b>	<b>25</b>
6.1	Vorstellung BALiBase und (D)IRMBASE . . . . .	25
6.2	Test auf BALiBase . . . . .	25
6.3	Test auf DIRMBASE und IRMBASE . . . . .	25
<b>7</b>	<b>Fazit</b>	<b>27</b>
7.1	Zusammenfassung . . . . .	27
7.2	Future Works . . . . .	27

# **1 Einleitung und Motivation**

## **1.1 Multiple Sequence Alignments**

## **1.2 Einsatzgebiete**

## **1.3 Komplexität**



## **2 Dynamische Programmierung**

### **2.1 Trivia**

### **2.2 Das Paradigma**

### **2.3 Der Algorithmus von Needleman und Wunsch**





## 3 DIALIGN

In diesem Kapitel stelle ich zunächst das DIALIGN-Verfahren für multiples Sequenzalignment nach Morgenstern *et al.* (1996) vor. Dabei werde ich alle Anpassungen und Verbesserungen des Verfahrens vorstellen, die bis zur Version 2.2 umgesetzt wurden. Anders als der im letzten Kapitel vorgestellte Algorithmus von Needleman-Wunsch aligniert DIALIGN keine einzelnen Symbole, sondern gleich ganze Segmente der Eingabesequenzen. Das hat die Vorteile, dass man zum einen auf die Kosten zum Einfügen von Lücken verzichten kann und dadurch weitgehend von benutzerdefinierten Eingaben unabhängig wird, und weiterhin ist man so in der Lage sowohl global, als auch lokal verwandte Sequenzen einander auszurichten: Wenn man feststellt, dass in einem Bereich keine Segmente vorliegen, die einander ähnlich sind, dann verzichtet man darauf diese sich gegenseitig zuzuweisen und sie werden nicht Teil des *Alignments*.

DIALIGN kann genau wie Needleman-Wunsch im Sinne der jeweiligen Zielfunktion mathematisch optimale paarweise *Alignments* berechnen. Anders als bei letzterem, kann man aber auch mit Hilfe einer Heuristik effizient multiple Alignments berechnen, die aus drei oder mehr Sequenzen bestehen. Das grobe Vorgehen sieht dabei wie folgt aus:

---

### Algorithmus 1 DIALIGN

---

**Require:** Menge  $S$  von Sequenzen mit  $|S| = n$

```
1: procedure DIALIGN( $S$ )
2:   Weise allen möglichen Fragmenten  $f$  ein Gewicht  $w^*(f)$  zu
3:   Berechne mit dynamischer Programmierung alle möglichen  $\binom{n}{2}$  paarweisen
      Alignments aus  $S$ 
4:   Sortiere alle Fragmente der paarweisen Alignments nach ihrem Gewicht als  $f_1, \dots, f_n$ 
5:    $A \leftarrow \emptyset$  ▷ Initialisiere Ausgabe für Alignment
6:   for  $i=1, \dots, n$  do
7:     if  $f_i$  ist zu allen bisher gewählten Fragmenten konsistent then
8:        $A \cup \{f_i\}$  ▷ Füge  $f_i$  zum Alignment hinzu
9:     end if
10:  end for
11:  return  $A$ 
12: end procedure
```

---

Unter *Konsistenz* können wir uns zunächst informell vorstellen, dass es bei einer Zuweisung weder zu Überkreuzungen kommt, noch dazu, dass ein Symbol einer Sequenz gleichzeitig mehreren einer anderen zugewiesen wird.

Möchte ich das lieber hier haben oder zwischen Definition und Beispielen zu Konsistenz

### 3.1 Theoretische Grundlagen

Um multiple Sequenzalignments genauer zu verstehen und die dazu nötigen Algorithmen analysieren zu können, brauchen wir einige Definitionen. Diese sind Morgenstern

et al. (1996), Abdeddaïm und Morgenstern (2000) und Corel et al. (2010) entnommen. Dazu betrachten wir im Folgenden eine  $n$ -stellige Menge von Sequenzen  $S$  über einem endlichen Alphabet. Dabei gibt  $L_i$  die Länge der  $i$ -ten Sequenz an.

### 3.1.1 Definition (Stelle und Stellenraum)

Eine *Stelle* ist ein Tupel  $(i, p)$ , bei dem  $i$  die Sequenz und  $p$  die Position eines Zeichens innerhalb dieser Sequenz angibt. Als *Stellenraum* bezeichnen wir die Menge aller Stellen über unseren Sequenzen  $S$ :  $S := \{(i, p) | 1 \leq i \leq n, 1 \leq p \leq L_i\}$

Der Einfachheit identifizieren wir die *Stellen* der  $i$ -ten Sequenz als  $S_i$ . Auf dem *Stellenraum* existiert eine Halbordnung ' $\leq$ ', wobei  $(i, p) \leq (i', p')$  genau dann gilt, falls  $i = i'$  und  $p \leq p'$ .

Nachdem wir bis jetzt nur umgangssprachlich mit *Alignments* und *Konsistenz* zu tun hatten, möchte ich diese Begriffe nun formalisieren.

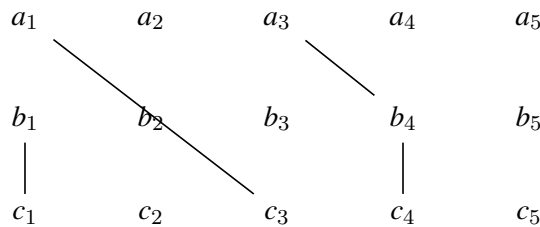
### 3.1.2 Definition (Alignment und Konsistenz)

Ein *Alignment*  $\mathcal{A}$  ist eine Äquivalenzrelation auf der Menge  $S$ , die ein bestimmtes *Konsistenzkriterium* erfüllt. Sei zunächst  $\mathcal{R}$  eine beliebige binäre Relation auf  $S$ . Wir können diese mit ' $\leq$ ' zu der Präordnung (auch Quasiordnung genannt)  $\leq_{\mathcal{R}} = (\leq \cup \mathcal{R})_t$  erweitern, also einer zweistelligen Relation, die reflexiv und transitiv, aber nicht antisymmetrisch ist. Hierbei bezeichnet  $X_t$  die transitive Hülle einer Relation  $X$ .

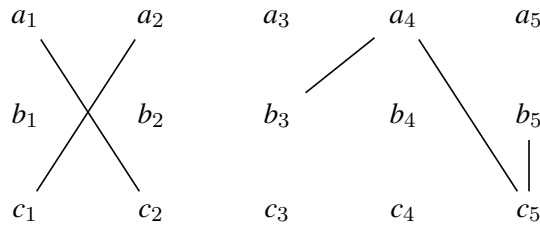
Wir bezeichnen  $\mathcal{R}$  als *konsistent*, wenn  $\leq_{\mathcal{R}} = (\leq \cup \mathcal{R})_t$  die natürliche Ordnung auf jeder Sequenz erhält, also  $x \leq_{\mathcal{R}} y \implies x \leq y$  für alle  $x, y \in S_i \forall 1 \leq i \leq n$  gilt. Außerdem nennen wir eine Menge von Relationen  $\{\mathcal{R}_1, \dots, \mathcal{R}_n\}$  *konsistent*, wenn ihre Vereinigung  $\cup_i \mathcal{R}_i$  *konsistent* ist, sowie ein Paar  $(x, y) \in S^2$  *konsistent* mit einer Relation  $\mathcal{R}$ , falls  $\mathcal{R} \cup \{(x, y)\}$  *konsistent* ist.

Für ein Alignment  $\mathcal{A}$  und  $(x, y)$  gilt  $x \mathcal{A} y$  genau dann, wenn die *Stellen*  $x$  und  $y$  durch  $\mathcal{A}$  aligniert werden oder identisch sind.

Im Folgenden wollen wir zwei Beispiele betrachten, um das Konzept der *Konsistenz* und *Alignments* besser zu veranschaulichen. Informell können wir uns ein *Alignment* als eine Relation vorstellen, bei der es weder zu einer Überkreuzung von Zuweisungen kommt, noch zu Fällen, bei denen ein Symbol (transitiv) gleichzeitig mehreren Symbolen aus einer einzigen anderen Sequenz zugewiesen ist.

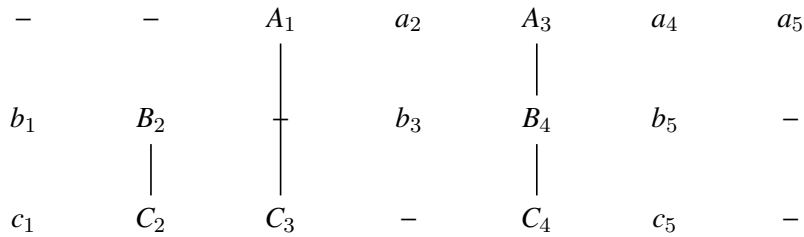


Für alle *Stellen*, die aus der selben Sequenz stammen, gilt  $x \leq_{\mathcal{R}} y \implies x \leq y$ , wie beispielsweise für  $a_1$  und  $a_5$ :  $a_1 \mathcal{A} c_3$ ,  $c_3 \leq c_4$ ,  $c_4 \mathcal{A} b_4$ ,  $b_4 \mathcal{A} a_3$  und  $a_3 \leq a_5$ . Es folgt  $a_1 \leq_{\mathcal{R}} a_5$ . Also ist die Relation auf  $S$  *konsistent* und somit ein *Alignment*.



Hier handelt es sich um kein *Alignment*, denn die *Konsistenz* ist gleich an mehreren Stellen verletzt. Erstens gilt  $a_2 \leq_R a_1$ , denn  $a_2 \mathcal{A} c_1, c_1 \leq c_2$  und  $c_2 \mathcal{A} c_1$ . Da aber  $c_1 \leq c_2$  gilt, erhält die Relation die natürliche Ordnung auf der erstens Sequenz nicht. Der Grund liegt hier an der Überkreuzung von mehreren Zuweisungen. Des Weiteren gilt  $b_5 \leq_R b_3$ , weil  $b_5 \mathcal{A} c_5, c_5 \mathcal{A} a_4$  und  $a_4 \mathcal{A} b_3$ , aber  $b_5 \not\leq b_3$ . Hier ist das Problem eine transitive Mehrfachzuweisung von mehreren Symbolen der einen Sequenz auf das gleiche einer anderen (sowohl  $b_3$  als auch  $b_5$  stehen in Relation zu beispielsweise  $a_4$ ).

Es lässt sich zeigen, dass eine Relation  $\mathcal{A}$  genau dann ein *Alignment* ist, wenn es möglich ist zwischen den alignierten Symbolen Lücken einzufügen, sodass gerade die einander zugewiesenen untereinander stehen. Deshalb bezeichnet man die Äquivalenzklassen  $[x]_{\mathcal{A}} = \{y \in \mathcal{S} : x \mathcal{A} y\}$  von  $\mathcal{A}$  auch als *Spalten*. Man kann sich leicht überlegen, dass das bei Überkreuzungen und transitiven Mehrfachzuweisungen nicht möglich ist. Bei unserem ersten Beispiel von oben würde das so aussehen:



Alle Symbole, die Teil einer Zuweisungsspalte sind, also einer Äquivalenzklasse mit mehr als einer *Stelle*, wurden als Großbuchstabe dargestellt, während die unalignierten kleingeschrieben wurden.

Da DIALIGN ein segmentbasiertes Alignmentverfahren ist, brauchen wir noch eine Bezeichnung für eine paarweise, lückenlose Zuweisung von direkt aufeinanderfolgenden Elementen zweier Sequenzen.

### 3.1.3 Definition (Fragment)

Gegeben seien zwei Sequenzen  $S_1$  und  $S_2$  und ein *Alignment*  $\mathcal{A}$  auf diesen Sequenzen. Dann definieren wir das *Fragment* mit Länge  $l$ , das an den Stellen  $i$  in  $S_1$  und  $j$  in  $S_2$  endet mit  $1 \leq i \leq l(S_1), 1 \leq j \leq l(S_2)$  und  $i - l \geq 0 \leq j - l$ , als  $f_{i,j,l}$ , wenn  $S_1[i - k] \mathcal{A} S_2[j - k] \forall 0 \leq k \leq l - 1$  gilt. Manchmal werden *Fragmente* auch als *diagonals* bezeichnet, weil sie in der Matrix des Needleman-Wunsch-Verfahrens als Diagonale von mehreren aufeinanderfolgenden einander zugeordneten Symbolen stehen würden.

Wir können unter einem *Alignment* auch eine Kette von zueinander *konsistenten Fragmenten* verstehen.

## 3.2 Gewichtsfunktionen und Substitutionsmatrizen

### 3.2.1 Gewichtsfunktionen in DIALIGN 1

Um zwei *Fragmente* miteinander vergleichen zu können, müssen wir die Ähnlichkeit zwischen ihnen quantifizieren. Je ähnlicher sich zwei *Fragmente* sind, desto eher können wir davon ausgehen, dass sie einen gemeinsamen evolutionären Ursprung haben und als desto wichtiger schätzen wir sie für unser *Alignment* ein. In der ersten Variante von DIALIGN hat man eine starre stochastische Gewichtsfunktion benutzt, indem man davon ausging, dass alle Symbole gleichverteilt mit Wahrscheinlichkeit  $p = 0,25$  für DNA und  $p = 0,05$  für Proteine auftreten (Morgenstern *et al.*, 1996). Gegeben sei ein *Fragment*  $f$  der Länge  $l$ , mit  $m$  in beiden Sequenzen übereinstimmenden Symbolen. Dann lautet die Wahrscheinlichkeit, dass ein solches *Fragment* der Länge  $l$   $m$  oder mehr Übereinstimmungen hat wie folgt:

$$P(l, m) = \sum_{i=m}^l \binom{l}{i} \cdot p^i \cdot (1-p)^{l-i} \quad (3.1)$$

Wie in anderen Disziplinen, wie der Informationstheorie oder statistischen Mechanik benutzen wir als Gewichtsfunktion nun den negativen Logarithmus von  $P(l, m)$ . Dadurch bekommen wir ein umso höheres Gewicht, je niedriger die Wahrscheinlichkeit ist, dass das vorliegende *Fragment* zufällig entstanden ist. Ziel wird es im Folgenden sein die Summe der Gewichte aller *Fragmente* eines *Alignments* zu maximieren. Diese bezeichnen wir als *Score* des *Alignments*.

$$w(f) := -\ln(P(l, m)) \quad (3.2)$$

### 3.2.2 Substitutionsmatrizen

Es hat sich jedoch herausgestellt, dass diese Gewichtsfunktion nicht immer zielführend ist. Nicht alle Aminosäuren sind gleich ähnlich und die Übergangswahrscheinlichkeiten zwischen ihnen können dramatisch verschieden sein. So ist beispielsweise eine Veränderung von Arginin zu Lysin recht wahrscheinlich, während jene von Tryptophan zu Glycin nur sehr selten vorkommt (Pearson, 2013).

Deswegen verwenden wir genau wie bei Needleman-Wunsch Substitutionsmatrizen, wie beispielsweise BLOSUM62, um die Ähnlichkeit zwischen zwei *Fragmenten* zu berechnen. Sei dazu  $f_{i,j,l}$  ein *Fragment* aus den zwei Sequenzen  $S_1$  und  $S_2$  und  $M$  eine Substitutionsmatrix. Dann berechnet folgende Formel das Gewicht von  $f_{i,j,l}$ :

$$w(f_{i,j,l}) := \sum_{k=1}^l M[i-l+k, j-l+k] \quad (3.3)$$

Dieses Vorgehen hat einige Vorteile gegenüber der alten Gewichtsrechnung. Zum einen kann man das Gewicht eines *Fragments*  $f_{i,j,l}$  sehr einfach berechnen, wenn man das Gewicht des *Fragments*  $f_{i-1,j-1,l-1}$  bereits kennt, indem man einen einzigen Ähnlichkeitswert zur Summe hinzu addiert. Zum anderen kann man die Berechnung vieler Gewichte frühzeitig abbrechen und zwar, wenn eine Teilsumme der Ähnlichkeitswerte negativ ist. Dann weiß man, dass ein *Alignment* mit höherem *Score* berechnen werden kann, wenn man diesen Teil des *Fragments* weglässt. Diese beiden Eigenschaften werden wir

uns im nächsten Abschnitt über die effiziente Berechnung der paarweisen *Alignments* zunutze machen.

Nun wollen wir Substitutionsmatrizen und die Theorie dahinter genauer betrachten. Das werden wir anhand der von Henikoff und Henikoff (1992) entwickelten BLOcks Substitution Matrix (BLOSUM) tun, da andere verbreitete Substitutionsmatrizen ähnlich entstanden sind. Die Matrizen wurden empirisch bestimmt, indem man sich Blöcke von Proteinmotiven anguckte, bei denen ein korrektes *Alignment* bekannt war. Als *Block* bezeichnen wir einen längeren, zusammenhängenden alignierten Bereich ohne gelöschte oder eingefügte Segmente. Für die Berechnung eines Eintrags der Matrix  $M_{i,j}$  brauchen wir die Wahrscheinlichkeit, mit der die beiden Aminosäuren auftreten  $q_i$  und  $q_j$ , sowie die Wahrscheinlichkeit, dass gerade diese beide Aminosäuren miteinander aligniert werden  $p_{i,j}$ .

$$M_{i,j} := \frac{1}{\lambda} \log \left( \frac{p_{i,j}}{q_i \cdot q_j} \right) \quad (3.4)$$

Der Korrekturterm  $\lambda$  wird benutzt, um die Werte auf ganze Zahlen zu runden, die weniger anfällig für Rundungsfehler und andere Ungenauigkeiten in der Computerarithmetik sind. Diese Vorgehensweise wird, da man den Logarithmus einer Wahrscheinlichkeit berechnet, als *log-odd-Verfahren* bezeichnet. Der Eintrag  $M_{i,j}$  gibt ein Maß für die Wahrscheinlichkeit an, dass das betrachtete Paar in einem *Alignment* aus genau diesen beiden Aminosäuren auftritt und die Wahrscheinlichkeit für eine längere Folge aufeinanderfolgender Paare wird mit der Summe der Einträge berechnet. Das funktioniert aufgrund der Rechenregeln des Logarithmus:  $\log(p_1 \cdot p_2) = \log(p_1) + \log(p_2)$ . Möchte man die ursprünglichen Wahrscheinlichkeiten berechnen, muss man lediglich die Summe der Ähnlichkeitswerte exponentieren.

Henikoff und Henikoff (1992) haben mehrere Substitutionsmatrizen entwickelt. Die Zahl hinter jeder BLOSUM gibt die Ähnlichkeit der zur Berechnung der Matrix verwendeten Proteinsequenzen an. Für die BLOSUM62 wurden beispielsweise nur Blöcke benutzt, bei denen es eine Ähnlichkeit von höchstens 62% gab. Im Allgemeinen wird dazu geraten BLOSUMs mit geringen Suffixen wie beispielsweise BLOSUM45 zum alignieren von entfernt verwandten, mit großen wie BLOSUM80 für eng verwandte und BLOSUM62 für durchschnittlich eng verwandte Sequenzen zu benutzen.

#### BLOSUM62

BLOSUM62 IM ANHANG???

Bei DNA wird meistens nur eine simple Unterscheidung zwischen Treffern und Nichttreffern gemacht. Als Substitutionsmatrix entspräche dies der Einheitsmatrix. Dies hat aber die Nachteile, dass alle *Fragmente* positive Gewichte haben und damit potentiell für unser *Alignment* in Betracht kommen. Besser sind positive Werte für ähnliche und negative für sehr unähnliche Abschnitte, weil sich so der Rechenaufwand verringern lässt. Außerdem kann man mit Matrizen, die dem Einsatzgebiet angepasst sind, oft bessere Ergebnisse erzielen. Nach Pearson (2013) sind die Ähnlichkeiten zwischen zu vergleichenden DNA-Sequenzen deutlich größer, als bei Proteinen. Sie betragen zwischen homologen menschlichen DNA-Abschnitten etwa 99,9% und bei proteinkodierenden Regionen zwischen Mensch und Maus immer noch 80%, während Ähnlichkeiten von unter 50%, anders als bei Proteinen, quasi nicht mehr zu entdecken sind. Dementsprechend können +1/-3 für Treffer und Nichttreffer bei 99%, +2/-3 bei 90% und +5/-4 bei 70% Übereinstimmung benutzt werden.

Ich muss jedoch zugeben, dass die Wahl der richtigen Substitutionsmatrix ein bisschen

dem Henne-Ei-Problem ähnelt: um die Ähnlichkeit von zwei Sequenzen zu bestimmen, müssen wir sie mit der passenden Matrix alignieren. Für die Wahl dieser Matrix sollten wir jedoch wissen, wie ähnlich sich die beiden Sequenzen sind.

Wann genau sich die Berechnung der Gewichte in DIALIGN verändert hat, steht leider in keiner Veröffentlichung, auch wenn sie bereits in Morgenstern *et al.* (1996) als kommende Ergänzung in Betracht gezogen wurde. Spätestens in DIALIGN TX, der neuesten Version des Programms wie wir sie auf der Website der Göttinger Bioinformatik finden (Subramanian *et al.*, 2008), wird diese Technik jedoch angewendet. Dort dient eine modifizierte BLOSUM 62, die nur nichtnegative Werte enthält, als Matrix für Proteinsequenzen, während bei DNA lediglich die Einheitsmatrix benutzt wird.

### 3.2.3 Gewichtsfunktionen in DIALIGN 2

In der ursprünglichen Version von DIALIGN gab es noch einen benutzerdefinierten Parameter  $T$ , der das minimale Gewicht eines in Betracht zu nehmenden *Fragments* angab. Dieser wurde eingeführt, damit nicht kleine, zufällige Übereinstimmungen ihren Weg in das *Alignment* finden. Denn für ein gutes *Alignment* ist es genauso wichtig, dass nicht miteinander verwandte Abschnitte einander auch nicht zugewiesen werden, wie es wichtig ist, dass dies bei verwandten getan wird. Bei Tests mit DIALIGN 1 hat man jedoch festgestellt, dass ein Großteil der ausgewählten *Fragmente* nur knapp über der Gewichtsgrenze  $T$  lagen und wenn man diese senkte, sank das Gewicht der *Fragmente* auch (Morgenstern *et al.*, 1998).

Das liegt daran, dass die Gewichtsfunktion  $w$  einem langen *Fragment*  $f$  quasi das gleiche Gewicht zuordnet, wie die Summe der Gewichte der Teilfragmente  $f_1, \dots, f_n$ , wenn man  $f$  in diese teilt. Das sorgt dafür, dass man oft bessere *Scores* erhält, wenn man größere Fragmente aufteilt und dazwischen einzelne Regionen mit geringen Übereinstimmungen weglässt, statt große *Fragmente* auszuwählen. Neben der Abhängigkeit vom willkürlichen Parameter  $T$  und der Tendenz kleine, unbedeutende Übereinstimmungen auszuwählen, hat dies auch den Nachteil, dass die rechenintensive Aktualisierung der Konsistenzgrenzen öfter durchgeführt werden muss.

Deshalb ist man in DIALIGN 2 dazu übergegangen statt der Wahrscheinlichkeit  $P(l, m)$ , dass in einem *Fragment* der Länge  $l$  mindestens  $m$  Übereinstimmungen auftreten, zu berechnen, wie wahrscheinlich es ist, dass in den beiden Gesamtsequenzen  $S_1$  und  $S_2$  mit Längen  $l_1$  respektive  $l_2$  überhaupt eine Sequenz mit Länge  $l$  und  $m$  Übereinstimmungen auftritt.

$$P^*(l, m) \approx l_1 \cdot l_2 \cdot P(l, m) \quad (3.5)$$

Als neue Gewichtsfunktion  $w^*$  ergibt sich dann mit  $K := \log(l_1) + \log(l_2)$ :

$$w^*(f) := w(f) - K \quad (3.6)$$

Wenn man  $f$  nun in  $f_1, \dots, f_n$  aufteilt, wird der Korrekturterm  $K$  nicht nur einmal, sondern  $n$ -mal abgezogen. Das sorgt dafür, dass tendentiell längere *Fragmente* ausgewählt werden (Morgenstern, 1999). Ein weiterer Vorteil ist, dass der Erwartungswert des Gewichts eines zufälligen *Fragments* nicht mehr 1, sondern 0 ist. Dadurch haben alle Abschnitte mit unterdurchschnittlicher Ähnlichkeit automatisch negative Gewichte und wir haben eine einfache und schnelle Möglichkeit zu entscheiden, ob ein *Fragment* weiter für unser *Alignment* in Betracht gezogen werden muss.

Wie sich der Effekt von  $w^*$  auswirkt, wenn man eine Substitutionsmatrix benutzt, die einem zufälligen *Fragment* im Schnitt ein negatives Gewicht zuordnet, werden wir später nach der Programmierung empirisch feststellen. Möglicherweise ist es dann besser auf ihn zu verzichten. Mit einer  $(+2/-3)$ -Matrix haben wir beispielsweise einen Erwartungswert von  $E(w(f_{i,j,l})) = (\frac{3}{4} \cdot (-3) + \frac{1}{4} \cdot 2) \cdot l = -\frac{7}{4} \cdot l$  für ein zufälliges DNA-Fragment der Länge  $l$ . Ein anderer Ansatz verbindet die Substitutionsmatrix mit dem Korrekturterm  $K$ , indem wir wie DIALIGN TX eine Substitutionsmatrix benutzen, die aber keine negativen Werte enthält. Dafür ziehen wir aber weiterhin  $K$  vom Gewicht ab.

### 3.3 Paarweise Alignments mit dynamischer Programmierung

Nachdem wir uns jetzt genauer mit den Gewichten von Fragmenten beschäftigt haben, können wir uns der Berechnung der paarweisen *Alignments* mit Hilfe von dynamischer Programmierung widmen. Dabei beziehe ich mich, außer wenn anders gekennzeichnet, auf die speichereffiziente Umsetzung aus DIALIGN 2.2, die in Morgenstern (2002) vorgestellt wurde.

Wie bei dynamischer Programmierung üblich, stellen wir zunächst eine Rekursionsgleichung auf. Sei dazu  $Sc[i, j]$  der maximal mögliche *Score* aller *Fragmente* bis zu den Elementen  $S_1[i]$  und  $S_2[j]$  zweier Sequenzen  $S_1$  und  $S_2$ . An dieser Stelle tritt sehr ähnlich zu Needleman-Wunsch eine von drei Situationen auf: Die ersten beiden Möglichkeiten sind, dass wir die *Stelle*  $(1, i)$  oder die *Stelle*  $(2, j)$  nicht zu unserem *Alignment* hinzufügen. Oder aber wir wählen ein *Fragment*  $f_{i,j,l}$  aus, das in  $(i, j)$  endet. In diesem Fall wählen wir genau das aus, welches den *Score* aller in  $(i, j)$  endenden *Alignments* maximiert. Welcher der drei Fälle der richtige ist, um den höchstmöglichen *Score* bis  $(i, j)$  zu berechnen, erfahren wir, indem wir das Maximum über sie berechnen.

$$Sc[i, j] = \max \begin{cases} Sc[i-1, j], \\ Sc[i, j-1], \\ \max_{l \geq 1} \{ Sc[i-l, j-l] + w^*(f_{i,j,l}) \} \end{cases} \quad (3.7)$$

#### 3.3.1 Satz

Mit der obigen Rekursionsgleichung lässt sich ein optimales paarweises *Alignment* zweier Sequenzen mit Längen  $L_1$  und  $L_2$  in  $O(L^3)$  Zeit und  $O(L^2)$  Speicherplatz berechnen für  $L = \max(L_1, L_2)$ . Außerdem gilt für die Menge der möglichen *Fragmente*  $F : |F| \in O(L^3)$ .

*Beweis.* Insgesamt müssen wir  $L_1 \cdot L_2 \in O(L^2)$ -viele Tabelleneinträge berechnen, die wir im Allgemeinen auch gleichzeitig im Speicher vorhalten. Für jeden zu berechnenden Eintrag  $Sc[i, j]$  brauchen wir Zugriffe auf  $(\min(i, j) + 2)$ -viele Einträge in der Matrix und müssen  $\min(i, j)$  Gewichte neu berechnen. Dabei dominiert die Berechnung der Gewichte, wobei jedes Gewicht nur genau einmal berechnet werden muss (für den *Score* des Tabelleneintrags, in dem das *Fragment* endet). Im schlimmsten Fall gilt  $L_1 = L_2$ . Dann gibt es *Fragmente* der Länge 1 mit jeweils  $L$  möglichen Endpunkten in  $S_1$  und  $S_2$ , der Länge zwei mit jeweils  $L - 1$  möglichen Endpunkten und so weiter. Die Anzahl aller *Fragmente*  $|F| = \sum_{k=0}^{L-1} (L - k)^2 = \frac{1}{6} \cdot L(2L^2 + 3L + 1) \in O(L^3)$  und die naiv berechnete

Anzahl der Zugriffe ist  $\sum_{k=0}^{L-1} (L-k)^2 \cdot k = \frac{1}{12} \cdot (L-1)L^2(L+1) \in O(L^4)$ . Glücklicherweise kann man das Gewicht jedes Fragments  $f_{i,j,l}$  in  $O(1)$  Zeit aus  $f_{i,j,l-1}$  berechnen, denn  $w^*(f_{i,j,l}) = w^*(f_{i,j,l-1}) + M[i-l+1, j-l+1]$ , wodurch sich die Laufzeit auf  $O(L^3)$  verkleinern lässt.  $\square$

Um nicht nur den Score eines perfekten paarweisen Alignments berechnen zu können, sondern auch dieses Alignment selbst, müssen wir zunächst noch einige Definitionen einführen. Zunächst definieren wir für ein Fragment  $f \in F$  das Präfixgewicht  $W(f)$ , das die maximale Summe der Gewichte einer Kette von Fragmenten bezeichnet, die mit  $f$  endet.

$$W(f) := \max \left\{ \sum_{k=0}^M w^*(f_k) : f_1 \ll \dots \ll f_M = f \right\} \quad (3.8)$$

### 3.3.2 Definition (Vorgänger)

Sei  $f_1 \ll \dots \ll f_M$  eine Kette von Fragmenten, die das Maximum der vorherigen Gleichung erreicht. Dann bezeichnen wir  $P(f) = f_{M-1}$  als den Vorgänger von  $f$ . Außerdem sei  $Pr[i, j]$  das letzte Fragment einer optimalen Kette, die spätestens in  $(i, j)$  endet.

Jetzt können wir für ein Fragment  $f \in F$ , das in  $(i, j)$  startet, das Gesamtgewicht und den Vorgänger genau definieren. Das Präfixgewicht ist genau das Gewicht von  $f$  addiert mit dem Score der Fragmente, die vor  $f$  stehen.  $P(f)$  und  $Pr[i, j]$  sind zwar strenggenommen nicht wohldefiniert und es könnte mehrere Fragmente mit diesen Eigenschaften geben. Wie auch schon in Morgenstern et al. (1996) wählen wir dann das in den Sequenzen am weitesten rechts stehende aus.

$$W(f) = Sc[i-1, j-1] + w^*(f) \quad (3.9)$$

Der Vorgänger von  $f$  ist das letzte Element einer Kette von Fragmenten, die vor  $f$  enden.

$$P(f) = Pr[i-1, j-1] \quad (3.10)$$

Damit können wir jetzt (3.7) mit unseren neuen Definitionen umformulieren, denn der dritte Fall der obigen Gleichung ist genau das maximale Präfixgewicht eines Fragments, das in  $(i, j)$  endet.

$$Sc[i, j] = \max \begin{cases} Sc[i-1, j], \\ Sc[i, j-1], \\ \max W(f) : f \text{ endet in } (i, j) \end{cases} \quad (3.11)$$

Analog zu den Fällen von  $W(f)$  können wir jetzt auch  $Pr[i, j]$  setzen. Das letzte Fragment einer optimalen Kette bis  $(i, j)$  ist das selbe wie bei  $(i-1, j)$  beziehungsweise  $(i, j-1)$ , wenn diese in keinem dieser beiden Stellenpaare endet. Endet sie hingegen in  $(i, j)$ , dann ist das gesuchte Fragment das, welches das Präfixgewicht aller in  $(i, j)$  endenden Fragmente maximiert.

$$Pr[i, j] = \begin{cases} Sc[i-1, j], & \text{if } Sc[i, j] = Sc[i-1, j] \\ Sc[i, j-1], & \text{if } Sc[i, j] = Sc[i, j-1] \\ \hat{f}, & \text{if } Sc[i, j] = \max \{W(f) : f \text{ endet in } (i, j)\} \end{cases} \quad (3.12)$$



Hier gilt  $\hat{f} = \operatorname{argmax}\{W(f) : f \text{ endet in } (i, j)\}$ . Jetzt stehen uns alle Informationen zur Verfügung, um neben dem Score einer optimalen Kette von *Fragmenten* auch diese selbst zu berechnen. Zunächst sei  $f_{\max} = \operatorname{argmax}_{f \in F}(W(f))$  das letzte Element dieser Kette. Man erhält es, indem man sich das letzte Element einer optimalen Kette anguckt, die bis ganz ans Ende von  $S_1$  und  $S_2$  reichen kann:  $f_{\max} = \operatorname{Pr}[L_1, L_2]$ . Mit einem Backtrackingalgorithmus sind wir nun in der Lage das optimale paarweise *Alignment* zu berechnen, indem wir mit  $f_{\max}$  starten und immer den direkten *Vorgänger* des aktuellen *Fragment*s auswählen.

$$f_0 = f_{\max} \text{ und } f_{k+1} = P(f_k) \quad (3.13)$$

#### 3.3.1 Speichereffiziente Berechnung der paarweisen *Alignments*

In diesem Abschnitt beschäftigen wir uns mit einer sehr speichereffizienten und schnellen Implementierung des soeben gesehenen Ansatzes. Zunächst beschränken wir die maximale Länge eines *Fragment*s  $l_{\max}$  auf eine kleine, feste Zahl, beispielsweise 40. Je nach gewünschter Genauigkeit und benötigter Geschwindigkeit kann man diesen Wert vergrößern oder verkleinern. Auch wenn diese Einschränkung den maximal zu erreichenden Score senkt und wir daher keine perfekten *Alignments* mehr berechnen, hat  $l_{\max}$  in der Praxis kaum einen Einfluss auf die Güte der Ergebnisse. Das liegt daran, dass wir im Fall von geringen Ähnlichkeiten zwischen Sequenzen nur selten *Fragmente* mit Längen haben, die  $l_{\max}$  überschreiten und im Fall von sehr ähnlichen Sequenzen können wir lange *Fragmente* auch in mehrere kleinere in der Größenordnung unserer Begrenzung aufteilen. Wir werden zeigen, dass mit dieser Einschränkung ein paarweises *Alignment* in  $O(L^2)$  Zeit und  $O(L + N_{\max})$  Speicherplatz berechnet werden kann, wobei  $N_{\max}$  die Anzahl an gleichzeitig gespeicherten *Fragmenten* ist (Morgenstern, 2002), die durch  $|F|$  begrenzt wird.

Wir gehen unsere Scorematrix Spalte für Spalte von links nach rechts durch. An jeder Position  $(i, j)$  berechnen wir mit 3.9 und 3.10  $W(f)$  und  $P(f)$  für alle *Fragmente*  $f \in \{f_{i+k, j+k, k} : 1 \leq k \leq l_{\max}\}$ , die an der Stelle  $(i, j)$  beginnen. Dabei speichern wir Pointer auf  $W(f)$  und  $P(f)$  in den Listen  $F_{j+k}$ , die mit der Spalte  $j + k$  assoziiert werden in denen die jeweiligen *Fragmente* enden. Alles was wir dafür an Informationen benötigen sind  $Sc[i-1, j-1]$  und  $Pr[i-1, j-1]$ . Deshalb müssen wir nicht permanent die ganze Matrix vorhalten, sondern benötigen nur die zuletzt berechnete und die aktuelle Spalte für  $Sc$  und  $Pr$ , also vier eindimensionale Arrays der Länge  $L_1$ .

Bevor wir zur  $(j+1)$ -ten Spalte übergehen, berechnen wir alle Einträge von 1 bis  $i$  für die  $j$ -te Spalte. Dazu greifen wir auf die Werte der vorhergehenden Spalte  $(j-1)$  und auf die zuvor gespeicherten Listen aller *Fragmente*  $F_j$  zu, die in der  $j$ -ten Spalte enden, wobei wir die Formeln 3.11 und 3.12 benutzen. Man kann sich überlegen, dass für jeden Eintrag  $(i, j)$  höchstens  $l_{\max} \in O(1)$  *Fragmente* gespeichert wurden. Sobald wir mit der Berechnung der  $j$ -ten Spalte fertig sind, können wir die Werte von  $Pr[i, j-1]$  und  $Sc[i, j-1]$  für  $1 \leq i \leq L_1$  löschen.

Diesen Vorgang wiederholen wir, bis wir schlussendlich auch alle Werte der letzten, also  $L_2$ -ten, Spalte berechnet haben. Dann kennen wir mit  $Sc[L_1, L_2]$  den Score des paarweisen *Alignments* und können mithilfe der Backtrackingprozedur 3.13 die *Fragmente* aus denen es besteht bestimmen. Dazu brauchen wir die Mengen  $F_j$ , deren Einträge aber glücklicherweise nicht alle dauerhaft gespeichert werden müssen. Sobald  $Sc[i, j]$  und

$Pr[i, j]$  für eine Position  $i, j$ ) berechnet wurden, können wir alle *Fragmente*, die dort enden, löschen, abgesehen von  $Pr[i, j]$ , für das immer noch in Frage kommt, dass es Teil der optimalen Kette von *Fragmenten* ist. Sollte  $Pr[i, j]$  nicht in  $(i, j)$  enden, können wir sogar alle Einträge aus  $F_j$  löschen, die in Zeile  $i$  enden.

---

**Algorithmus 2** Speichereffizientes paarweises DIALIGN
 

---

**Require:** Zwei Sequenzen  $S_1$  und  $S_2$  mit den Längen  $L_1$  und  $L_2$

```

1: procedure PAIRWISEALIGNMENT( $S_1, S_2, l_{max}$ )
2:   for  $i \leftarrow 0$  do  $L_1$ 
3:      $Sc[i, 0] \leftarrow 0$ 
4:   end for
5:   for  $j \leftarrow 1$  to  $L_2$  do
6:     for  $i \leftarrow 1$  to  $L_1$  do
7:       for  $l \leftarrow 1$  to  $l_{max}$  do
8:          $W(f_{i+l,j+l,l}) \leftarrow w^*(f_{i+l,j+l,l}) + Sc[i-1, j-1]$ 
9:          $P(f_{i+l,j+l,l}) \leftarrow Pr[i-1, j-1]$ 
10:         $F_{j+l} \leftarrow F_{j+l} \cup f_{i+l,j+l,l}$     ▶ Speichere Fragment für Spalte in der es endet
11:      end for
12:       $Sc[i, j] = \max \begin{cases} Sc[i-1, j], \\ Sc[i, j-1], \\ \max W(f) : f \text{ endet in } (i, j) \end{cases}$ 
13:      Setze  $Pr[i, j]$  analog zu  $Sc[i, j]$ 
14:      lösche  $Sc[i, j-1]$  und  $Pr[i, j-1]$     ▶ Lösche alte Spalteneinträge
15:      for all  $f_{i,j,k} \in F_j$  mit  $f \neq Pr[i, j]$  do
16:        lösche  $F_{i,j,k}$     ▶ Lösche die, die in keiner opt. Kette in  $(i, j)$  enden
17:      end for
18:    end for
19:  end for
20:   $f_0 \leftarrow Pr[L_1, L_2]$ 
21:  while  $f_k \neq \text{NIL}$  do    ▶ Backtracking, um Alignment zu bestimmen
22:     $f_{k+1} \leftarrow P(f_k)$ 
23:     $k \leftarrow k + 1$ 
24:  end while
25: end procedure

```

---

Da wir wissen, dass nur *Fragmente* mit positiven Gewichten Teil unseres *Alignments* sein können, sind wir in der Lage die Mengen  $F_j$  von gespeicherten *Fragmenten* weiter einzuschränken. Wenn die Teilsumme von Ähnlichkeitswerten bis zu einem bestimmten Punkt negativ, können wir den Durchlauf von 2.7 sofort abbrechen, weil wir wissen, dass wir ein besseres *Alignment* finden, wenn wir den Teil mit der negativen Summe von Gewichten ignorieren. Außerdem gibt es zwei Situationen bei denen wir die Berechnung der Gewichte für *Fragmente* zwar nicht abbrechen, aber wissen, dass das aktuell betrachtete Element nicht gespeichert werden muss:

- Bei negativem Gewicht. Es kann beispielsweise sein, dass  $w(f)$  zwar positiv ist, aber  $w^* = w(f) - K < 0$  gilt. Dann kann dieses *Fragment* den Score zwar nicht erhöhen, aber vielleicht ist es Teil eines größeren, das Teil des finalen *Alignments* sein kann.

- Wenn das Gewicht kleiner ist, als das größte bisher gefundene eines *Fragment*s, das in  $(i, j)$  startet. In diesem Fall wissen wir, dass ersteres auf jeden Fall ein besseres *Alignment* liefern würde.
- Bei DNA: Wenn das Residuenpaar direkt hinter dem Ende des aktuellen *Fragment*s einen positiven Ähnlichkeitswert hat. Das bedeutet, dass dieses auf jeden Fall bessere Ergebnisse liefert und wir das aktuelle nicht speichern müssen. Im Programm können wir dies so umsetzen, dass wir das Fragment  $f_{i+l, j+l, l}$  erst dann zu  $F_{j+l}$  hinzufügen, wenn wir im nächsten Durchlauf der Schleife 2.7 keins mit einem größeren Gewicht finden. Auf diese Art und Weise suchen wir quasi nach lokalen Maxima der Fragmentgewichte und speichern nur diese. Bei Proteinsequenzen funktioniert dieses Vorgehen nicht, weil es sein könnte, dass es für eins der beiden Symbole weiter hinten in der jeweils anderen Sequenz einen besseren Partner gibt. In diesem Fall brauchen wir aber das andere

Guckt man sich 2.12 genauer an, stellt man fest, dass man gar nicht alle *Fragmente* kennen muss, die in  $(i, j)$  enden. Es reicht das zu kennen, welches das *Präfixgewicht*  $W(f)$  aller dort endenden Ketten maximiert. Anstatt alle dieser *Fragmente* in  $F_j$  zu speichern reicht es zu überprüfen, ob der dritte Fall von 2.12 eintritt und erst dann in 2.10 zu sichern. Das bedeutet, dass wir keine ganze Liste von *Fragmenten* für jede Stelle unserer Tabelle speichern müssen, sondern nur ein einziges.

Widmen wir uns nun  $N_{\max}$ , der Anzahl an *Fragmenten*, die maximal gleichzeitig gespeichert werden. Die Anzahl an gesicherten *Fragmenten*, die wir noch nicht für  $Sc[i, j]$  betrachtet haben, beträgt  $l_{\max} \cdot L_1 \in O(L)$ , weil wir für jede der nächsten  $l_{\max}$  Spalten und dort jede der  $L_1$ -vielen Zeilen das *Fragment* speichern, das  $W(f)$  für alle dort endenden maximiert. Zusätzlich wird die Reihe von *Vorgängern* für jeden aktuellen Spalteneintrag gesichert, indem wir in  $Pr[i, j]$  einen Pointer auf das letzte *Fragment* einer optimalen Kette für die Teilsequenzen bis zu den Stellen  $i$  und  $j$  in den beiden Sequenzen speichern. Dieses wiederum speichert einen Pointer auf seinen eigenen *Vorgänger* und so weiter. Im schlimmsten Fall befinden wir uns in der letzten Spalte der Tabelle und die in den Einträgen endenden optimalen Ketten sind alle unabhängig voneinander. Dann kann es sein, dass diese jeweils aus  $O(L_2)$  nah aufeinanderfolgenden *Fragmenten* der Länge  $O(1)$  bestehen. In diesem Fall ist  $N_{\max} \in O(L^2)$ , genau wie der insgesamt benötigte Speicherplatz. In der Praxis kann man aber erwarten, dass  $N_{\max}$  deutlich kleiner ist.

Morgenstern (2002) hat sein Verfahren mit verschiedenen Sequenzen getestet. Dabei hat er festgestellt, dass  $N_{\max}$  für unabhängige zufällig erstellte Sequenzen im Vergleich zur Größe  $L$  zu vernachlässigen ist. Und selbst wenn sehr ähnliche Sequenzen miteinander aligniert wurden, befand sich  $N_{\max}$  in der Größenordnung von  $L \cdot l_{\max}$ . So gesehen bietet dieser Ansatz einen großen Vorteil gegenüber der naiven Umsetzung der Rekursionsformel für paarweise *Alignments*.

#### 3.3.2 Laufzeit

##### 3.3.3 Satz

Ein paarweises optimales *Alignment* zwischen zwei Sequenzen  $S_1$  und  $S_2$  mit Längen  $L_1$  und  $L_2$ , gegeben eine maximale Fragmentlänge  $l_{\max}$ , lässt sich in  $O(L^2)$  Zeit berechnen für  $L = \max\{L_1, L_2\}$ .

*Beweis.* Das Allokieren des Speicherplatzes für die vier Tabellenspalten (je zwei für  $Sc[i, j]$  und  $Pr[i, j]$ ) und das initialisieren der ersten Spalten benötigt  $O(L)$  Zeit. Das Berechnen Vorgänger und Präfixgewichte, sowie das Speichern in  $F_j$ , der in  $(i, j)$  startenden Fragmente benötigt jeweils  $O(1)$  Zeit, da ihre Länge durch  $l_{\max}$  beschränkt ist.  $Sc[i, j]$  und  $Pr[i, j]$  lassen sich auch in konstanter Zeit berechnen, da wir nur das Maximum von drei Werten bestimmen müssen. Sollte nicht das Fragment gewählt werden, welches das Präfixgewicht aller in  $(i, j)$  endenden Fragmente maximiert, löschen wir diesen einzelnen Eintrag in  $O(1)$  Zeit. Dies wird für jeden möglichen der  $L_1 \cdot L_2 \in O(L^2)$  Tabelleneinträge berechnet, was auch die Laufzeit der geschachtelten for-Schleifen ist. Der Backtrackingprozess zur Berechnung des optimalen Alignments ist in  $O(L)$  Zeit möglich, da wir lediglich der Pointerkette von Vorgänger zu Vorgänger folgen müssen, bis wir am Anfang der Sequenzen angekommen sind. Es folgt die behauptete Laufzeit von  $O(L^2)$ .  $\square$

Da wir Alignments zwischen allen  $\binom{n}{2} \in O(n^2)$ -vielen Paaren mit jeweils  $O(L^2)$  Laufzeit berechnen müssen, kommen wir für die paarweisen Alignments insgesamt auf eine Laufzeit von  $O(n^2 \cdot L^2)$

### 3.3.3 Beispiel zur Berechnung paarweiser Alignments

Um das Verfahren, das diese Bachelorarbeit behandelt, genauer zu verstehen, widmen wir uns jetzt einem Beispiel mit vier DNA-Sequenzen. Zu diesen werden wir im Lauf der Kapitel immer wieder zurückkehren und an ihnen die verschiedenen Schritte unseres Algorithmus der Reihe nach durchführen.

1. ADGTCTCA
2. GTCADCTCA
3. TATCADGG
4. DGTCADATC

Als erstes berechnen wir nach dem oben beschriebenen Algorithmus ein paarweises Alignment zwischen den ersten beiden Sequenzen.

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		0	1	0	1	Hier beginnende Fragmente und Kommentare
		0	0	NIL	NIL	
0	1	"	"	"	"	$F_2[4] = \{f_{4,2,2}, W(f) = 2, P(f) = \text{NIL}\}$ $F_3[5] = \{f_{5,3,3}, W(f) = 5, P(f) = \text{NIL}\}$
1	2	"	"	"	"	
2	3	"	"	"	"	
3	4	"	"	"	"	
4	5	"	"	"	"	
5	6	"	"	"	"	
6	7	"	"	"	"	
7	8	"	"	"	"	
		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		1	2	1	2	Hier beginnende Fragmente und Kommentare
		0	0	NIL	NIL	
0	1	"	"	"	"	$F_3[5]$ wird nicht aktualisiert, da akt. Fragment größeres Präfixgewicht hat  $F_4[8] = \{f_{4,8,3}, W(f) = 5, P(f) = \text{NIL}\}$
1	2	"	"	"	"	
2	3	"	"	"	"	
3	4	"	2	"	$f_{4,2,2}$	
4	5	"	"	"	"	
5	6	"	"	"	"	
6	7	"	"	"	"	
7	8	"	"	"	"	

### 3.3 Paarweise Alignments mit dynamischer Programmierung

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		2	3	2	3	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	
1	"	"		"	"	
2	"	"		"	"	
3	"	"		"	"	
4	2	2		$f_{4,2,2}$	$f_{4,2,2}$	
5	"	5		"	$f_{5,3,3}$	
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	$F_4[8]$ wird nicht aktualisiert
8	"	"		"	"	

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		3	4	3	4	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	$F_5[2] = \{f_{2,5,2}, W(f) = 2, P(f) = \text{NIL}\}, F_7[4] = \{f_{4,7,4}, W(f) = 4, P(f) = \text{NIL}\},$ $F_8[5] = \{f_{5,8,5}, W(f) = 7, P(f) = \text{NIL}\}$
1	"	"		"	"	
2	"	"		"	"	
3	"	"		"	"	
4	2	2		$f_{4,2,2}$	$f_{4,2,2}$	
5	5	5		$f_{5,3,3}$	$f_{5,3,3}$	
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	"		"	"	$f_{5,3,3}$ statt $f_{8,4,3}$ , wähle vorderes <i>Fragment</i> bei Gleichstand; lösche $f_{8,4,3}$ aus $F_4[8]$

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		4	5	4	5	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	
1	"	"		"	"	
2	"	2		"	$f_{2,5,2}$	$F_7[4]$ und $F_8[5]$ werden nicht aktualisiert
3	"	"		"	"	
4	2	"		$f_{4,2,2}$	$f_{4,2,2}$	
5	5	5		$f_{5,3,3}$	$f_{5,3,3}$	bevorzuge $(i, j - 1)$ gegenüber $(i - 1, j)$
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	"		"	"	

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j		5	6	5	6	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	
1	"	"		"	"	
2	2	2		$f_{2,5,2}$	$f_{2,5,2}$	
3	"	"		"	"	
4	"	"		$f_{4,2,2}$	$f_{4,2,2}$	
5	5	5		$f_{5,3,3}$	$f_{5,3,3}$	$F_7[6] = \{f_{6,7,2}, W(f) = 4, P(f) = f_{4,2,2}\}, F_8[7] = \{f_{7,8,3}, W(f) = 7, P(f) = f_{4,2,2}\}$ $F_9[8] = \{f_{9,8,4}, W(f) = 10, P(f) = f_{4,2,2}\}$
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	"		"	"	

### 3 DIALIGN

		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j	j	6	7	6	7	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	$F_8[7]$ und $F_9[8]$ nicht aktualisiert; Score zwar erreicht, aber nicht übertroffen
1	"	"		"	"	
2	2	2		$f_{2,5,2}$	$f_{2,5,2}$	
3	"	"		"	"	
4	2	4		$f_{4,2,2}$	$f_{4,7,4}$	
5	5	5		$f_{5,3,3}$	$f_{5,3,3}$	
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	"		"	"	
		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j	j	7	8	7	8	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	$F_8[7]$ und $F_9[8]$ nicht aktualisiert; Score zwar erreicht, aber nicht übertroffen
1	"	"		"	"	
2	2	2		$f_{2,5,2}$	$f_{2,5,2}$	
3	"	"		"	"	
4	4	4		$f_{4,7,4}$	$f_{4,7,4}$	
5	5	7		$f_{5,3,3}$	$f_{5,8,5}$	
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	"		"	"	lösche $F_8[7]$ , $F_9[8]$ wird nicht aktualisiert
		$Sc[i, j]$		$Pr[i, j]$		ADGTCTCA GTCADCTCA
i \ j	j	8	9	8	9	Hier beginnende <i>Fragmente</i> und Kommentare
0	0	0		NIL	NIL	
1	"	"		"	"	
2	2	2		$f_{2,5,2}$	$f_{2,5,2}$	
3	"	"		"	"	
4	4	4		$f_{4,7,4}$	$f_{4,7,4}$	
5	7	7		$f_{5,8,5}$	$f_{5,8,5}$	
6	"	"		"	"	
7	"	"		"	"	
8	"	10		"	$f_{9,8,4}$	

$f_0 = f_{\max} = Pr[8, 9] = f_{9,8,4}$ ,  $f_1 = P(f_0) = f_{4,2,2}$  und zuletzt  $f_2 = P(f_1) = \text{NIL}$ . Das paarweise Alignment zwischen ADGTCTCA und GTCADCTCA sieht also wie folgt aus:

adGT---CTCA  
--GTcadCTCA

Hierbei wurden alignierte *Stellen* großgeschrieben und als *Zuweisungsspalten* genau übereinander gereiht.

Dies sind die Ergebnisse der anderen *Alignments*:

Sequenzen	Alignments	Score	Sequenzen	Alignments	Score
1	adgTCTCA---	10	1	aDGTc---TCa	7
3	---TATCAdgg		4	-DGTcAdATC-	
2	-gTCADctca	8	2	-GTCADCTCa	16
3	taTCADgg--		4	dGTCADATC-	
3	taTCADgg-	8			
4	dgTCADatc				

### **3.4 Überlappgewichte**

#### **3.4.1 Laufzeit**

$$O(n^3 * l * \log l)$$

### **3.5 Konsistenz**

#### **3.5.1 Laufzeit**

$$O(n^3 * l + n^2 * l^2)$$

### **3.6 Gieriges multiples Alignment**

#### **3.6.1 Laufzeit**

$$O(n^2 * l * \log(n^2 * l))$$

### **3.7 Gesamtkomplexität**

$$O(n^3 * l * \log l + n^2 * l^2)$$

### **3.8 Probleme**





## 4 Ein Min-Cut-Ansatz für das Konsistenzproblem

-skizzierter Ablauf des Algorithmus

### 4.1 Flussnetzwerke

#### 4.1.1 Einführung

#### 4.1.2 Wichtige Algorithmen

#### 4.1.3 Der *Max-Flow-Min-Cut-Satz*

### 4.2 Inzidenzgraphen und das Auflösen von Inkonsistenzen mit Hilfe von Flussnetzwerken

#### 4.2.1 Komplexität

$$O(n^4 * l^{7/2})$$

### 4.3 Sukzessorgraphen und der Algorithmus von Pitschi

$O(n^3 * l)$  für  $n$ -faches Topological Sort auf einem Knoten mit  $O(n^2 * l)$ -vielen Kanten im schlimmsten Fall.

### 4.4 Ankerpunkte

### 4.5 Gesamtkomplexität

$$O(n^4 * l^{7/2})$$



# **5 Programmierung**

## **5.1 Speichereffiziente Umsetzung der dynamischen Programmierung**



## **6 Validierung der Ergebnisse**

### **6.1 Vorstellung BAliBase und (D)IRMBASE**

### **6.2 Test auf BAliBase**

### **6.3 Test auf DIRMBASE und IRMBASE**



# 7 Fazit

## 7.1 Zusammenfassung

## 7.2 Future Works

- Statt paarweisen Alignments, Alignments von je drei Sequenzen berechnen
- Conditional Random Fields statt Gewichtsfunktionen
- Bessere Heuristik zum Löschen der Kanten aus dem Sukzessorgraph benutzen (gerade wenn Tests zeigen, dass oft sehr viele Kanten gelöscht werden) - das könnte vor allem dann vorkommen, wenn die Sequenzen große Überkreuzungen enthalten, weil man dann große Zyklen mit sehr hohen Kantengewichten hat. -> mögliches Paper?
- Statt DIALIGN 2 DIALIGN TX zwischen den Ankerpunkten nutzen
- Wir wollen aus dem Sukzessorgraph möglichst wenige Knoten löschen. Dafür sind Sites, die aber als einzige in ihren Knoten vorkommen, irrelevant.
  1. Jede Kante hinter Knoten hat Gewicht von Anzahl an Sites - 1 => bevorzugt Zuweisungen über möglichst viele Sequenzen hinweg. Es kann aber sein, dass dadurch viele kleine Zuweisungen aufgelöst werden
  2. Jede Kante hinter Knoten hat Gewicht 1, falls mehr als eine Sequenz beteiligt und Gewicht 0, falls nicht => bevorzugt viele kleine Alignments und minimiert Anzahl der Löschungen
- Teile des Algorithmus lassen sich gut parallelisieren:
  1. Die  $(\frac{1}{2} * (n^2 - n))$ -vielen paarweisen Alignments lassen sich parallelisiert berechnen.
  2. Die Überlappgewichte lassen sich gut parallelisiert berechnen, weil keins der Ergebnisse von denen der anderen abhängt. Paralleles Lesen der paarweisen Alignments ist kein Problem.
  3. Min-Cuts können innerhalb jeder Zusammenhangskomponente parallelisiert berechnet werden.
  4. Bei der alten Methode können auch die kürzesten Pfade durch den Sukzessorgraphen parallelisiert werden, bei den beiden neuen Ansätzen nicht. Das ist aber nicht so schlimm, weil dieser Abschnitt die Laufzeit nicht dominiert.





# Literaturverzeichnis

- Abdeddaïm, S. und Morgenstern, B. Speeding up the DIALIGN multiple alignment program by using the 'Greedy Alignment of BIOlogical Sequences LIBrary' (GABIOS-LIB. In *Computational Biology: First International Conference on Biology, Informatics, and Mathematics*, Seiten 1–11 (2000).
- Corel, E., Pitschi, F. und Morgenstern, B. A *min-cut* algorithm for the consistency problem in multiple sequence alignment. *Bioinformatics*, Band 26:8:1015–1021 (2010).
- Henikoff, S. und Henikoff, J. Amino acid substitution matrices from protein blocks. In *Proceedings of the National Academy of Sciences, USA*, Band 89:22, Seiten 10915–10919. Natl. Acad. Sci. USA (1992).
- Morgenstern, B. DIALIGN 2: improvement of the segment-to-segment approach to multiple sequence alignment. *Bioinformatics*, Band 15:3:211–218 (1999).
- Morgenstern, B. A Simple and Space-Efficient Fragment-Chaining Algorithm for Alignment of DNA and Protein Sequences. *Applied Mathematics Letters*, Band 15:1:11–16 (2002).
- Morgenstern, B., Atchley, W., Hahn, K. und Dress, A. Segment-based scores for pairwise and multiple sequence alignments. In *ISMB-98 Proceedings*, Seiten 115–121. AAAI (1998).
- Morgenstern, B., Dress, A. und Werner, T. Multiple DNA and protein sequence alignment based on segment-to-segment comparison. In *Proceedings of the National Academy of Sciences, USA*, Band 93, Seiten 12098–12103. Natl. Acad. Sci. USA (1996).
- Pearson, W. Selecting the Right Similarity Matrix. *Curr Protoc Bioinformatics*, Band 43:3.5:1–9 (2013).
- Subramanian, A., Kaufman, M. und Morgenstern, B. DIALIGN TX download. <http://dialign-tx.gobics.de/download> (2008). Accessed: 2018-03-31.



# Eidesstattliche Erklärung

Hiermit versichere ich, dass die vorliegende Arbeit über „*Titel*“ selbstständig verfasst worden ist, dass keine anderen Quellen und Hilfsmittel als die angegebenen benutzt worden sind und dass die Stellen der Arbeit, die anderen Werken – auch elektronischen Medien – dem Wortlaut oder Sinn nach entnommen wurden, auf jeden Fall unter Angabe der Quelle als Entlehnung kenntlich gemacht worden sind.

---

Vorname Nachname, Münster, 5. April 2018

Ich erkläre mich mit einem Abgleich der Arbeit mit anderen Texten zwecks Auffindung von Übereinstimmungen sowie mit einer zu diesem Zweck vorzunehmenden Speicherung der Arbeit in eine Datenbank einverstanden.

---

Vorname Nachname, Münster, 5. April 2018