

Untersuchung und Implementierung von Graph-Metriken und die Erkennung von Graph-Ähnlichkeit

Studienarbeit

im Studiengang Informatik

an der Dualen Hochschule Baden-Württemberg Stuttgart, Campus Horb am Neckar

von

Benedict Weichselbaum

16. März 2021

Bearbeitungszeitraum
Matrikelnummer, Kurs
Betreuer & Gutachter

28.09.2020 - 31.05.2021
6275457, TINF2018
Prof. Dr. ing. Olaf Herden

Erklärung

Ich versichere hiermit, dass ich meine Studienarbeit mit dem Thema *Graphen: Metriken und Ähnlichkeit* selbstständig verfasst und keine anderen als die angegebenen Quellen und Hilfsmittel benutzt habe.

Ich versichere zudem, dass die eingereichte elektronische Fassung mit der gedruckten Fassung übereinstimmt.

Nürnberg, 16. März 2021

Benedict Martin Weichselbaum

Abstract

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	I
Tabellenverzeichnis	II
Abkürzungsverzeichnis	III
1 Einleitung	1
1.1 Motivation für die Studienarbeit	1
1.2 Fragestellungen	2
2 Graph-Metriken	4
2.1 Grundlegende Metriken	5
2.2 Distanzmetriken	7
2.3 Kreis-basierte Metriken	9
2.4 Zusammenhangsmetriken (Connectivity)	10
2.5 Zentralitätsmetriken	14
2.6 Chromatische Zahl und chromatischer Index	19
2.7 Arborizität	23
2.8 Weitere Metriken	24
2.9 Übersicht der vorgestellten Graphmetriken	26
3 Implementierung und Umsetzung der Graph-Metriken	31
3.1 Anforderungsanalyse	31
3.1.1 Ziele der Graphmetriken-Implementierung	31
3.1.2 Rahmenbedingungen	32
3.1.3 Anforderungen an die Graph-Datenstruktur	33
3.1.4 Anforderungen an die Metriken-Berechnung	35
3.1.5 Nicht funktionale Anforderungen	35
3.1.6 Weitere Anforderungen	37
3.1.7 Zusammenfassung der Use-Cases	37
3.2 Analyse zum Entwurf der Graphdatenstruktur	37
3.3 Entwurf der Klassenbibliothek	37
3.3.1 Entwurfsumgebung	37
3.3.2 Statischer Entwurf	37

3.3.3	Dynamische Aspekte	37
3.4	Algorithmik und Implementierung der Graph-Metriken	37
3.5	Testung der Klassenbibliothek	37
3.6	Überprüfung der nicht funktionalen Anforderungen	37
4	Die Ähnlichkeit von Graphen	38
4.1	Definition von Ähnlichkeitsmaßen	38
4.2	Beispielhafte Anwendung der Ähnlichkeitsmaße	38
4.3	Bewertung des Ähnlichkeitsmaßes	38
5	Graphmetriken in Anwendung	39
6	Fazit und Zusammenfassung	40
6.1	Zusammenfassung der Ergebnisse	40
6.2	Fazit	40
	Glossar	41
	Literatur	42

Abbildungsverzeichnis

2.1	Eigenvektor Centrality: Power-iteration Method [Meg15]	18
2.2	Einbettung K_5 in Buch [Bla03]	26

Tabellenverzeichnis

Abkürzungsverzeichnis

1 Einleitung

1.1 Motivation für die Studienarbeit

Graphen sind einer der wichtigsten Datenstrukturen der Informatik. Warum kann man das sagen? In seinem Buch „Algorithmische Graphentheorie“ nennt Volker Turau, Professor an der Universität Hamburg-Harburg, den Grund dafür:

Graphen sind die in der Informatik am häufigsten verwendete Abstraktion. Jedes System, welches aus diskreten Zuständen oder Objekten und Beziehungen zwischen diesen besteht, kann als Graph modelliert werden.

[Tur04]

Diese netzartigen Strukturen können dabei die verschiedensten Konstrukte repräsentieren. Dazu zählen Straßennetze, Computernetzwerke, elektrische Schaltungen aber auch zum Beispiel chemische Moleküle. [Tit19]

Um Graphen zu beschreiben und zu charakterisieren, haben sich über die Zeit zahlreiche Metriken, bzw. Eigenschaften für diese herausgebildet („graph properties“ [Lov12]). Das heißt, einem Graphen bzw. auch seinen einzelnen Komponenten können gewisse Kennzahlen zugeordnet werden, die ihn auszeichnen. Auch diese Metriken sind, wie die Graphen selbst, oft praktisch anwendbar. Zum Beispiel in der Untersuchung von Netzwerken [EK13].

Diese Studienarbeit soll nun diese Metriken genauer untersuchen. Hierbei ist es zunächst wichtig die verschiedenste Metriken vorzustellen und zu erläutern. Dabei ist es auch relevant herauszufinden, wie verbreitet diese Metriken sind und inwieweit die jeweiligen Kennzahlen im Bezug auf ihre Berechenbarkeit zu bewerten sind. Es soll ein umfassender Überblick über Graphmetriken ermöglicht werden und vor allem klar werden, was eine Metrik ausdrückt und ggf. kurz erläutert werden, welchen Nutzen eine Kennzahl haben kann.

Neben einer theoretischen Betrachtung der Graphmetriken soll auch eine Implementierung bzw. Nutzung dieser Kennzahlen stattfinden. Mithilfe einer selbst erstellten Klassenbibliothek soll aufgezeigt werden, wie die vorgestellten Metriken konkret umgesetzt werden können. Besonders ist dabei interessant ggf. verschiedene algorithmische Ansätze bezüglich ihrer Genauigkeit und Schnelligkeit miteinander zu vergleichen. Die Entwicklung dieser Klassenbibliothek soll ingenieurmäßig unter Zuhilfenahme von

Softwareengineeringwerkzeugen erfolgen. Infolgedessen entsteht das finale Softwareprodukt im Rahmen des klassischen Softwarelebenszyklus und umfasst die Analyse der Anforderungen, einen Softwareentwurf und die Implementierung und Testung der Software. [Bal09; BL11]

Auf Basis der Implementierung ist es zudem Ziel der Arbeit den Aspekt der Ähnlichkeit zwischen Graphen zu beleuchten. Ziel ist es zwei Graphen miteinander vergleichbar zu machen. Unter Zuhilfenahme der implementierten Metriken soll ein Art Ähnlichkeitsmaß erarbeitet werden, das es möglich macht zwei Graphen gegenüberzustellen. Dieses Ähnlichkeitsmaß wird daraufhin beispielhaft angewendet und bewertet.

In einem weiteren Teil ist außerdem noch darauf einzugehen, welche Anwendung die gezeigten Metriken haben, um den praktischen Nutzen der Thematik aufzuzeigen. Es soll gezeigt werden, wie die angesprochenen Thematiken an realen Problemen Anwendung finden. Hierbei sollen Beispiele aus dem ersten Teil der Arbeit weiter ausgeführt oder neue Anwendungsszenarien aufgeführt werden.

1.2 Fragestellungen

Auf Basis dieser Motivation können nun auch die konkreten Fragestellungen formuliert werden, die diese Arbeit betrachten soll. Insgesamt sollen sechs wissenschaftliche Fragen beantwortet werden.

1. Welche Graph-Metriken gibt es und wie sind diese definiert und zu kategorisieren?

Hierzu gehört, wie bereits erwähnt die Vorstellung der einzelnen Metriken, aber auch eine Kategorisierung in Rubriken, um Metriken besser voneinander abzugrenzen, da diverse Metriken höchst unterschiedliche Aussagen über einen Graphen treffen. Es ist dabei auch Ziel bereits aufzuzeigen welche Anwendung die jeweiligen Metriken finden, bzw. welche Motivation hinter ihnen steht, falls eine Aussage darüber getroffen werden kann. Bei der Beantwortung dieser Frage soll außerdem auch darauf eingegangen werden, inwieweit die beschriebene Metrik in bestimmten Mathematikbibliotheken wie „Sage Math“ oder „Wolfram“ vorkommen, um besser bewerten zu können welche Relevanz und Verbreitung diese findet.

2. Wie sind die vorgestellten Metriken zu bewerten?

Bei dieser Frage soll es vor allem darum gehen, die vorgestellten Metriken dahingehend zu bewerten, wie „schwer“ es ist, sie zu ermitteln. Außerdem wird bei der Bewertung auch auf die Verbreitung eingegangen. Speziell soll erwähnt werden, ob die jeweilige Metrik in bekannten Mathematikbibliotheken vertreten ist oder nicht.

3. Wie können die vorgestellten Metriken im Rahmen einer Klassenbibliothek implementiert werden?

Im darauffolgenden praktischen Teil der Arbeit sollen die recherchierten Metriken im Rahmen einer Klassenbibliothek implementiert werden. Ziel ist es, das erlangte theoretische Wissen praktisch anzuwenden. Hierbei soll die Entwicklung der Bibliothek mithilfe von Softwareengineeringwerkzeugen erfolgen und sich am Softwarelebenszyklus orientiert werden.

4. Wie sind bestimmte Implementierungen von Graphkennzahlen zu bewerten, wenn mehrere Umsetzungen möglich sind?

Im Rahmen der Implementierung und Recherche zur algorithmischen Umsetzung der Graph-Metriken kann es dazu kommen, dass für einzelne einschlägige Kennzahlen mehrere Implementierungen denkbar sind. Ist dies der Fall, ist es Aufgabe der Studienarbeit die angebotenen Implementierungen miteinander zu vergleichen.

5. Wie könnte ein Ähnlichkeitsmaß zum Vergleich zweier Graphen konzeptioniert sein?

Um feststellen zu können, ob zwei Graphen zueinander ähnlich sind, ist es zunächst nötig ein Ähnlichkeitsmaß zu definieren, das es ermöglicht über einen Zahlenwert die Ähnlichkeit zweier Graphen festzustellen. Aufgründessen soll im Rahmen der Arbeit ein solches Maß konzeptioniert werden, das mithilfe der erarbeiteten Metriken arbeitet.

6. Wie lässt sich das erarbeitete Ähnlichkeitsmaß implementieren und umsetzen?

Neben der Konzeption stellt sich wie bei den Metriken die Frage, wie das erarbeitete Wissen praktisch umgesetzt werden kann. Das erarbeitete Ähnlichkeitsmaß soll deshalb auch innerhalb der Klassenbibliothek umgesetzt werden.

7. Wie ist das implementierte Ähnlichkeitsmaß zum Vergleich zweier Graphen im Hinblick auf seine Genauigkeit zu bewerten?

Anschließend ist es wichtig festzuhalten, wie hoch die Qualität des erstellten Ähnlichkeitsmaßes ist. Hierfür soll die Arbeit unter Einbezug von Beispielen erproben, wie gut die Ähnlichkeit zwischen zwei Graphen erkannt wird.

8. Welche realen Anwendungen gibt es für Graph-Metriken?

Als letztes soll sich die Studienarbeit mit praktischen Beispielen beschäftigen. Es ist dabei wichtig zu verstehen, welchen konkreten Nutzen die gezeigten Kennzahlen für Graphen in modernen Anwendungsszenarien haben.

2 Graph-Metriken

Dieser erste Teil der Arbeit wird sich nun ausführlich mit einer weiten Reihe an Graph-Metriken beschäftigen. Hierbei sollen die ersten zwei Fragestellungen der Arbeit genau beantwortet werden. Zur jeweiligen Vorstellung einer Graph-Metrik sollen dabei die folgenden Punkte erläutert werden:

- Was drückt die Metrik aus (Definition)?
- Wie ist die Metrik im Bezug auf den Rechenaufwand zu bewerten?
- Inwieweit ist die Metrik in einschlägigen Mathematikbibliotheken vertreten (Wolfram, SageMath, MatLab)?
- Was ist eine konkrete Motivation bzw. Anwendung für die Metrik, falls diese auszumachen ist?

Es ist zu erwähnen, dass alle im folgenden vorgestellten Metriken über die einzelnen Sektionen der Arbeit in ihre Kategorien eingeteilt sind. Als Synonym für Metrik werden innerhalb dieser Arbeit die Begriffe Kennzahl und Invariante gebraucht. Eine Invariante ist dabei speziell eine Funktion, die zwei isomorphen Graphen den gleichen Wert zuordnet. Dies ist gleichwertig mit dem Begriff Metrik, da eine Metrik auch einen Graphen auf eine Zahl bzw. einen Wert abbildet und dabei zwei isomorphen Graphen den gleichen Wert zuordnet. [Die00] Neben Kennzahlen, die nur auf einen ganzen Graphen angewendet werden, werden auch Metriken vorgestellt, die sich auf einzelne Knoten eines Graphen beziehen.

Darüber hinaus ist noch eine grundsätzliche Notationen während der Arbeit zu klären: Ein **Graph G** ist ein Paar bestehend aus **Knoten V** und **Kanten E**.

$$G = (V, E), \text{ wobei } E \subseteq V \times V$$

Für V können wir auch $V(G)$ schreiben, für E auch $E(G)$. [Die00] V ist dabei Englisch und bedeutet „Vertices“, E steht für „Edges“. Wenn es um die Datenstrukturen von Graphen geht, kommen im Rahmen dieser Arbeit hauptsächlich Adjazenzmatrizen und Adjazenzlisten zum Einsatz. Allerdings können bei Bedarf auch Inzidenzen (Beziehung zwischen Knoten und Kanten) im Graphen eine Rolle spielen, wie Inzidenzmatrizen und Inzidenzlisten. [Kne19; Die00] Zudem wird bei der Betrachtung meist auf ungerichtete, simple Graphen Bezug genommen.

Es sei noch zu erwähnen, dass die nachfolgenden Metriken auf Basis einer umfangreichen Recherche zusammengetragen worden sind. Die vorgestellten Kennzahlen

stellen aber bei weitem keine vollständige Liste dar. Beim Zusammentragen der Informationen und der Wahl der Metriken wurde bedacht, wurden vor allem Metriken betrachtet, die entweder grundlegend sind oder im Rahmen der Recherche herausstachen und häufiger auftauchten. Außerdem war ein Kriterium bei der Literaturrecherche die Ergibigkeit der Informationen über die jeweilige Metrik. Infolgedessen sind selten erwähnte oder exotische Graphmetriken in dieser Auflistung nicht zu finden.

2.1 Grundlegende Metriken

Ein einem ersten Teil sollen grundlegende Graph-Kennzahlen vorgestellt werden. Diese beschreiben einen Graphen auf rudimentäre Art und Weise und zeigen die am einfachsten zu verstehenden Eigenschaften des Graphen.

Ordnung und Größe eines Graphen

Die Frage danach, wie viele Knoten ein Graph hat lässt sich mit der „**Ordnung**“ eines Graphen beantworten. Die „Ordnung“ beschreibt dabei einfach die Anzahl der Elemente in der Menge V . Man schreibt: $|V|$ oder $|V(G)|$ oder auch $|G|$. [Die00] Diese Eigenschaft ist essentiell zur allgemeinen Beschreibung und z.B. graphischen Darstellung eines Graphen. Sie lässt sich dabei in sämtlichen mathematischen Bibliotheken finden, wie SageMath, Matlab und Wolfram [Sag20b; Mat20a; Wol20a]. Die Komplexität zur Erfassung der Metrik gestaltet sich dabei äußerst einfach. Bei einer Adjazenzmatrix lässt sich die Anzahl der Knoten dadurch herausfinden, wie „lang“ eine Dimension des zweidimensionalen Arrays bzw. der zweidimensionalen Liste. Dies kann man, je nach Implementierung der jeweiligen Datenstruktur, in einer Komplexität von $O(n)$ oder $O(1)$ herausfinden.

Eine weitere grundlegende Kennzahl von Graphen ist dessen „**Größe**“. Die Größe beschreibt dabei die Anzahl der Kanten, die im Graphen vorkommen, also die Anzahl der Elemente in der Menge E . Man schreibt analog zur Größe des Graphen: $|E|$ oder $|E(G)|$ oder auch $||G||$. [Bal97; Die00] Auch diese Metrik ist weit verbreitet. So lässt sie sich in vielen Büchern zur Graphentheorie finden, aber auch in den genannten Mathematikbibliotheken [Sag20b; Mat20a; Wol20a]. Die Anzahl der Kanten innerhalb eines Graphen herauszufinden, erweist sich nicht ganz so trivial wie das Herausfinden der Ordnung. Ist ein Graph nicht gerichtet, d.h. seine Kanten haben keine feste Richtung [Die00] so ist seine Adjazenzmatrix symmetrisch. Man kann also zählen, wie viele Einträge es innerhalb der Matrix auf der Hauptdiagonalen und einer der Hälften gibt. Das ergäbe immer $\frac{1}{2}n^2$ Schritte, wenn n die Ordnung des Graphen ist. Die Komplexität betrüge also $O(n^2)$. Bei der Darstellung durch eine Inzidenzliste wäre das anders. Hier könnte einfach die Größe der Liste gesucht werden und man wüsste die Größe des

Graphen. Die Komplexität wäre hier, wie schon erwähnt, je nach Implementierung $O(n)$ oder $O(1)$.

Der Grad eines Knotens

Während die zwei ersten vorgestellten Metriken vor allem den Graphen als ganzes beschreiben, ist es auch noch wichtig zu wissen, was einen einzelnen Knoten auszeichnet, um einen Graphen besser zu beschreiben. Hierzu gibt es die grundlegende Metrik des **Grades** eines Knotens. Der Grad eines Knotens beschreibt die Anzahl der mit einem Knoten inzidenten Kanten [Die00]. D.h. er drückt aus, wie viele Kanten mit einem Knoten verbunden sind. Man kann dies z.B. durch eine Funktion ausdrücken, die einen Knoten v auf eine natürliche Zahl abbildet: $d(v)$.

Auf Basis dieser Metrik lässt sich auch andere verwandte Metriken ableiten. Hierzu gehört der „**Minimalgrad**“ und der „**Maximalgrad**“. Der Minimalgrad ist der kleinste Knoten-Grad eines Graphen G : $\delta(G) := \min\{d(v) \mid v \in V(G)\}$. Parallel dazu ist der Maximalgrad der größte Knoten-Grad eines Graphen G : $\Delta(G) := \max\{d(v) \mid v \in V(G)\}$. Darüber hinaus kann man noch den „**Durchschnittsgrad**“ eines Graphen bestimmen. Dieser bildet den Durchschnitt aller Knotengrade ab: $d(G) := (\sum_{v \in V(G)} d(v)) / |V|$. [Die00]

Des Weiteren gibt es bei der Betrachtung eines gerichteten Graphen zusätzliche Abwandlungen der Metrik. Da hier die Kanten immer zu einem Knoten gerichtet sind unterscheidet man speziell zwischen dem „**Eingangsgrad**“ und dem „**Ausgangsgrad**“. Der Eingangsgrad eines Knoten beschreibt dabei die Anzahl der Kanten, die auf einen Knoten „zeigen“. Der Ausgangsgrad zeigt wie viele Kanten von einem Knoten „weggehen“. [Bal97]

Auch der Grad eines Knotens und die meisten seiner verwandten Metriken sind weit verbreitet. So sind der allgemeine Grad, der Eingangsgrad, der Ausgangsgrad in allen drei betrachteten Mathematikbibliotheken vorhanden. SageMath unterstützt sogar nativ die Metrik „Durchschnittsgrad“. [Sag20b; Mat20a; Wol20a]

Die Berechnung eines Grades über eine Adjazenzmatrix oder eine Adjazenzzliste ist in linearer Zeit lösbar ($O(n)$). Bei der Adjazenzmatrix muss einfach nur die jeweilige Reihe des zugehörigen Knotens durchlaufen werden und gezählt werden, wie häufig ein Eintrag für eine Kante enthalten. Mit Hilfe der Adjazenzzliste kann einfach die Größe der Liste als Grad genommen werden, die dem Knoten zugehörig ist.

Anzahl der Zusammenhangskomponenten

Eine weitere Variante einen Graphen grundlegend zu beschreiben, besteht darin seine Zusammenhangskomponenten zu zählen. Hierfür ist es zunächst wichtig zu verstehen, was Zusammenhang bei Graphen bedeutet.

Ein Graph gilt dann als zusammenhängend, wenn gilt: $\forall a, b (a, b \in V \wedge a \neq b \implies \text{Weg_existiert}(a, b))$. Anschaulich bedeutet das, dass es zwischen zwei beliebigen

Knoten immer einen Weg geben muss, der die beiden Knoten miteinander verbindet. Graphisch erscheint ein zusammenhängender Graph so, dass sich keine verschiedenen, klar voneinander trennbaren Komponenten erkennen lassen. Lassen sich aber einzelne Komponenten erkennen, die für sich stehen und nur als Subgraph als zusammenhängend gelten würden, hat man einen Graphen vor sich liegen, der nicht zusammenhängend ist. Die einzelnen Komponenten oder Partitionen eines nicht-zusammenhängenden Graphen werden „Zusammenhangskomponenten“ genannt. Innerhalb der Zusammenhangskomponenten gilt, wie erwähnt, natürlich wieder die Eigenschaft des Zusammenhangs. [Die00]

Die Anzahl der Zusammenhangskomponenten gibt nun an, wie viele Komponenten innerhalb eines Graphen vorhanden sind. Die Metrik ist sowohl in MatLab als auch in SageMath vertreten [Sag20b; Mat20b]. Zur Ermittlung der Anzahl wird sich eines einfachen Algorithmus bedient, der die Tiefen- oder Breitensuche nutzt, die jeweils jeden Knoten als „besucht“ markiert, den sie traversiert. Folgender Pseudocode beschreibt diesen Algorithmus:

```
1 Integer zaehleKomponenten (graph)
2   int komponentenanzahl = 0
3   for (knoten in graph)
4     if (knoten ist nicht besucht)
5       tiefen_oder_breitensuche(graph, knoten)
6     komponentenanzahl++
7   return komponentenanzahl
```

Da der Algorithmus von einem der Suchalgorithmen abhängig ist, bestimmt dieser die Komplexität zur Ermittlung der Kennzahl. Diese Algorithmen besuchen jeden Knoten genau einmal und gehen jede Kante ab. Es ergibt sich dadurch eine lineare Komplexität von $O(|V| + |E|)$.

2.2 Distanzmetriken

Innerhalb der Graphentheorie gibt es den Begriff des Wegs. Ein Weg beschreibt dabei einen Graphen, der Knoten in einer Reihe hinterander Verbindet. Somit hat der Anfangs- und End-Knoten den Grad 1 und alle „mittleren“ Knoten den Grad 2. Meist sucht man aber einen bestimmten Weg innerhalb eines bestehenden Graphen. Der Weg ist hier dann ein Teilgraph des ursprünglichen Graphen. Anschaulicher lässt sich ein Weg also als eine Folge von Kanten beschreiben, in der kein Knoten zweimal besucht wird. Die Länge eines Weges ist dabei die Anzahl der Kanten, die in einem Weg vorhanden sind. [Die00] Auf Basis des Weges und seiner Längen-Eigenschaft kann nun eine Reihe von Metriken definiert werden.

Abstand/Distanz

Der „**Abstand**“ ist eine Metrik, die auf Basis von zwei Knoten innerhalb eines Graphen definiert wird. Sie beschreibt die Länge des kürzesten Weges zwischen den zwei Knoten, von denen man den Abstand wissen will. Aufgeschrieben werden kann die Metrik mittels einer Funktion, die für den Graph G zwei Knoten x und y auf eine natürliche Zahl abbildet: $d_G(x, y)$ [Die00] Diese Metrik ist wichtig als Basis für andere Metriken. Wie die bisherigen Metriken ist auch diese in den jeweiligen Bibliotheken vertreten [Sag20b; Mat20d; Wol20a]. Zur Berechnung der Metrik kann auf verschiedene bekannte, graphtraversierende Algorithmen zurückgegriffen werden. Dazu zählen die Breitensuche, der Dijkstra-Algorithmus oder der Bellman-Ford-Algorithmus [Sag20b]. Somit ist auch die Komplexität zum Herausfinden der Metrik gleich mit der der Algorithmen. So wäre bei einer Breitensuche eine Komplexität von $O(|V| + |E|)$ zu erwarten, da jede Kante und jeder Knoten abgegangen wird. Der Dijkstra-Algorithmus hingegen hat eine Komplexität von $O(|V|^2)$ [Jun13].

Extrenzität eines Knotens

Mit Hilfe des Abstandes lässt sich nun u.a. die „**Extrenzität**“ eines Knotens bestimmen. Die „Extrenzität“ ist der maximale Abstand den ein Knoten von einem anderen Knoten in einem Graphen G haben kann. Eine einfache formale Notierung für den Knoten x wäre: $ecc(x, G) = \max_{y \in V(G)} \{d_G(x, y)\}$, wobei x der gegebene Knoten ist. [Har01] Herauszufinden ist diese Kennzahl beispielsweise über den Dijkstra-Algorithmus, der den kürzesten Abstand zu jedem anderen Knoten sucht und dann einfach der größte zu wählen ist. Das bedeutet im Umkehrschluss, dass die Extrenzität die Komplexität einer der vorherigen Algorithmen aufweist, da Algorithmen wie der Dijkstra-Algorithmus oder die Breitensuche immer die Abstände zu allen anderen Knoten finden. Hierbei lässt sich auch der größte Abstand zu einem anderen Knoten finden. Die Extrenzität eines Knotens ist anschließend noch für andere Metriken eine wichtige Basis und allgemein weit verbreitet in den genannten Bibliotheken [Sag20b; Mat20d; Wol20a].

Durchmesser

Wie bereits erwähnt, ist es nun möglich auf Basis des Abstands weitere Metriken zu definieren. Hierzu zählt unter anderem auch der „**Durchmesser**“ eines Graphen. Der Durchmesser beschreibt den größten Abstand zweier Knoten im Graphen G . [Die00] D.h. es ist der Abstand von allen Knoten zu allen Knoten zu berechnen und davon die größte Zahl auszuwählen. Formal notiert lässt sich die Metrik folgendermaßen beschreiben: $Durchmesser(G) = \max_{x,y} \{d_G(x, y)\}$. Man kann auch anders sagen, dass beim Durchmesser die maximale Extrenzität des Graphen gesucht ist. Nimmt man zur Ermittlung der Abstände dabei den Dijkstra-Algorithmus und wendet diesen dann jeweils auf jeden

einzelnen Knoten an, kann eine Komplexität von $O(|V|^3)$ angenommen werden, um die Metrik zu extrahieren. Auch diese Metrik lässt sich z.B. in SageMath oder Wolfram finden. In Matlab kann der Durchmesser über die Distanzmatrix ermittelt werden, die Matlab erstellen kann. [Sag20b; Mat20d; Wol20a] Die Anwendung für diese Metrik kann z.B. sein, rein topologische Eigenschaften des Graphen herausfinden zu wollen. Allerdings kann auch in realen Problemen der Durchmesser als Metrik auftauchen. So ist z.B. der Abstand und damit der Durchmesser auch mit gewichteten Kanten berechenbar. [Sag20b; GIT14] In einem Navigationssystem wäre der Durchmesser dann die längste fahrbare Strecke ohne einen Knoten doppelt zu besuchen oder Umwege zu fahren.

Radius

Parallel zum Durchmesser eines Graphen kann man auch dessen „**Radius**“ bestimmen. Hierfür wird die Metrik der Extrenzität wichtig und der Begriff der Zentralität. Ein Knoten ist dann *zentral* bzw. im Zentrum eines Graphen, wenn dessen Extrenzität minimal ist. Dies kann nur einen Knoten, aber auch mehrere Knoten betreffen. Die minimale Extrenzität in einem Graphen, die die Knoten des Zentrums haben, nennt man dann auch den „**Radius**“ des Graphen. Geschrieben wird $rad(G) = \min_{x \in V(G)} \max_{y \in V(G)} d_G(x, y)$. [Die00] Der Radius lässt sich grundsätzlich auf die gleiche Weise herausfinden, wie der Durchmesser und hat dementsprechend die gleiche Komplexität. Des Weiteren ist diese Metrik auch weit verbreitet und lässt sich in allen untersuchten Bibliotheken finden [Sag20b; Wol20a; Mat20d]

2.3 Kreis-basierte Metriken

Ausgehend von einem Weg innerhalb eines Graphen können wir auch den Begriff des Kreises definieren. Ein Kreis ist dabei einfach ein Weg, der eine zyklische Eckenfolge hat. Sei x_i ein Knoten, so hat ein Kreis folgende typische Eckenfolge: $x_0 \dots x_{k-1}, x_0$. Ist ein solcher Kreis, wie beschrieben gegeben, kann unter anderen an diesem seine Länge abgelesen werden. Die Länge beschreibt dabei die Anzahl der Kanten, die ein Kreis enthält. Ist erst einmal ein Kreis gegeben, lässt sich die Länge leicht berechnen, denn die Länge eines Kreises ist gleich mit der Anzahl der Knoten innerhalb des Kreises. [Die00] Auch auf Basis dieser Kreise und ihrer Länge lassen sich verschiedene Graph-Metriken definieren.

Tailenweite und Umfang

Eine dieser Metriken ist die „Tailenweite“ des Graphen. Die „Tailenweite“ ist so definiert, dass sie den Wert der Länge des kürzesten Kreises innerhalb des Graphen annimmt. Umgekehrt lässt sich auch der „Umfang“ des Graphen bestimmen. Der Umfang ist

dabei so groß wie die Länge des größtmöglichen Kreises innerhalb eines Graphen. Hat ein Graph keinen Kreis, so ist es nicht möglich für beide Kennzahlen einen Wert zu ermitteln. Allerdings haben diese dann einen festen Wert. So beträgt die „Tailleweite“ in diesem Fall ∞ und der Umfang null. [Die00]

Um die Tailleweite und den Umfang eines Graphen herauszufinden, ist es grundsätzlich notwendig die jeweiligen Zyklen innerhalb des Graphen herauszufinden. Hierfür lässt sich unter anderem eine modifizierte Tiefensuche nutzen, die mittels Markierung der Knoten erkennt, ob sie bereits schon einmal bei einem Knoten war und infolgedessen einen Zyklus erkennt. Hierbei wird unterschieden, ob ein Knoten noch nicht bearbeitet wurde, in Bearbeitung ist oder bereits der Algorithmus auf ihm vollständig abgeschlossen wurde. Wird der Algorithmus auf einem Knoten aufgerufen, der sich noch in Bearbeitung befindet, ist ein Zyklus gefunden. Mit einer richtigen Ausgabe kann dieser dann auch benannt werden. Daraus folgt auch, dass die Ermittlung der Tailleweite und des Umfangs komplexitätstechnisch der Tiefensuche entspricht, denn nach der Anwendung dieser, muss einfach der größte bzw. der kleinste Zyklus gewählt werden, um die Metriken zu ermitteln. Alternativ kann man schon während des Algorithmus Variablen halten, die Tailleweite und Umfang enthalten und diese während der Ausführung aktualisieren, falls einer der gefundenen Zyklen einen der Werte aktualisiert. Die Komplexität beträgt damit $O(|V| + |E|)$. [Kne19; Vöc+08]

Zur Metrik „Umfang“ lassen sich in den genannten Bibliotheken, außer bei Wolfram, keine direkten Implementierungen finden. Allerdings ist es möglich in SageMath und in Wolfram die „Tailleweite“ direkt zu evaluieren. [Sag20b; Wol20c]

2.4 Zusammenhangsmetriken (Connectivity)

Neben der Definition von Metriken auf Basis von Distanzen ist es auch möglich, Kennzahlen zu ermitteln, die den Zusammenhang eines Graphen betrachten. Hierfür ist es wichtig zu verstehen, wann ein Graph als zusammenhängend gilt und was eine Zusammenhangskomponente bzw. Partition eines Graphen ist. Dies wurde bei der Metrik „Anzahl der Zusammenhangskomponenten“ erläutert.

Dichte

Bei der Vorstellung grundlegender Graphmetriken wurden u.a. die Größe und die Ordnung eines Graphen erklärt. Darauf aufbauend kann eine Kennzahl ermittelt werden, die aussagt, wie stark vernetzt ein Graph ist. Die „Dichte“ eines Graphen gibt an, inwiefern der Graph so viele Kanten hat, wie es ihm theoretisch möglich ist. Die „Dichte“ setzt also die tatsächliche Kantenanzahl (Größe) und die mögliche Kantenanzahl in ein Verhältnis. Die Metrik kann darauffolgend einen Wert zwischen 0 und 1 annehmen. Ist der Wert 0 hat der Graph keine Kanten. Ist der Wert hingegen 1 so hat man einen

vollständigen Graphen vor sich liegen. Möchte man die Dichte eines Graphen ermitteln, ist es nötig die Größe des Graphen durch die potenzielle Größe zu teilen. Dies ist mit folgender Formel möglich: $\frac{|E|}{\binom{|V|}{2}}$. Hat man statt einem ungerichteten Graphen einen gerichteten, muss die Formel leicht abgewandelt werden, da für einen vollständigen Graphen nun doppelt so viele Kanten nötig sind: $\frac{|E|}{2\binom{|V|}{2}}$. [Die00]

Zur Implementierung der Metrik ist es infolgedessen nur nötig die Größe und die Ordnung des Graphen herauszufinden. Die Komplexität zur Berechnung der „Dichte“ ist deshalb gleich der Komplexität zur Berechnung von Größe und Ordnung addiert. Die Berechnung der „Dichte“ selbst erfolgt in konstanter Zeit. Durch die Ableitung der Metrik aus zwei grundlegenden Kennzahlen ist die Berechnung auch problemlos möglich, ohne dass es eine explizite Implementierung in einer Bibliothek gibt. Allerdings bieten Wolfram und SageMath spezielle Funktionen für die „Dichte“ eines Graphen. [Sag20b; Wol20c; Mat20a]

Stärke

Oft repräsentieren Graphen ein Netzwerk. Im Rahmen von Netzwerken wird unter anderem von deren „Stärke“ gesprochen. Die „Stärke“ gibt dabei das minimale Verhältnis zwischen entfernten Kanten und dadurch erstellter Zusammenhangskomponenten an. Es muss dabei allerdings die Anzahl der Zusammenhangskomponenten insgesamt erhöht werden. Ist die „Stärke“ eines Netzwerks, bzw. eines Graphen, hoch, ist es u.a. schwieriger für einen Angreifer das Netzwerk stark zu beschädigen, greift dieser die Verbindungen, bzw. Kanten, des Netzwerks an. Zur Berechnung der Stärke $\sigma(G)$ seien folgende Annahmen gegeben: Sei Π die Menge aller möglichen Partitionierungen der Knoten V und $\partial\pi$ die Menge an Kanten, die entfernt werden müssten, um die Partitionierung π zu erreichen, gilt folgende Formel zur Errechnung der Stärke:

$$\sigma(G) = \min_{\pi \in \Pi} \frac{|\partial\pi|}{|\pi| - 1}$$

Es wird also jede mögliche Partitionierung der Knoten V betrachtet und ermittelt welche Kanten man entfernen müsste, um diese Partitionierung der Knoten zu erhalten. Die Anzahl der Elemente in der jeweiligen Menge werden dann in ein Verhältnis gesetzt. Dabei wird eine Zusammenhangskomponenten aus π subtrahiert, da ein Graph immer zumindest aus einer Komponente besteht. Aus all diesen erstellten Verhältnissen ist nun das Minimum das Ergebnis. [Tru93; Cun85] Es kann auch anders gesagt werden, dass ein Graph bei dem die Entfernung weniger Kanten zu vergleichsweise vielen Zusammenhangskomponenten führt, ein sehr „schwacher“ Graph ist. Umgekehrt ist es bei einem „starken“ Graphen nicht möglich, selbst durch die Entfernung vieler Kanten (Zähler), eine vergleichsweise hohe Anzahl an Zusammenhangskomponenten (Nenner) zu erreichen.

Die Berechnung der „Stärke“ und die Verbesserung der Komplexität des Algorithmus war Thema mehrerer wissenschaftlicher Arbeiten. Die beste erreichte Komplexität erzielte dabei V. A. Trubin mit einer Komplexität von $O(\min(\sqrt{m}, n^{2/3})mn \log(n^2/m + 2))$. m ist hierbei die Anzahl an Kanten im Graphen, n die Anzahl an Knoten. [Tru93]

In SageMath, Wolfram oder MatLab ist die „Stärke“ von Graphen nicht implementiert. Darüber hinaus ist es auch möglich statt über die Entfernung von Kanten die Metrik über die Entfernung von Knoten definieren. In diesem Fall spricht man über die „Härte“ oder „Zähigkeit“ (engl. „Toughness“) des Graphen. [Chv06]

„Vertex Connectivity“/Zusammenhang

Die Stärke eines Graphen ist eine nicht ganzzahlige Metrik zur Beschreibung des allgemeinen Zusammenhangs innerhalb eines Graphen. Wie bei der Stärke schon erwähnt, ist diese Metrik in den einschlägigen Bibliotheken nicht zu finden. Die nächsten zwei Metriken sind sowohl in SageMath als auch in Wolfram zu finden und beschreiben die Stärke des Zusammenhangs des Graphen mittels einer ganzen Zahl [Sag20b; Wol20a]

Die erste dieser Metriken ist die „**Vertex Connectivity**“ oder der „**Zusammenhang**“. Hierbei wird ein zusammenhängender Graph betrachtet und ermittelt wie viele Knoten aus dem Graphen mindestens entfernt werden müssen, sodass der Graph nicht mehr zusammenhängend ist. k entspricht dieser minimalen Anzahl an Knoten. Formal lässt sich sagen, dass ein Graph *k-zusammenhängend* ist, wenn $k < |G|$ und der Graph für jede mögliche Knotenmenge X mit der Mächtigkeit $< k$ zusammenhängend bleibt, sobald man alle Knoten $X \subseteq V$ aus V entfernt ($G - X$). Da ein Graph der *4-zusammenhängend* ist auch *3/2/...-zusammenhängend* ist, ist die finale „Vertex Connectivity“ bzw. der „Zusammenhang“ das größtmögliche k , das für den Graphen G möglich ist. Der Zusammenhang ist dann 0, wenn der Graph von Anfang an nicht zusammenhängend ist oder der Graph nur aus einem Knoten besteht. [Die00] Auch bei dieser Metrik gilt wie bei der Stärke, dass der Graph schwerer zu „trennen“ ist, je höher die jeweilige Kennzahl ist. Daraus ist auch zu folgen, dass bei hohem Zusammenhang, beispielsweise ein Netzwerk, weniger anfällig für Angriffe ist.

Um den Zusammenhang eines Graphen algorithmisch herauszufinden, können zunächst zwei triviale Fälle abgedeckt werden. Ist ein Graph leer oder trivial (nur ein Knoten) ist der Zusammenhang, wie bereits erwähnt, 0. Ist hingegen der Graph vollständig, beträgt der Zusammenhang $|V|$. Allerdings lässt sich auch ein allgemeiner Algorithmus definieren, der die „Vertex Connectivity“ berechnet. Für den Algorithmus wird eine zusätzliche Funktion benötigt. $N(a, b)$ nimmt zwei Knoten entgegen. Eine Menge an Knoten, die bei Entfernung dafür sorgt, dass zwischen a und b kein Weg mehr existiert, wird „Knoten-Separator“ genannt. N gibt nun die Mächtigkeit des minimalen „Knoten-Separators“ von a und b zurück. Sind a und b direkt mit einer Kante

verbunden, gibt es keinen „Knoten-Separator“. Sich diese Knotenpaare bei der Berechnung der „Vertex Connectivity“ anzusehen, ist unnötig und muss nicht betrachtet werden. Schlussendlich ist die Mächtigkeit des kleinsten minimalen „Knoten-Separators“ die gesuchte Kennzahl. Zur Berechnung gibt Shimon Even in seinem Buch „Graph Algorithms“ folgenden Algorithmus an, der für nicht vollständige Graphen funktioniert [Eve12]:

```

1  Vertex-Connectivity(V, E)
2      Sortiere Knoten  $v_1, v_2, \dots, v_{|V|}$  so, dass es von  $v_1$  keine
   direkte Kante zu irgendeinem  $v$  gibt
3       $\gamma = \text{unendlich}$ 
4       $i = 1$ 
5      while  $i \leq \gamma$ 
6          for each  $v$ , sodass  $v_i$  keine direkte Kante zu  $v$  hat gibt
7               $\gamma = \min\{\gamma, N(v_i, v)\}$ 
8      return  $\gamma$ 

```

Der gezeigte Algorithmus terminiert mit γ gleich dem Zusammenhang. In seinen Ausführungen erläutert Even zudem, dass der Algorithmus eine Zeitkomplexität von $O(|V|^{1/2} \cdot |E|^2)$ aufweist.

„Edge Connectivity“

Ähnlich zur „Vertex Connectivity“ ist auch die „Edge Connectivity“ ein ganzzahliges Zusammenhangsmaß für einen Graphen und ist auch ähnlich definiert. Wie die „Vertex Connectivity“ ist diese in SageMath und Wolfram enthalten [Sag20b; Wol20a]. Die „Edge Connectivity“ ist nur definiert, wenn der Graph mindestens 2 Knoten hat. Hat ein Graph nur einen Knoten oder ist von Anfang an nicht zusammenhängend, so ist der auch sogenannte „Kantenzusammenhang“ von G $\lambda(G)$ gleich Null. Ansonsten wird der Kantenzusammenhang so definiert, dass es die minimale Zahl an Kanten ist, die aus einem Graphen entnommen werden kann, sodass dieser nicht mehr zusammenhängend ist. Präziser kann es folgendermaßen definiert werden: Ein Graph hat einen Kantenzusammenhang von $\lambda(G)$, wenn $G - F$ für alle Kantenmengen $F \subseteq E$ der Mächtigkeit $< \lambda(G)$ zusammenhängend ist. Speziell ist damit das größtmögliche $\lambda(G)$ gemeint, das für den jeweiligen Graphen möglich ist, da auch hier gilt, das ein *4-kantenzusammenhängender* Graph zudem *3/2/...-kantenzusammenhängend* ist. [Die00] Die „Edge Connectivity“ bildet also das genau Pendant zur „Vertex Connectivity“ und arbeitet komplett analog zu dieser Metrik. Für die Berechnung dieser Metrik gibt es eine Reihe verschiedener Algorithmen, die die „Edge Connectivity“ in polynomialer Laufzeit berechnen. Beispielsweise hat der Algorithmus von David Matula eine Komplexität von $O(|V||E|)$. [Mat87]

2.5 Zentralitätsmetriken

Eine weitere wichtige Eigenschaft eines Graphen ist dessen Zentralität, bzw. dessen Zentralitäten. Bei der Untersuchung dieser Eigenschaften eines Graphen, möchte man herausfinden, welche Knoten oder allgemeiner Regionen eines Graphen besonders wichtig sind. Die Anwendungen für die Verwendung von Zentralitäts-Informationen ist dabei äußerst vielfältig. Vor allem die Analyse von realen sozialen Netzwerken wahr häufig der Ausgangspunkt für etwaige Untersuchungen. Aber auch bei Themengebieten wie Geographie, Stadtentwicklung und Organisationsaufbau wurde Zentralität zur Informationsgewinnung herangezogen. Allgemeiner lässt sich sagen, dass diese Thematik bei allen möglichen Anwendungen interessant sein kann, die Graph-Daten sammeln und die Wichtigkeit von Datenpunkten ermitteln wollen. Infolgedessen soll nun eine Reihe an Zentralitätsmetriken vorgestellt werden, die einen Graphen und speziell dessen Knoten auf diese Eigenschaft auf unterschiedliche Art und Weise untersuchen. [Fre78]

Degree Centrality

Die erste Metrik, die vorgestellt werden soll, ist zugleich die einfachste. Die „Degree Centrality“ wird für einen Knoten eines Graphen definiert und basiert bzw. ist gleich zu einer schon vorgestellten Metrik. Die „Degree Centrality“ oder „Grad-Zentralität“ eines Knotens gleicht dessen Knoten-Grad. D.h. $Degree_centrality(v) = d(v); v \in V$. Die Berechnung der Zentralität erfolgt meist für jeden Knoten und kann im Fall der „Degree Centrality“ recht simpel berechnet werden. Liegt der Graph als Adjazenzmatrix vor, so muss nur über diese vollständig iteriert werden und für jeden Knoten mitgezählt werden, wie viele Nachbarn er hat. Die Komplexität beläuft sich damit auf $O(|V(G)|^2)$. Die Metrik selbst ist damit auch, wie der Knotengrad in den angeführten Bibliotheken zu finden, bzw. implizit berechenbar. Auch wenn die Metrik auf den ersten Blick recht rudimentär wirkt, so ist sie aber äußerst aussagekräftig z.B. bei der Analyse im Social-Media-Bereich. Geht man davon aus, dass jeder Knoten ein Nutzer oder eine Nutzerin ist und eine Kante eine Beziehung wie „Freund von“ oder „folgt“ gleichkommt, so gibt die „Degree Centrality“ an, wie wichtig der jeweilige User ist. Dies ist vor allem dann interessant, wenn man wissen möchte, ob eine Person besonders einflussreich ist oder nicht. Solche Informationen sind beispielsweise für Werbetreibende von Bedeutung. [Bha19]

Betweenness Centrality

Eine weitere Möglichkeit die Wichtigkeit eines Knoten in einem Graphen zu ermitteln ist über die sogenannte „Betweenness Centrality“. Auch diese Metrik wird häufig für die Analyse von sozialen Netzwerken genutzt. Besonders gibt die Kennzahl für einen Knoten an, wie viel Einfluss dieser hat für den Fluss der Information. Besonders wird

es genutzt, um Knoten zu finden, die als Brücke von einem Graph-Teil zum anderen fungieren. [neo20a]

Zur Berechnung der Metrik ist zunächst wichtig zu verstehen, was unter dem Wert σ_{st} und der Funktion $\sigma_{st}(v)$ zu verstehen ist, wobei gilt $s, t, v \in V(G)$. σ_{st} gibt an, wie viele kürzeste Wege es zwischen den beiden Knoten s und t gibt. Die Funktion $\sigma_{st}(v)$ bildet wiederum einen Knoten v aus G auf die Anzahl der kürzesten Wege zwischen s und t ab, die durch v gehen. Die Funktion ist dabei folgendermaßen definiert, bzw. kann so berechnet werden. [Bra01]

$$\sigma_{st}(v) = \begin{cases} 0, & \text{wenn } d_G(s, t) < d_G(s, v) + d_G(v, t) \\ \sigma_{sv} \cdot \sigma_{vt}, & \text{sonst} \end{cases}$$

Die erste Bedingung für $\sigma_{st}(v)$ gilt deshalb, weil v nur dann auf einem der kürzesten Wege zwischen s und t sein kann, wenn die kürzeste Distanz zwischen s und t gleich der kürzesten Distanz zwischen s und v addiert mit der kürzesten Distanz zwischen v und t ist: $d_G(s, t) = d_G(s, v) + d_G(v, t)$.

Die „Betweenness Centrality“ $C_B(v)$ ist nun so definiert, dass sie die Aufsummierung der Fraktion zwischen $\sigma_{st}(v)$ und σ_{st} für alle möglichen Paare s, t angibt, wobei s und t nie gleich sind und auch nicht gleich v sind:

$$C_B(v) = \sum_{s \neq v \neq t \in V} \frac{\sigma_{st}(v)}{\sigma_{st}}$$

Die Metrik kann so interpretiert werden, dass Knoten durch die öfter die kürzesten Wege eines Graphen gehen, auch wichtiger sind. Die Betweenness Centrality wird nämlich immer dann für einen Knoten höher, je mehr beliebige kürzeste Wege zwischen zwei anderen Knoten innerhalb des Graphen durch ihn laufen. Dies wird auch durch die Aussage am Anfang des Abschnittes forciert. Dient nämlich ein Knoten als Brücke zwischen bestimmten Graphteilen, ist natürlicherweise die Wahrscheinlichkeit höher, dass kürzeste Wege zwingendermaßen durch diesen laufen müssen. Dies ist vor allem der Fall, wenn ein Weg zwischen zwei Knoten gesucht wird, die jeweils in zwei unterschiedlichen Graphteilen sind.

Die Berechnung dieser Metrik ist in polynomialer Laufzeit möglich und kann mit einem Algorithmus berechnet werden, der eine Komplexität von $O(|V|^3)$ aufweist. Grundsätzlich ist es für die Berechnung zunächst notwendig zwischen allen Knotenpaaren die Anzahl und die Länge der kürzesten Wege zu berechnen. Auf Basis dieser Daten kann dann mit den obigen Funktionen die Kennzahl berechnet werden. In seinem Artikel „A Faster Algorithm for Betweenness Centrality“ zeigt Ulrik Brandes zudem einen Algorithmus, der die Metrik mit einer Zeitkomplexität von $O(|V| \cdot |E|)$ berechnen kann. Es ist zudem erwähnenswert, dass diese Metrik auch explizit für gewichtete Graphen berechenbar ist. [Bra01] Darüber hinaus ist sie in Wolfram, SageMath und auch Matlab nativ vertreten

und verfügbar. [Wol20a; Sag; Mat20c]

Closeness Centrality

Eine weitere Zentralitätsmetrik ist die „Closeness Centrality“. Auch diese Metrik beschreibt die Wichtigkeit eines Knotens. Dabei kann mit der Kennzahl vor allem ausgesagt werden, inwieweit ein Knoten effizient Informationen innerhalb eines Graphen verteilen kann, vorausgesetzt der Graph stellt eine Struktur dar, die diese Interpretation zulässt. [neo20b]

Die „Closeness Centrality“ misst die durchschnittliche invertierte Distanz zu allen anderen Knoten. Erzielt ein Knoten dabei einen hohen Wert, so hat dieser im Schnitt die kleinste Distanz zu allen anderen Knoten. Bei einer Interpretation der Metrik geht man also meist davon aus, dass ein Knoten der eine kurze Distanz zu allen anderen Knoten hat, auch wichtig sein muss. Für die Berechnung der Metrik ist es vor allem wichtig zu wissen, wie hoch die Distanz ist von dem zu untersuchenden Knoten v zu allen anderen. Auf Basis dessen lässt sich die Kennzahl folgendermaßen berechnen: [Coh+14]

$$C_C(v) = \frac{|V| - 1}{\sum_{u \in V} d_G(v, u)}$$

Bei Betrachtung der Metrik wird nun auch klar, warum gesagt werden kann, dass die „Closeness Centrality“ angibt, wie gut ein Knoten Informationen weitergibt. Hat nämlich ein Knoten eine möglichst geringe Distanz zu allen anderen Knoten, eignet er sich gut zum Verteilen von Informationen, da er im Schnitt hierfür die kürzesten Wege zurücklegen muss.

Die Berechnung dieser Metrik lässt sich in polynomialer Zeit unternehmen. Grundsätzlich sind die Distanzen für den Knoten v auszurechnen und anschließend die obige Funktion anzuwenden. Zur Berechnung der Distanzen kann man z.B., wie schon in 2.2 erwähnt, die Breitensuche verwenden. Als Pseudocode könnte die Berechnung der „Closeness Centrality“ dann folgendermaßen aussehen:

```
1 Closeness_Centrality(G(V, E), v)
2   distanz_gesamt = 0
3   for each a in V \ v
4       distanz_gesamt += d(v, a)
5   return (G.order - 1) / distanz_gesamt
```

Bedenkt man, dass die Breitensuche eine Zeit-Komplexität von $O(|V| + |E|)$ hat und die $|V|$ -mal gemacht wird, lässt sich leicht die Gesamtkomplexität der „Closeness Centrality“ für einen Knoten ermitteln: $O(|V|) \cdot O(|V| + |E|) = O(|V| \cdot (|V| + |E|))$. [Sar+13]

Diese Zentralitätsmetrik ist weit verbreitet und lässt sich in den MatLab-, SageMath- und Wolfram-Bibliotheken finden. [Mat20c; Sag; Wol20a]

Eigenvektor Centrality

Die „Eigenvektor Centrality“ ist auch eine Metrik für einen Graph-Knoten. Hierbei soll nicht nur darauf geachtet werden, inwieweit ein Knoten direkten Einfluss auf eine Netzstruktur hat, sondern auch seine transitive Wichtigkeit betrachtet werden. Anwendungen können z.B. Ranking-Systeme sein, die einem Daten-Knoten eine bestimmte Wichtigkeit zuordnen. [neo20c] Die grundlegende Idee der Metrik ist es durch die Transitivität nicht nur zu betrachten, wie wichtig der betrachtete Knoten selbst ist, sondern auch mit einzubeziehen, wie wichtig seine Benachbarten Knoten sind. So ist ein Knoten, der wichtig ist und dazu noch wichtige Nachbarn hat, unter Umständen wichtiger als ein Knoten, der zwar selbst als wichtig eingeschätzt wird, aber keine wichtigen Nachbarn hat.

Die Berechnung der „Eigenvektor Centrality“ basiert auf der Adjazenzmatrix des Graphen. Hierbei ist beim jeweiligen Eintrag $a_{v,t}$ eine Eins eingetragen, falls eine Kante zwischen v und t vorhanden ist, anderen Falls ist eine Null eingetragen. Die „Eigenvektor Centrality“ x von Knoten v ist nun folgendermaßen definiert ($M(v)$ ist die Menge an adjazenten Knoten von v): [BP15]

$$x_v = \frac{1}{\lambda} \sum_{t \in M(v)} x_t = \frac{1}{\lambda} \sum_{t \in G} a_{v,t} x_t$$

Übersetzt ist die „Eigenvektor Centrality“ also die Aufsummierung der „Eigenvektor Centrality“ aller Nachbarknoten geteilt durch λ . Formuliert man die Formel um und betrachtet sie im Kontext der gesamten Adjazenzmatrix, so kann man auch schreiben: $Ax = \lambda x$, wobei A die quadratische Adjazenzmatrix ist und x der Vektor mit den jeweiligen „Eigenvektor Centrality“-Werten. Hierbei fällt auf, dass dies gleichzeitig auch die Formel für den Eigenvektor und Eigenwert einer Matrix ist. Aufgrund dessen erklärt sich auch der Name der Metrik. Stellt man nämlich die Eigenvektor-Formel um, so ergibt sich $(Ax/\lambda) = x$. Betrachtet man in dieser Rechnung nur einen Knoten so ergibt sich durch die Konsequenz der Matrix-Multiplikation die erstgenannte Funktion für x_v . Laut dieser Ausführungen ist λ ein Eigenwert der Adjazenzmatrix. Allerdings wird λ ausdrücklich als Konstante innerhalb dieser Metrik aufgefasst. Warum ist λ konstant? Es ist definiert, dass der Eigenvektor x nicht negativ ist, da die „Eigenvektor Centrality“ für einen Knoten nicht negativ sein kann. Nach dem Perron-Frobenius-Theorem kann mit dieser Einschränkung λ nur der größtmögliche Eigenwert für A und damit auch konstant sein.

Zur Berechnung der Kennzahl für jeden Knoten kann man sich beispielsweise der sogenannten „Power-iteration method“ bedienen. Diese Methode dient dazu, für eine gegebene Matrix möglichst genau einen Eigenvektor und einen Eigenwert zu finden. D.h. über Iterationen wird sich einem Ergebnis angenähert. Für das Verfahren im Falle der „Eigenvektor Centrality“ wird im ersten Schritt die Adjazenzmatrix mit n Zeilen und

n Spalten mit einem n großen Spalten-Vektor multipliziert, der vollständig mit Einsen gefüllt ist. Der entstehende Spalten-Vektor wird normiert und für die nächste Iteration zur Multiplikation mit A verwendet. Dies macht man so lange bis der Spaltenvektor konvergiert, bzw. eine feste Anzahl an Iterationen durchlaufen wurde. Dieser Vektor ist dann idealerweise ein Eigenvektor von A und der berechnete Normalisierungswert ist der korrespondierende Eigenwert λ . Als Beispiel und zum besseren Verständnis sei die Abbildung 2.1 gegeben, bei der ein Beispiel durchgerechnet wurde. [Meg15] Der limitierende Faktor dieser Methode zur Berechnung der „Eigenvektor Centrality“ ist

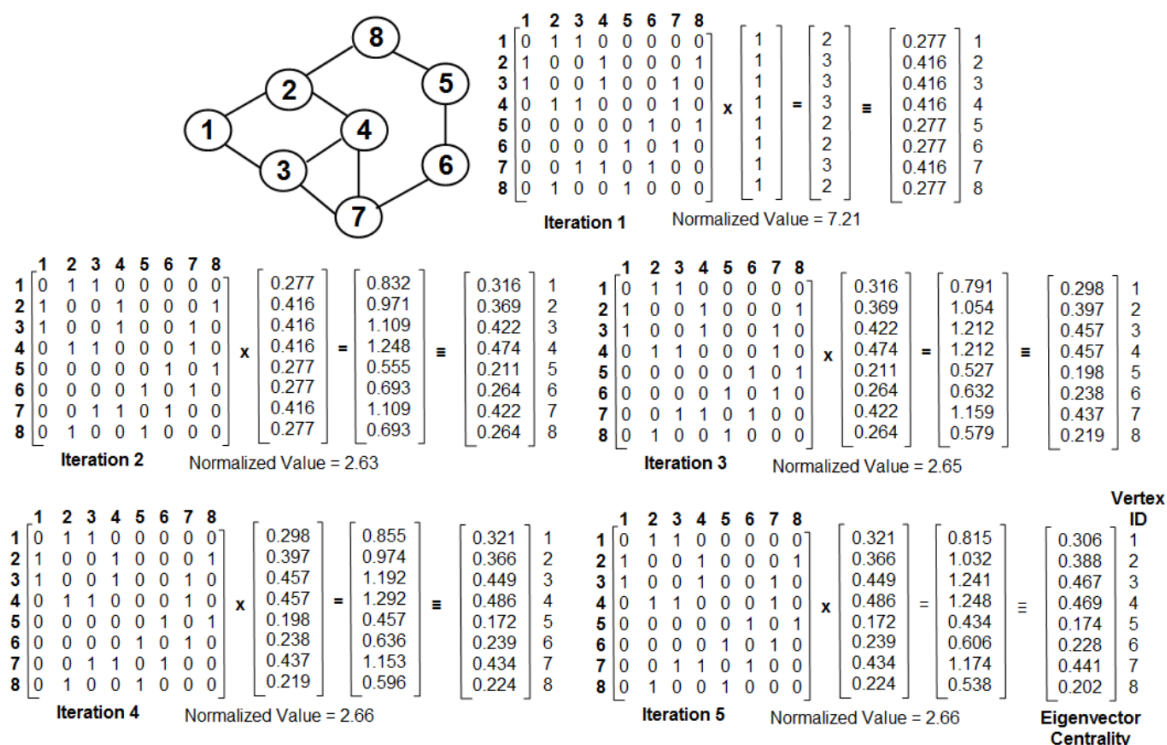


Abbildung 2.1: Eigenvektor Centrality: Power-iteration Method [Meg15]

die Matrix-Multiplikation. Implementiert man diese naiv so ergibt sich eine Komplexität von $O(n^3)$. Die Normierung lässt sich in linearer Laufzeit realisieren. Somit ist die Berechnung mit der „Power-iteration method“ in polynominaler Laufzeit möglich. Die Metrik selbst lässt sich nativ in Wolfram und in Matlab finden. [Wol20a; Mat20c]

Page Rank

Zum Abschluss der Zentralitätsmetriken soll eine Metrik dieser Kategorie vorgestellt werden, die einen hohen praktischen Nutzen findet. Der „Page Rank“ oder die „Page Rank Centrality“ beschreibt die Wichtigkeit eines Knotens auf Basis seines Ausgangsgrads, bzw. seiner Verbindungen zu anderen Knoten und des „Page Ranks“ seiner benachbarten Knoten. Hierbei ähneln sich „Page Rank“ und „Eigenvektor Centrality“. Die Metrik wurde erstmals in einem Google-Paper von Page und Brin veröffentlicht und soll Webseiten im World Wide Web bewerten. [BP98]

Es sei A eine Seite, bzw. ein Knoten und dieser Knoten hat Einwegkanten (Links) zu den Seiten $T_1 \dots T_n$. d sei ein frei wählbarer „Dämpfungs“-Faktor, der meist auf 0,85 gesetzt wird. Zudem ist $C(A)$ als der Ausgangsgrad für eine Seite (Knoten) definiert. Der „Page Rank“ ist dann folgendermaßen definiert.

$$PR(A) = (1 - d) + d\left(\frac{PR(T_1)}{C(T_1)} + \dots + \frac{PR(T_n)}{C(T_n)}\right)$$

Die Berechnung des „Page Ranks“ erfolgt durch einen iterativen Algorithmus, bei dem zunächst jedem Knoten der „Page Rank“ $1/|V|$ gegeben wird. Darauf aufbauend kann dann die obige Funktion zur weiteren Berechnung und die weiteren Iterationen herangenommen werden, bis die Metrik konvergiert. Der Algorithmus weist dabei eine Zeit-Komplexität von $O(k \cdot |E|)$ auf, wobei k für die Anzahl der Iterationen steht. [Ora17] „Page Rank“ ist in allen angeführten Mathematikbibliotheken vertreten. [Sag; Wol20a; Mat20c]

2.6 Chromatische Zahl und chromatischer Index

Ein bekanntes Problem der Informatik ist das Färbeproblem. Es geht dabei darum einen Graphen so zu färben, sodass zwei benachbarte Knoten nicht die selbe Farbe haben. Anwendungen dafür kann man in vielen Problemen finden. Klassischerweise nimmt man das Beispiel der Karteneinfärbung bei der jedes Land ein Knoten ist und die Karte so eingefärbt werden soll, dass zwei benachbarte Länder nicht die gleiche Farbe haben. Allerdings lässt sich das Färbeproblem auch auf andere relevantere Probleme anwenden. Man kann z.B. so auch einen konfliktfreien Stundenplan erstellen oder andere ähnliche Konflikt-Probleme lösen. Die Knotenfärbung eines Graphen selbst ist eine Abbildung $c : V \mapsto S$, wobei S die Menge an möglichen Färbungen ist. [Die00; Aig15]

Chromatische Zahl

Auf Basis der Färbeproblems können nun eine Reihe an Metriken definiert werden. Betrachtet man das Problem mithilfe der Abbildungsfunktion c , so ist der Graph korrekt gefärbt, wenn gilt: $\forall v, w (v, w \in V \wedge adjacent(v, w) \implies c(v) \neq c(w))$. Die „chromatische Zahl“ beschreibt nun die Mächtigkeit der minimalen Menge S , für die diese Bedingung für den Graphen G zutrifft. Man bezeichnet die chromatische Zahl auch als $\chi(G)$. Für einen leeren Graphen ist die chromatische Zahl 1. Liegt ein bipartiter Graph vor, so ist die chromatische Zahl offensichtlich 2. [Die00] Die chromatische Zahl kann sowohl von SageMath als auch von Wolfram berechnet werden [Sag20a; Wol20b]

Das Herausfinden der chromatischen Zahl ist ein NP-vollständiges Problem und kann deshalb vermutlich auch nicht effizient berechnet werden. [Weib; Kar96] So ist es

möglich mittels eines Brute-Force-Algorithmus sämtliche Färbemöglichkeiten durchzuarbeiten und dann die Färbung herausnehmen, die gültig ist und die niedrigste Anzahl an Farben hat. Dieser Ansatz hätte eine exponentielle Laufzeit, die schon bei kleinen Graphen zu extrem hohen Rechenzeiten führen würde. Neben dieser naiven Variante werden u.a. auch heuristische Algorithmen genutzt, die versuchen die chromatische Zahl effizient zu approximieren. Ein Greedy-Algorithmus hierfür ist folgendermaßen gegeben:

```

1  Chromatic-Number(G(V, E))
2  vertices <- sortiere_nach_Grad_absteigend(V)
3  highestColor <- 1
4  for (vertex in vertices)
5    color <- lowestPossibleColor(G, vertex)
6    vertex.color = color
7    highestColor <- Max{highestColor, color}
8  return highestColor

```

Dieser Algorithmus hat allerdings den Nachteil, dass es nur eine Annäherung an die chromatische Zahl ist und nicht gesichert ist, dass das Ergebnis korrekt ist. Seine Strategie besteht darin, den Graphen mit möglichst wenig Farben zu färben, indem zuerst der Knoten gefärbt wird, der die meisten Nachbarn hat.

Chromatischer Index

Neben der Markierung bzw. Färbung von Knoten, ist es auch möglich in einem Graphen Kanten zu färben. Hierbei ist ähnlich wie bei der Knotenfärbung gemeint, dass eine Kante aus der Menge $E(G)$ auf eine Zahl, bzw. Farbe abgebildet wird: $k : E \mapsto S$. Im Rahmen der Kantenfärbung ist es nun wichtig, dass zwei inzidente Kanten nicht die selbe Farbe zugewiesen bekommen. Das bedeutet, dass die Farben aller Kanten, die mit dem gleichen Knoten verbunden sind, eine unterschiedliche Farbe haben müssen. Formal lässt sich das mit der Funktion k so ausdrücken: $\forall v, w (v, w \in E \wedge \text{inzident_zu_gleichem_Knoten}(v, w) \implies k(v) \neq k(w))$. Findet man eine Abbildung, für die diese Bedingung zutrifft, so nennt man den Graphen k -Kanten-färbbar. k ist dabei die Mächtigkeit der Menge S , der gefundenen Abbildung. Das niedrigst mögliche k für einen Graphen ist dann dessen „chromatischer Index“. Man schreibt dafür auch $\chi'(G)$. Der „chromatische Index“ ist sowohl in Wolfram, als auch in SageMath verfügbar. [And77; Sag20a; Wol20b]

Jeder Graph fällt bei Betrachtung seines chromatisches Indexes in eine von zwei Klassen. Bei der ersten Klasse ist der chromatische Index $\chi'(G) = \Delta(G)$, wobei $\Delta(G)$ der Maximalgrad des Graphen ist. Fällt der Graph nicht in diese Klasse, so ist sein chromatischer Index $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$. Obwohl dabei der chromatische Index sich pro Graph in einem extrem engen Korridor aufhält, ist die exakte Ermittlung des Indexes ein NP-vollständiges Problem und somit vermutlich nicht effizient, also in polynomialer

Laufzeit, zu berechnen. Allerdings gibt es Spezialfälle, bei denen die Zuordnung des Graphen in einer der beiden Klassen einfach ist. So ist $\chi'(G) = \Delta(G)$, wenn der Graph bipartit ist. Ist der Graph vollständig und die Anzahl der Knoten ist gerade, ist dies ebenfalls der Fall. Ein kompletter Graph mit ungerader Knotenanzahl hat dann logischerweise den chromatischen Index $\chi'(G) = \Delta(G) + 1$. [Pla83]

Anwendung findet die Kantenfärbung in verschiedenen praktischen Problemen. Beispielsweise kann man es nutzen, um ein sogenanntes „Round-Robin“-Turnier mit möglichst wenig Runden zu planen. Ein „Round-Robin“-Turnier ist ein Turnier, bei dem jeder Teilnehmer auf jeden Teilnehmer einmal trifft. Dieses Problem ist zu lösen, indem jeder Teilnehmer durch einen Knoten repräsentiert wird und jede Begegnung durch eine Kante. Eine Farbe repräsentiert eine Runde. Werden die Kanten nun so gefärbt, dass der Turnier-Graph k -Kanten-gefärbt ist, hat man einen Turnier-Plan gefunden, der keine Konflikte hat. Ist der Graph zudem $\chi'(G)$ -Kanten-gefärbt, so hat man den Plan gefunden, der möglichst wenig Runden erfordert. Der chromatische Index gibt in diesem Zusammenhang also an, wie viele Runden man minimal benötigt, so dass sich alle Teilnehmer einmal begegnen. Da der Graph bei dem sich alle einmal begegnen ein vollständiger Graph sein muss, ist auch schnell ersichtlich, wie viele Runden man braucht, betrachtet man die Ergebnisse des letzten Abschnitts. Neben „Round-Robin“-Turnieren lassen sich auch individuelle Turniere so planen. [GY04]

Fraktionierte chromatische Zahl

Neben der klassischen Art und Weise einen Graphen zu färben gibt es auch weitere Methoden. In der fraktionierten Graphentheorie ist es auch möglich, in einem Graphen seinen Knoten mehrere Farben zuzuweisen. Auf Basis dessen lassen sich weitere Metriken definieren, die die Graphenfärbung als Grundlage haben. Hierzu zählt die „fraktionierte chromatische Zahl“. Um diese Zahl zu definieren, ist zunächst zu klären, wie fraktionierte Färbung formal definiert werden kann. Eine b -fache Färbung eines Graphen weist jedem Knoten eine Menge an b Farben zu. Auch dies kann durch eine Abbildung dargestellt werden, indem ein Knoten auf eine Menge an Färbungen abgebildet wird. Bei der Färbung muss nun darauf geachtet werden, dass zwei adjazente Knoten mit ihren zugewiesenen Farben keine Schnittmenge bilden. Besser kann dies durch eine Funktion dargestellt werden. Sei A die Menge an verfügbaren Farben, so kann die Färbung mit folgendermaßen dargestellt werden: $c : V \mapsto A^b$. Für die Graphen-Färbung muss nun gelten: $\forall v, w (v, w \in V \wedge \text{adjacent}(v, w) \implies c(v) \cap c(w) = \emptyset)$. Für eine b -Färbung wird eine bestimmte Anzahl a an Farben benötigt. Zu einer solchen Färbung wird dann auch gesagt, dass es eine $a : b$ -Färbung ist. Das niedrigste a für das ein Graph eine b -Färbung hat, nennt man die b -fache chromatische Zahl ($\chi_b(G)$). Dabei ist logischerweise $\chi_1(G) = \chi(G)$. Die fraktionierte chromatische Zahl ist dabei im

Gegensatz folgendermaßen definiert [SU11]:

$$\chi_f(G) = \lim_{b \rightarrow \infty} \frac{\chi_b(G)}{b}$$

Die fraktionierte chromatische Zahl ist also der Grenzwert für die b -fache chromatische Zahl geteilt durch b , wenn b gegen unendlich geht. Im Gegensatz zur „normalen“ chromatischen Zahl ist die fraktionierte chromatische Zahl eine rationale und keine natürliche Zahl. Die Berechnung der Metrik ist ein NP-vollständiges Problem. Allerdings gibt es für einige Graphen vorgefertigte Werte, die genutzt werden können. So ist die fraktionierte chromatische Zahl eines zyklischen Graphen C_{2n+1} z.B. $2 + (\frac{1}{n})$. Der Algorithmus zur Berechnung der Kennzahl bedient sich einem linearem Programm und ist äußerst schwer zu berechnen. Die Komplexität steigt exponentiell zur Ordnung des Graphen. Eine native Implementierung dazu findet sich in SageMath. Wie bei der normalen Färbung kann auch die fraktionierte Färbung für diverse konfliktfreie Planungen und dergleichen verwendet werden. [Weib; Sag20a; SU11]

Fraktionierter chromatischer Index

Wie es auch den chromatischen Index bei einerfacher Graph-Färbung gibt, ist auch ein fraktionierter chromatischer Index für einen Graphen G ermittelbar. Hierbei geht es auch um die Färbung von Kanten. Statt einer Kante nur eine Farbe zuzuordnen, werden ihr b Farben zugeordnet. Auch das lässt sich wieder als Funktion darstellen: $k : E \mapsto A^b$. Ziel der Färbung ist es wieder, dass für zwei Kanten, die inzident zum selben Knoten sind, die Schnittmenge der Farben leer ist: $\forall v, w (v, w \in E \wedge \text{inzident_zu_gleichem_Knoten}(v, w) \implies k(v) \cap k(w) = \emptyset)$. Ein Graph ist nun a -fraktioniert-kantenfärbbar für eine b -Kantenfärbung, wenn es möglich ist mit a Farben eine b -Kantenfärbung für den Graphen G zu finden, für die die obige Bedingung zutrifft. Findet man für eine b -Kantenfärbung das kleinste a hat man die korrespondierende „fraktionierte chromatische Kantenzahl“ $\chi'_b(G)$ gefunden, wobei wieder gilt $\chi'_1(G) = \chi'(G)$. Darauf aufbauend kann der „fraktionierte chromatische Index“ $X'_f(G)$ definiert werden [Weic; SU11]:

$$X'_f(G) = \lim_{b \rightarrow \infty} \frac{X'_b(G)}{b}$$

Die Berechnung ist allerdings aber auch anders möglich. Der fraktionierte chromatische Index kann nämlich mithilfe der fraktionierten chromatischen Zahl berechnet werden. Es gilt: $\chi'_f(G) = \chi_f(L(G))$. $L(G)$ ist dabei der sogenannte korrespondierende Kantengraph von G . Bei einem Kantengraph werden alle Kanten von G genommen und in Knoten umgewandelt. Waren dann in G zwei Kanten inzident zum gleichen Knoten werden sie im Kantengraph mit einer Kante verbunden.

Die Berechnung der Metrik ist in polynomialer Laufzeit möglich. Bei der Betrachtung der Mathematikbibliotheken kam heraus, dass die Metrik ausschließlich in SageMath

vertreten ist. [Sag20b]

2.7 Arborizität

Ein wichtiger Teil der Graphentheorie ist die Betrachtung von Bäumen. Ein Baum ist dabei eine Zusammenhangskomponente eines Waldes. Ein Wald wiederum ist ein Graph, der keine Zyklen aufweist. Mithilfe dieses Wissens kann eine weitere Metrik definiert werden. Betrachtet man einen Graphen, zusammenhängend oder nicht, kann man sich die Frage stellen, wie es möglich ist, diesen Graphen aus einer Menge an Wäldern zu erstellen. Wichtiger noch ist es herauszufinden, aus welcher minimalen Anzahl an Wäldern es möglich ist, den vorliegenden Graphen aufzubauen. Diese minimale Anzahl ist die „Arborizität“. Präziser ausgedrückt, ist die „Arborizität“ von G ($Y(G)$) die minimale Anzahl an azyklischen Subgraphen (Wäldern), dessen Vereinigung G ergibt. Hierbei teilen sich die Subgraphen keine gemeinsamen Kanten. [Weia]

Zur Berechnung der Arborizität lassen sich sowohl Spezialfälle ausmachen, aber auch eine allgemeine Berechnungsvorschrift finden. So ist es zunächst ersichtlich, dass ein bereits azyklischer Graph eine Arborizität von $Y(G) = 1$ hat. Ein vollständiger Graph K_n hat wiederum eine Arborizität von $Y(K_n) = \lceil n : 2 \rceil$ und ein vollständig bipartiter Graph $K_{m,n}$ weißt den Wert $Y(K_{m,n}) = \lceil (mn) : (m + n - 1) \rceil$ auf. Möchte man die Arborizität allgemein berechnen, ist ein bestimmter Parameter des Graphen zu berechnen. m_p gibt die maximale Anzahl an Kanten eines Subgraphen von G an, der p Knoten hat. Dieser Wert m_p muss nun für alle $|G| > p > 1$ berechnet werden. Mit dieser Berechnung lässt sich die Arborizität mit folgender Formel für jeden G ermitteln. [Weia; Nas61]

$$Y(G) = \max_{p \geq 1} \left\lceil \frac{m_p}{p-1} \right\rceil$$

Die Berechnung der Arborizität ist in polynomialer Laufzeit möglich und kann in verschiedensten Szenarien angewandt werden. Einerseits kann es als Graph-Dichte-Maß herangezogen werden, da ein dichter, mit vielen Kanten durchzogener Graph, logischerweise eine höhere Arborizität aufweisen muss. Wie bereits in vorigen Kapiteln erwähnt, kann die Dichte für die Zuverlässigkeit bzw. Angriffssicherheit eines Netzwerks herangezogen werden. Weiterhin kann die Arborizität aber auch z.B. Aussagen über die Steifigkeit von Strukturen machen oder bei der Analyse von elektrischen Netzwerken helfen. Die Metrik ist in SageMath fest eingebaut. [GW92; Sag20b]

Die Spezialisierung der Arborizität ist die „lineare Arborizität“. Um diese Metrik zu definieren, muss zunächst der Begriff des „linearen Waldes“ geklärt werden. Wie ein normaler Wald besteht ein linearer Wald ausschließlich aus azyklischen Graphen. Allerdings ist jede Zusammenhangskomponente des linearen Waldes ein Pfad. Man kann sich also einen linearen Wald graphisch als eine Ansammlung von vollständig

unverzweigten Graphen vorstellen. Jeder Knoten hat nur ein oder zwei inzidente Kanten. Die „lineare Arborizität“ $la(G)$ ist nun analog zur normalen Arborizität die minimale Anzahl an linearen Wäldern, dessen Vereinigung G ergibt. [Alo88]

Auch für die Berechnung dieser Metrik können Spezialfälle ausgemacht werden. Beispielsweise hat jeder d -reguläre Graph eine lineare Arborizität von $\lceil (d+1)/2 \rceil$. Außerdem konnte mithilfe des „Linear Arboricity Conjecture“ bewiesen werden, dass für alle planaren Graphen gilt, dass die lineare Arborizität $\lceil \Delta : 2 \rceil$ oder $\lceil (\Delta+1) : 2 \rceil$ ist. Δ ist dabei der Maximalgrad von G . Im Gegensatz zur normalen Arborizität ist die Ermittlung der linearen Arborizität nicht in polynomialer Laufzeit berechenbar. Die Ermittlung dieser Metrik ist ein NP-vollständiges Problem. Die Kennzahl ist zudem in keiner der genannten Bibliotheken vorhanden. [Pér84; CKL10]

2.8 Weitere Metriken

Nachdem nun eine weite Reihe an Metriken vorgestellt wurde und diese jeweils in eine Kategorie eingeordnet wurden, sollen in diesem letzten Teil Graph-Kennzahlen vorgestellt werden, die nicht in eine der Kategorien passen aber dennoch Erwähnung finden sollen.

Unabhängigkeitszahl

Bei der Betrachtung von Graphen ist es möglich sogenannte „unabhängige“ Knotenmengen zu finden. Eine „unabhängige“ Knotenmenge ist eine Untermenge S der Knoten $V(G)$ ($S \subseteq V(G)$), sodass keiner der Knoten in S adjazent zu einem anderen adjazent ist. Betrachtet man beispielsweise einen bipartiten Graphen, so ist ja dessen Definition so gestaltet, dass der Graph in zwei „unabhängige“ Knotenmengen gegliedert werden kann. Um nun die sogenannte „Unabhängigkeitszahl“ $\alpha(G)$ für einen Graphen G zu ermitteln, muss man die größtmögliche „unabhängige“ Knotenmenge für G finden. Die Mächtigkeit dieser Menge ist dann die „Unabhängigkeitszahl“ von G [Die00; Weie; Weie]. Unterstützung für diese Metrik lässt sich SageMath und Wolfram direkt oder indirekt (Ausgabe der größten „unabhängigen“ Knotenmenge) finden. [Sag20b; Weid]

Die Berechnung der „Unabhängigkeitszahl“ erfolgt durch das Finden der größten „unabhängigen“ Knotenmenge. Dieses Problem ist NP-schwer und lässt sich durch einen naiven Brute-Force-Algorithmus lösen. Dieser iteriert über jedes mögliche Subset von G und prüft, ob das Subset unabhängig ist. Ist über alle Untermengen iteriert worden, kann die Mächtigkeit der größten, unabhängigen Untermenge ermittelt werden. Die Zahl der zu untersuchenden Untermengen steigt exponentiell mit jedem weiteren Knoten. Durch Optimierungen und intelligente Algorithmen kann das Problem mittlerweile in einer Zeitkomplexität von $O(1,996^n)$ gelöst werden. Darüber hinaus gibt

es neben exakten Algorithmen zur Ermittlung auch approximierende Algorithmen, die schneller sind. [XN17]

Cliquenzahl

Verwandt mit der Unabhängigkeitszahl ist die sogenannte „Cliquenzahl“. Wenn von Cliques bei Graphen die Rede ist, ist eine Untermenge in einem Graphen G gemeint, in der jeder Knoten adjazent zu jedem anderen Knoten innerhalb der Untermenge ist. Deutlicher kann man es so ausdrücken, dass eine Clique in einem Graphen eine Untermenge an Knoten ist, die gemeinsam einen vollständigen Graphen bilden. Die Cliquenzahl $\omega(G)$ ist nun die Mächtigkeit der größten Knotenmenge, die in G eine Clique formt. [Die00] Auch die Cliquenzahl lässt sich in Wolfram und in SageMath finden [Res15; Sag20b] Das auffinden von Cliques („Cliquenproblem“) und damit auch das ermitteln der Cliquenzahl ist ein NP-vollständiges Problem und kann deshalb vermutlich auch nicht effizient gelöst werden.

Das Prinzip der Clique kann, wie der Name schon nahelegt, beispielsweise auf sozialen Netze übertragen werden. Stellen Knoten Personen dar und Kanten Freundschaften, können durch das Auffinden von Graph-Cliques echte Personen-Cliques gefunden werden. Die Cliquenzahl eines Graphen gäbe in diesem Kontext dann Größe der größten Clique innerhalb eines sozialen Netzes an.

Buchdicke/Seitenzahl

Als letztes soll noch eine geometrische Invariante untersucht und beschrieben werden: Die „Buchdicke“ bzw. „Seitenzahl“ $bt(G)$ eines Graphen G . Hierfür muss zunächst geklärt werden, was ein „Buch“ im Rahmen der Graphentheorie ist. Ein n -Buch, bzw. ein „Buch“ mit n Seiten, besteht aus einer Linie („spine“ oder „Rücken“) L , die sich in einem dreidimensionalen Raum aufhält und n Halb-Ebenen („Seiten“), die L als ihre gemeinsame Grenze haben, an denen sie sich treffen. In ein solches Buch kann man nun einen Graphen hineinlegen. Hierbei liegt jeder Knoten auf dem „Buchrücken“ L und jede Kante liegt auf einer der „Seiten“. Hierbei ist es wichtig, dass sich die Kanten auf einer Seite nicht kreuzen dürfen. Um dies besser zu verdeutlichen, wie sich dies graphisch widerspiegelt sei Abbildung 2.2 gegeben. Gezeigt wird, wie ein vollständiger Graph mit fünf Knoten in ein Buch eingebettet wird. Die „Buchdicke“ bzw. „Seitenzahl“ $bt(G)$ ist nun das kleinstmögliche n das gefunden werden kann, damit der Graph in das korrespondierende n -Buch hineingelegt werden kann. [BK79] Die Ermittlung von $bt(G)$, bzw. das Entscheidungsproblem, ob ein Graph G in ein n -Buch eingebettet werden kann, ist ein NP-vollständiges Problem. [CLR87]

Die „Buchdicke“ und das Einbetten von Graphen in ein „Buch“ hat mehrere Anwendungsszenarien. Eines davon ist die Planung einer Ampelschaltung einer Kreuzung.

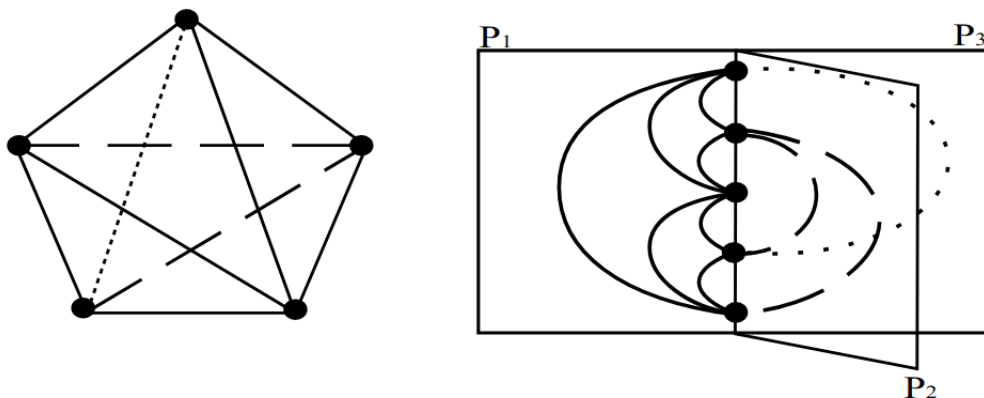


Abbildung 2.2: Einbettung K_5 in Buch [Bla03]

Hierbei betrachten wir die Knoten eines Graphen als die ein- und ausgehenden Straßenspuren (inkl. Fuß- und Radwege). Die Kanten sind die möglichen Wege, die ich von einem Knoten zum anderen begehen/befahren kann. Die Knoten sind nun so auf dem „Buchrücken“ zu arrangieren, dass ihre Reihenfolge auf dem „Rücken“ der Reihenfolge der Spuren im Uhrzeigersinn auf der Kreuzung gleicht. Die Kanten werden anschließend in die „Seiten“ eingebettet. Jede „Seiten“ repräsentiert dann eine Ampelphase, die so geschaltet ist, dass die Verbindungen der jeweiligen Seite befahrbar sind, ohne dass es zu Konflikten kommt. Die „Buchdicke“ ist infolgedessen auch die minimal mögliche Anzahl an Ampelphasen an einer gegebenen Kreuzung, die durch den Graphen G repräsentiert wird. [Kai90]

2.9 Übersicht der vorgestellten Graphmetriken

Nachdem nun eine weite Reihe an Graph-Metriken vorgestellt wurden, sollen diese mit Hilfe einer Aufzählung zusammengefasst werden. Aufgelistet werden jeweils der Name, bzw die Bezeichnung, der Metrik und ihre Definition. Zudem soll klar werden in welche der Kategorien die Metrik gehört Bei der Definition wird dabei eine mathematische oder eine wörtliche Beschreibung angegeben. Gegebenenfalls auch beides, falls es für das Verständnis förderlich ist.

Ordnung $|V(G)|$

Anzahl der Knoten eines Graphen

Größe $|V(E)|$

Anzahl der Kanten eines Graphen

Knotengrad $d(v)$

Anzahl der inzidenten Kanten des Knotens v

Minimal- ($\delta(G)$) und Maximalgrad ($\Delta(G)$)

Der kleinste bzw. größte Knotengrads des Graphen G ; $\delta(G) := \min\{d(v) \mid v \in V(G)\}$,
 $\Delta(G) := \max\{d(v) \mid v \in V(G)\}$

Anzahl der Zusammenhangskomponenten

Anzahl der Komponenten/Subgraphen eines Graphen, die selbst zusammenhängend sind. Ein Graph (eine Komponente) ist dann zusammenhängend, wenn sich zwischen zwei beliebigen seiner Knoten immer ein Weg finden lässt.

Abstand/Distanz $d_G(x, y)$

Die Länge des kürzesten Weges zwischen den beiden Knoten x und y .

Extrenzität eines Knotens $ecc(x, G)$

Der Maximale Abstand, den ein Knoten zu einem anderen Knoten im Graphen G haben kann. $ecc(x, G) = \max_{y \in V(G)} \{d_G(x, y)\}$

Durchmesser $Durchmesser(G)$

Der größte Abstand zweier Knoten innerhalb des Graphen G . $Durchmesser(G) = \max_{x,y} \{d_G(x, y)\}$.

Radius $rad(G)$

Kleinste Extrenzität innerhalb des Graphen. Extrenzität der Knoten des Zentrums.
 $rad(G) = \min_{x \in V(G)} \max_{y \in V(G)} d_G(x, y)$.

Tailleweite

Länge des kürzesten Kreises innerhalb eines Graphen

Umfang

Länge des größten Kreises innerhalb eines Graphen

Dichte

Anzahl der Kanten des Graphen geteilt durch die Anzahl der möglichen Kanten.
Ungerichteter Graph: $\frac{|E|}{\binom{|V|}{2}}$. Gerichteter Graph: $\frac{|E|}{2\binom{|V|}{2}}$

Stärke $\sigma(G)$

Das Minimale Verhältnis zwischen entfernten Kanten und dadurch entstandenen Zusammenhangskomponenten. Sei Π die Menge aller möglichen Partitionierungen der Knoten V und $\partial\pi$ die Menge an Kanten, die entfernt werden müssten, um die Partitionierung π zu erreichen, gilt folgende Formel zur Errechnung der Stärke:

$$\sigma(G) = \min_{\pi \in \Pi} \frac{|\partial\pi|}{|\pi| - 1}$$

„Vertex Connectivity“

Minimale Anzahl k Knoten, die aus einem zusammenhängenden Graphen entfernt werden müssen, sodass er nicht mehr zusammenhängend ist.

„Edge Connectivity“

Minimale Anzahl k Kanten, die aus einem zusammenhängenden Graphen entfernt werden müssen, sodass er nicht mehr zusammenhängend ist.

Degree Centrality

Wichtigkeitsmaß für einen Knoten. Bewertet Knoten nach seinem Grad: $d(v); v \in V$

Betweenness Centrality $C_B(v)$

Wichtigkeitsmaß für einen Knoten, das angibt inwieweit beliebige kürzeste Wege zwischen zwei anderen Knoten durch ihn verlaufen. Sei σ_{st} Anzahl der kürzesten Wege zwischen Knoten s und t und $\sigma_{st}(v)$ die Anzahl dieser Wege, die durch v laufen.

$$C_B(v) = \sum_{s \neq v \neq t \in V} \frac{\sigma_{st}(v)}{\sigma_{st}}$$

Closeness Centrality $C_C(v)$

Zentralitätsmetrik, die Knoten danach bewertet wie weit sie von jedem Anderen Knoten entfernt sind.

$$C_C(v) = \frac{|V| - 1}{\sum_{u \in V} d_G(v, u)}$$

Eigenvektor Centrality x_v

Zentralitätsmetrik, die einen Knoten dahingehend bewertet wie vernetzt er ist und wie vernetzt seine Nachbarn sind. Wendet man die Metrik auf die gesamte Adjazenzmatrix A an, so sind die Eigenvektor Centralities aller Knoten im Eigenvektor x zu

finden, der nur positive Werte enthält.

$$x_v = \frac{1}{\lambda} \sum_{t \in M(v)} x_t = \frac{1}{\lambda} \sum_{t \in G} a_{v,t} x_t$$

Page Rank $PR(A)$

Praktisch angewandte Zentralitätsmetrik, die ähnlich wie die Eigenvektor Centrality einen Knoten nach seiner Vernetztheit und der Vernetztheit seiner Nachbarn bewertet. Sei A der zu untersuchende Knoten (Seite) und $T_1 \dots T_n$ die Knoten auf die von A aus gezeigt wird (Links), dass ist der Page Rank $PR(A)$ so definiert:

$$PR(A) = (1 - d) + d \left(\frac{PR(T_1)}{C(T_1)} + \dots + \frac{PR(T_n)}{C(T_n)} \right)$$

Chromatische Zahl $\chi(G)$

Die minimale Anzahl an Farben mit denen es möglich ist die Knoten eines Graphen so zu färben, das keine zwei adjazenten Knoten die gleiche Farbe haben.

Chromatischer Index $\chi'(G)$

Die minimale Anzahl an Farben mit denen es möglich ist die Kanten eines Graphen so zu färben, das keine zwei inzidenten Kanten die gleiche Farbe haben.

Fraktionierte chromatische Zahl $\chi_f(X)$

Statt einem Knoten nur eine Farbe zuzuweisen, können ihm auch b Farben zugewiesen werden. $\chi_b(G)$ gibt die minimale Zahl an unterschiedlichen Farben an, für die G so färbbar ist, dass zwei adjazente Knoten mit b Farben in ihren Farben eine leere Schnittmenge bilden. Die fraktionierte chromatische Zahl ist auf Basis dessen so formuliert:

$$\chi_f(G) = \lim_{b \rightarrow \infty} \frac{\chi_b(G)}{b}$$

Fraktionierter chromatischer Index $\chi'_f(X)$

Statt einer Kante nur eine Farbe zu geben, können ihr auch b Farben gegeben werden. $\chi'_b(G)$ gibt die minimale Zahl an unterschiedlichen Farben an, für die G so färbbar ist, dass zwei zum gleichen Knoten inzidenten Kanten mit b Farben in ihren Farben eine leere Schnittmenge bilden. Der fraktionierte chromatische Index lässt sich daraufhin so formulieren:

$$\chi'_f(G) = \lim_{b \rightarrow \infty} \frac{\chi'_b(G)}{b}$$

Arborizität $Y(G)$

Minimale Anzahl an azyklischen Subgraphen (Wäldern), die zusammen wieder G ergeben. Sei m_p die maximale Anzahl an Kanten eines Subgraphen von G mit p Knoten, dann kann die Arborizität folgendermaßen berechnet werden:

$$Y(G) = \max_{p \geq 1} \left\lceil \frac{m_p}{p-1} \right\rceil$$

Lineare Arborizität $la(G)$

Minimale Anzahl an Wäldern, die zusammen wieder G ergeben. Dabei sind die Zusammenhangskomponenten jedes Waldes ausschließlich Pfade.

Unabhängigkeitszahl $\alpha(G)$

Eine Knotenmenge ist dann unabhängig, wenn alle Knoten in ihr nicht adjazent zueinander sind. Die Mächtigkeit der größtmöglichen unabhängigen Knotenmenge ist die Unabhängigkeitszahl $\alpha(G)$

Cliquenzahl $\omega(G)$

Eine Clique ist eine Knoten-Untermenge von G , die einen vollständigen Graphen ergibt. Die Mächtigkeit der größtmöglichen Knoten-Untermenge von G , die eine Clique ist, ist die Cliquenzahl $\omega(G)$

Buchdicke/Seitenzahl $bt(G)$

Ein Graph kann in ein Buch eingebettet werden, wobei die Knoten auf dem Buchrücken L angebracht sind und die Kanten über anliegende Seiten (Halbebenen) laufen und sich dabei nicht kreuzen dürfen. Die Buchdicke $bt(G)$ gibt nun an, wie viele Seiten man für einen Graphen G braucht, um ihn in ein Buch einbetten zu können.

3 Implementierung und Umsetzung der Graph-Metriken

Nachdem nun eine umfassende Anzahl an Graphmetriken besprochen wurde, ist es Ziel der Studienarbeit einen Teil dieser im Rahmen einer Klassenbibliothek umzusetzen. Die Entwicklung erfolgt dabei im Rahmen des klassischen Softwarelebenszyklus und besteht aus Anforderungsanalyse, Entwurf/Design, Implementierung und Testung. [Bal09; BL11] Darüber hinaus soll auch die Algorithmik einzelner Metriken betrachtet werden und infolgedessen auf die Betrachtungen aus Kapitel 2 angeschlossen werden.

3.1 Anforderungsanalyse

Im ersten Teil der Entwicklung sollen Anforderungen an die verschiedenen Softwareteile definiert werden. Unter Anforderungen (Requirements) werden dabei die Eigenschaften verstanden, die vom jeweiligen Softwaresystem erwartet werden. Zunächst wird definiert welche globalen Ziele die Implementierung der Graphmetriken verfolgt. Anschließend wird beschrieben, in welchen Rahmenbedingungen die Umsetzung stattfinden. Die Definition konkreter Anforderungen erfolgt im Anschluss und trennt sich in Anforderungen an die Graphdatenstruktur, auf der die Berechnungen stattfinden und in Anforderungen an die eigentliche Berechnung der Metriken. Es werden hierbei sowohl funktionale als auch nicht funktionale Anforderungen formuliert. Die hier durchgeführte Anforderungsanalyse orientiert sich bei den meisten Schritten an den aufgeführten Punkten und Schritten aus Helmut Balzerts „Lehrbuch der Softwaretechnik“ und folgt dabei in vielen Punkten der Anforderungsschablone der IEE 830-1998. [Bal09; IEE98]

3.1.1 Ziele der Graphmetriken-Implementierung

Finales Ziel der Graphmetrik-Implementierung soll es sein, eine Klassenbibliothek zur Verfügung zu stellen, die es einem Anwender oder einer Anwenderin ermöglicht, mithilfe einer bereitgestellten Graphen-Datenstruktur diverse Graphmetriken zu berechnen. Besonders wichtig und praxisrelevant sind dabei Kennzahlen zur „Centrality“. Dieses Hauptziel soll noch einmal in diese Unterziele untergliedert werden:

1. Die Klassenbibliothek soll eine Graph-Datenstruktur bereitstellen, die einerseits die grundlegenden Operationen eines Graphen beherrscht und andererseits es ermöglicht die Berechnungen der Metriken auf ihr auszuführen. Dies ist nötig, da nur durch die Definition einer eigenen Datenstruktur eine Implementierung der Metriken möglich ist, da hierfür zumindest der Zugriff auf den Graph standardisiert sein muss.
2. Die Klassenbibliothek soll eine Reihe von Klassen bereitstellen, die es ermöglichen diverse Metriken für Graphen zu berechnen. Die Berechnungen sollen dabei auf der vordefinierten Graph-Datenstruktur stattfinden, die zuvor definiert wurde. Dieses Ziel beschreibt die Hauptmotivation hinter dem Softwareprojekt.
3. Da es sich bei der Software um eine Klassenbibliothek handelt, ist es zudem zwingend notwendig, dass die Bibliothek in andere Programme einbindbar ist. D.h. für einen anderen Entwickler oder eine Entwicklung muss es möglich sein, die Bibliothek in deren eigenen Programmen einzubinden und zu nutzen. Der letztendliche Sinn der Bibliothek soll es sein, dass sie ggf. wiederauftretende Probleme im Zusammenhang mit Graphen lösen kann, ohne dass ein Entwickler selbst die Datenstruktur oder die Metrik-Berechnung selbst implementieren muss. [MW17]

3.1.2 Rahmenbedingungen

Durch die Zielformulierung wurde auf einer abstrakten Ebene klar, was die zu erstellende Software können muss. Im folgenden soll geklärt werden, mit welchen Rahmenbedingungen die Klassenbibliothek erstellt werden soll. Es ist wichtig zu betrachten, welche Anwendungsbereiche das finale Produkt hat, wer die Zielgruppe ist und welche Betriebsbedingungen für die Bibliothek herrschen. Zudem müssen die technische Produktumgebung betrachtet und definiert werden. [Bal09]

Bei der Ausmachung des Anwendungsbereiches der Klassenbibliothek kann keine konkrete Räumlichkeit oder professionelle Arbeitsumgebung (wirtschaftlich oder akademisch) angegeben werden. Grundsätzlich ist der Anwendungsbereich dort, wo in einem Programm Graphen und Graphmetriken genutzt werden müssen. Wie bereits in Kapitel 1 erwähnt, ist der Graph und damit die zugehörigen Metriken vielverwendete Abstraktionen für viele Systeme. [Tur04] Damit ist auch der finale Anwendungsbereich einer solchen zugehörigen Bibliothek beliebig.

Da Anwendungsbereich der Klassenbibliothek weit gefasst ist, besteht auch die potenzielle Zielgruppe aus vielen verschiedenen Personengruppen. Was diese Personen aber eint, ist, dass es sich immer um Softwareentwickler oder -entwicklerinnen handelt, da eine Klassenbibliothek immer im Rahmen einer anderen Software verwendet wird. In diesem Zusammenhang sei aber zu erwähnen, dass die zu entwickelnde Bibliothek vor

allem im akademischen Kontext dieser Studienarbeit entsteht. Infolgedessen werden auch die realen Benutzer der Software sich in diesem Kontext bewegen.

Die Betriebsbedingungen der Bibliothek sind grundsätzlich beliebig. Die Ausführung der Programme kann auf jedem Computer geschehen, der die jeweiligen technischen Kriterien erfüllt, die anschließend in der technischen Produktumgebung beschreiben sind.

Die technische Produktumgebung ist folgendermaßen gegeben. Die Klassenbibliothek wird mittels der Programmiersprache „**Java**“ umgesetzt. Das Softwareinkrement selbst wird „gebaut“ mittels des Abhängigkeitsmanagementtools „**Maven**“. Durch Maven wird es auch möglich sein die erstellte Software in andere Projekte einzubinden. Mit der Wahl von Java und Maven wird vorausgesetzt, dass der Endnutzer der Bibliothek die „Java Virtual Machine“ installiert und einsatzbereit hat. Weitere Voraussetzungen sind nicht vorhanden. Die Auswahl von „Java“ ist dadurch begründet, dass die Sprache sehr stark verbreitete und universell ausführbar ist, was u.a. dazu führte, dass es bereits einen großen Satz an Bibliotheken für die Sprache gibt. Das Verwenden von „Maven“ als Abhängigkeitsmanagement- und Build-Tool ist dahingehend sinnvoll, da es einerseits speziell für Java entwickelt ist, andererseits wichtige Eigenschaften in Sachen Testing und Artefaktbereitstellung aufweist. So kann, wie bereits erläutert, die erstellte Bibliothek in anderen Projekten mittels Maven eingebunden werden. [Ull16; Sri11]

3.1.3 Anforderungen an die Graph-Datenstruktur

Nachdem Ziel und Rahmenbedingungen des Softwareproduktes geklärt sind, müssen nun konkrete Anforderungen formuliert werden, die die Klassenbibliothek erfüllen soll. Im ersten Teil der Anforderungen wird bestimmt, welche Eigenschaften die Graph-Datenstruktur haben muss, die anschließend für die Berechnung der Metriken verwendet wird. Bei der Formulierung der Anforderungen wird natürliche Sprache verwendet. Zunächst werden funktionale Anforderungen beschrieben, anschließend nicht funktionale Anforderungen. [Bal09]

Zunächst ist es wichtig, dass einem potenziellen Verwender der Klassenbibliothek möglich gemacht wird, ein Objekt zur Verfügung zu haben, das einen Graphen repräsentiert. Genauer gesagt, muss die Bibliothek einem Programmierer oder einer Programmiererin, die diese verwendet, eine Möglichkeit geben, eine Datenstruktur zu erstellen, die einen Graphen repräsentiert. D.h. es wird eine Struktur geschaffen, die Knoten und Kanten kennt, wobei die Kanten eine Verbindung bzw. Beziehung zwischen Knoten darstellen. Besonders wichtig ist die Implementierung eines simplen und ungerichteten Graphen. Diese Anforderung korrespondiert direkt mit dem ersten Produktziel. Die Graph-Datenstruktur stellt den zentralen Einsprungspunkt dar, um mit der Bibliothek zu arbeiten und muss daher über eine leicht zu verstehende Schnittstelle oder Abstraktion zu erreichen sein. Dies bedeutet genau, dass der Zugriff auf das

jeweilige Graphen-Objekt über eine einheitliche Schnittstelle erfolgt.

Darüber hinaus ist es wichtig neben der reinen Bereitstellung einer Datenstruktur auch zu definieren, welche Aktionen auf diese möglich sind. D.h. die Bibliothek muss es dem Nutzer oder der Nutzerin ermöglichen die Graphdatenstruktur zu benutzen. Zur Benutzung zählen die folgenden Aktionen bzw. Operationen:

- Das Hinzufügen eines Knotens.
- Das Löschen eines Knotens. Hierbei werden auch alle inzidenten Kanten gelöscht.
- Das Hinzufügen einer Kante.
- Das Löschen einer Kante.

Auch diese Anforderung ist essentiell für die Erreichung des ersten Projektzieles. Die jeweiligen Operationen sind Teil der Graph-Schnittstelle, wie sie in der ersten Anforderung beschreiben wurde. Jedes Graph-Objekt kann über die Schnittstelle dementsprechend manipuliert werden.

Ein Graph dient meist zur Repräsentation und Abstraktion eines bestimmten Sachverhaltes [Tur04]. Viele Beispiele dazu konnten z.B. in Kapitel 2 gesehen werden, wobei unter anderem Anwendungen für Metriken besprochen und vorgestellt wurden. Auch die Graphdatenstruktur muss es ermöglichen, dass eine gewünschte Abstraktion dargestellt werden. Die Bibliothek muss es also ermöglichen Knoten und Kanten im Graphen zu „markieren“. Durch die Markierung muss es zudem möglich werden, die Knoten eindeutig zu identifizieren. Diese eindeutige Identifikation dient anschließend auch zur Durchführung der diversen Aktionen, die auf den Graphen möglich sind. Beispielsweise ist das Einfügen einer Kante über die Angabe der jeweiligen Knotenmarkierungen möglich. Die verwendete Markierung soll dabei beliebig sein. Allerdings ist es notwendig, dass Markierungen untereinander vergleichbar sind, damit die Funktionalität des Graphen gewährleistet werden kann.

Neben dem Graphen selbst ist die Ermittlung diverser Metriken einer der Hauptziele der Klassenbibliothek. Um dies zu erreichen, ist es notwendig, dass ein Graph-Objekt es ermöglicht, Informationen über sich preis zu geben. Die Datenstruktur muss dementsprechend dem Nutzer oder der Nutzerin eine Möglichkeit zur Verfügung stellen, auf Informationen des Graphen zuzugreifen. Hierzu zählt das zurückgeben eines bestimmten Knotens, das Ausgeben von adjazenten Knoten und ähnliche Informationsgewinnungsoperationen. Die Eigenschaft die diese Anforderung dem Softwareprodukt verleiht, ist schlussendlich die Bereitstellung sämtlicher nötigen Informationen, die für die Berechnung der Metriken von Bedeutung sind.

Die vorerst letzte funktionale Anforderung an die Graphdatenstruktur hat mit der bereits beschriebenen Eigenschaft zu tun, dass die jeweiligen Graph-Objekte über eine einheitliche Schnittstelle erreichbar sind. Die Klassenbibliothek muss es nämlich explizit ermöglichen, dass der Programmierer oder die Programmiererin verschiedenartige Graphen mit der Bibliothek verwenden kann. D.h. die jeweilige Implementierung der

Datenstruktur muss frei sein, während der Zugriff genormt ist. Infolgedessen ist es möglich verschiedene Implementierungsarten für den Graphen umzusetzen und zu nutzen. Die Bibliothek muss dabei selbst mindestens eine Implementierung bereitstellen. Sie sollte, wenn das möglich ist, mehrere Graphimplementierungen zur Verfügung stellen.

3.1.4 Anforderungen an die Metriken-Berechnung

3.1.5 Nicht funktionale Anforderungen

In den letzten zwei Abschnitten der Studienarbeit wurde erläutert und definiert, welche funktionalen Eigenschaften die Klassenbibliothek haben soll. Im Folgenden wird nun dargelegt, welche nicht funktionalen Eigenschaften die Software haben soll. Hierbei wurde sich an den Merkmalen des Standards ISO/IEC 9126-1 orientiert. [Bal09] Dieser Standard heißt in seiner aktuellsten Fassung ISO/IEC 25010:2011.

Die ersten nicht funktionalen Anforderungen beschäftigen sich mit dem Aspekt der „Usability“. Da es sich um kein Softwareprodukt mit einer Benutzeroberfläche handelt, wird der Aspekt der Usability im Bezug auf die Verwendung der Bibliothek durch einen Entwickler oder eine Entwicklerring betrachtet. Hierbei sind besonders zwei Eigenschaften wichtig und relevant. Im Rahmen der Usability muss die Bibliothek beim Verwenden der Graphdatenstruktur und der Metriken darauf achten, dass der Nutzer oder die Nutzerin das System leicht versteht und gut bedienen kann [Bal09]. Hierfür ist es besonders wichtig, dass darauf geachtet wird, wie Parameter, Felder und Methoden benannt sind. Aber auch die statische Struktur der Bibliothek muss einem logischen Aufbau folgen und konsistent sein. Sowohl die Verständlichkeit als auch die Bedienbarkeit eines Systems können auch auf die klassischen Usability-Eigenschaften übertragen werden, wie sie Jakob Nielsen in „Usability Engineering“ beschreibt [Nie10]. So fördert die Verständlichkeit eines Systems die Erlernbarkeit (*Learnability*) und die Befriedigung (*Satisfaction*). Die gute Bedienbarkeit geht wiederum mit einer erhöhten Benutzungs-Effizienz (*Efficiency*) daher. Neben diesen Usability-Zielen ist es für eine Klassenbibliothek zudem unabdingbar, dass sie möglichst fehlerfrei ist (*Errors*). Ohne diese Eigenschaft ist keine gute Usability zu erreichen, da ein Nutzer oder eine Nutzerin einer Klassenbibliothek davon ausgeht, dass die Programmlogik dieser möglichst fehlerfrei, bzw. vollständig fehlerfrei ist.

Auch die Eigenschaft, dass das Produkt die gewünschten Funktionalitäten bereitstellt, ist eine nicht funktionale Eigenschaft und soll selbstverständlich von der Klassenbibliothek erfüllt werden. Besonders die Eigenschaften der Angemessenheit und Genauigkeit sollen beachtet werden. Angemessenheit beschreibt die Fähigkeit einer Software geeignete Funktionen bereitzustellen, um die spezifizierte Aufgabe zu erledigen. Genauigkeit wiederum sagt aus, wie genau und akkurat die Software die Anforderungen erfüllt.

Für beide Eigenschaften kann definiert werden, dass die Klassenbibliothek sowohl volle Angemessenheit als auch Genauigkeit für den Nutzer oder die Nutzerin liefern muss. Angemessenheit wird erreicht, wenn die formulierten Anforderungen wie beschrieben erfüllt werden. Die Genauigkeit der Software ist gegeben, wenn die jeweiligen Funktionen vollständig korrekt arbeiten.

Nicht nur müssen Funktionalität genau und angemessen bereitgestellt werden, sie müssen auch effizient ausgeführt werden. Besonders zwei Punkte sind dabei bei Computerprogrammen interessant. Das Zeitverhalten und das Verbrauchsverhalten. Beim Verbrauchsverhalten ist u.a. die Auslastung der Ressource Arbeitsspeicher gemeint. Im Rahmen der Studienarbeit soll die Klassenbibliothek möglichst zeit- und ressourcenschonend sein. Allerdings genießen beide Eigenschaften nicht höchste Priorität. Vor allem bei der Berechnung einiger Metriken kann es bei großen Graphen zu längeren Antwortzeiten kommen. Vor allem bei NP-vollständigen Problemen ist die Berechnung unvermeidbar langsam.

Darüber hinaus ist auch die Wartbarkeit eines Systems äußerst wichtig, damit Änderungen und Fehlersuche- und Behebung erleichtert werden. Im Zuge der Wartbarkeit soll besonders die Eigenschaft der Testbarkeit hervorgehoben werden. Die Bibliothek muss eine hohe Testbarkeit aufweisen. D.h. speziell, dass besonders Methoden so konzipiert werden müssen, dass sie testbar sind. Nur so kann die Korrektheit der Algorithmen, die in der Klassenbibliothek Verwendung finden sichergestellt werden. Eine Testabdeckung von 80 Prozent ist dabei verpflichtend. Wünschenswert wäre eine Testabdeckung von 100 Prozent.

Eine weitere nicht funktionale Eigenschaft, die die Bibliothek mitbringen soll, ist die der Anpassbarkeit und Installierbarkeit. Beide Eigenschaften fallen unter den Oberbegriff der Portabilität. Darunter ist zu verstehen, dass die Software anpassbar und variabel in dem Sinne sein muss, als das sich das System gut an verschiedene Umgebungen und Anwendungsszenarien anpassen kann, damit die verwendende Person die Funktionen des Softwareprodukt vielfältig einsetzen kann. Eine gute Installierbarkeit wiederum beschreibt, dass im Rahmen der dokumentierten technischen Voraussetzungen die Software leicht installiert und verwendet werden können muss. Ist die Installierbarkeit nämlich nicht ausreichend gut, ist die Hürde zur Verwendung der Bibliothek zu hoch.

3.1.6 Weitere Anforderungen

3.1.7 Zusammenfassung der Use-Cases

3.2 Analyse zum Entwurf der Graphdatenstruktur

3.3 Entwurf der Klassenbibliothek

3.3.1 Entwurfsumgebung

3.3.2 Statischer Entwurf

3.3.3 Dynamische Aspekte

**3.4 Algorithmik und Implementierung der
Graph-Metriken**

3.5 Testung der Klassenbibliothek

3.6 Überprüfung der nicht funktionalen Anforderungen

4 Die Ähnlichkeit von Graphen

4.1 Definition von Ähnlichkeitsmaßen

4.2 Beispielhafte Anwendung der Ähnlichkeitsmaße

4.3 Bewertung des Ähnlichkeitsmaßes

5 Graphmetriken in Anwendung

6 Fazit und Zusammenfassung

6.1 Zusammenfassung der Ergebnisse

6.2 Fazit

Glossar

Literatur

- [Aig15] Martin Aigner. *Graphentheorie: eine Einführung aus dem 4-Farben Problem*. 2., überarbeitete Auflage. Springer Studium Mathematik Bachelor. OCLC: 927721160. Wiesbaden: Springer Spektrum, 2015. 196 S. ISBN: 978-3-658-10322-4 978-3-658-10323-1.
- [Alo88] N. Alon. "The linear arboricity of graphs". In: *Israel Journal of Mathematics* 62.3 (Okt. 1988), S. 311–325. ISSN: 0021-2172, 1565-8511. DOI: 10.1007/BF02783300. URL: <http://link.springer.com/10.1007/BF02783300>.
- [And77] Lars Dovling Andersen. "On edge-colorings of graphs." In: *MATHEMATICA SCANDINAVICA* 40 (1. Dez. 1977), S. 161. ISSN: 1903-1807, 0025-5521. DOI: 10.7146/math.scand.a-11685. URL: <http://www.mscaand.dk/article/view/11685> (besucht am 24. 10. 2020).
- [Bal09] Helmut Balzert. *Lehrbuch der Softwaretechnik: Basiskonzepte und Requirements-Engineering*. 3. Aufl. Lehrbücher der Informatik. OCLC: 488675080. Heidelberg: Spektrum, Akad. Verl, 2009. 624 S. ISBN: 978-3-8274-1705-3.
- [Bal97] V. K. Balakrishnan. *Schaum's outline of theory and problems of graph theory*. Schaum's outline series. New York: McGraw-Hill, 1997. 293 S. ISBN: 978-0-07-005489-9.
- [Bha19] Jatin Bhasin. *Graph Analytics — Introduction and Concepts of Centrality*. Medium. 19. Aug. 2019. URL: <https://towardsdatascience.com/graph-analytics-introduction-and-concepts-of-centrality-8f5543b55de3> (besucht am 26. 01. 2021).
- [BK79] Frank Bernhart und Paul C Kainen. "The book thickness of a graph". In: *Journal of Combinatorial Theory, Series B* 27.3 (Dez. 1979), S. 320–331. ISSN: 00958956. DOI: 10.1016/0095-8956(79)90021-2. URL: <https://linkinghub.elsevier.com/retrieve/pii/0095895679900212> (besucht am 24. 10. 2020).
- [BL11] Helmut Balzert und Peter Liggesmeyer. *Lehrbuch der Softwaretechnik. 2: Entwurf, Implementierung, Installation und Betrieb*. 3. Aufl. Lehrbücher der Informatik. OCLC: 750951360. Heidelberg: Spektrum, Akad. Verl, 2011. 596 S. ISBN: 978-3-8274-1706-0.

- [Bla03] Robin Leigh Blankenship. “Book embeddings of graphs”. Diss. Louisiana State University, 2003. URL: https://digitalcommons.lsu.edu/gradschool_dissertations/3734?utm_source=digitalcommons.lsu.edu%2Fgradschool_dissertations%2F3734&utm_medium=PDF&https://digitalcommons.lsu.edu/gradschool_dissertations/3734/utm_campaign=PDFCoverPages.
- [BP15] Anand Bihari und Manoj Pandia. “Eigenvector centrality and its application in research professionals’ relationship network”. In: *2015 1st International Conference on Futuristic Trends in Computational Analysis and Knowledge Management, ABLAZE 2015*. 2015. DOI: 10.1109/ABLAZE.2015.7154915.
- [BP98] Sergey Brin und Lawrence Page. *The Anatomy of a Large-Scale Hypertextual Web Search Engine*. 1998. URL: <http://infolab.stanford.edu/~backrub/google.html> (besucht am 28.01.2021).
- [Bra01] Ulrik Brandes. “A faster algorithm for betweenness centrality*”. In: *The Journal of Mathematical Sociology* 25.2 (Juni 2001), S. 163–177. ISSN: 0022-250X, 1545-5874. DOI: 10.1080/0022250X.2001.9990249. URL: <http://www.tandfonline.com/doi/abs/10.1080/0022250X.2001.9990249> (besucht am 26.01.2021).
- [Chv06] V. Chvátal. “Tough graphs and hamiltonian circuits”. In: *Discrete Mathematics* 306.10 (Mai 2006), S. 910–917. ISSN: 0012365X. DOI: 10.1016/j.disc.2006.03.011. URL: <https://linkinghub.elsevier.com/retrieve/pii/S0012365X06001397> (besucht am 09.12.2020).
- [CKL10] Marek Cygan, Łukasz Kowalik und Borut Lužar. “A Planar Linear Arboricity Conjecture”. In: *Algorithms and Complexity*. Hrsg. von Tiziana Calamoneri und Josep Diaz. Bd. 6078. Series Title: Lecture Notes in Computer Science. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2010, S. 204–216. ISBN: 978-3-642-13072-4 978-3-642-13073-1. DOI: 10.1007/978-3-642-13073-1_19. URL: http://link.springer.com/10.1007/978-3-642-13073-1_19 (besucht am 22.01.2021).
- [CLR87] Fan R. K. Chung, Frank Thomson Leighton und Arnold L. Rosenberg. “Embedding Graphs in Books: A Layout Problem with Applications to VLSI Design”. In: *SIAM Journal on Algebraic Discrete Methods* 8.1 (Jan. 1987), S. 33–58. ISSN: 0196-5212, 2168-345X. DOI: 10.1137/0608002. URL: <https://epubs.siam.org/doi/10.1137/0608002> (besucht am 29.01.2021).
- [Coh+14] Edith Cohen u. a. “Computing Classic Closeness Centrality, at Scale”. In: *Proceedings of the Second ACM Conference on Online Social Networks*. COSN ’14. event-place: Dublin, Ireland. New York, NY, USA: Association for Computing Machinery, 2014, S. 37–50. ISBN: 978-1-4503-3198-2. DOI:

10.1145/2660460.2660465. URL: <https://doi.org/10.1145/2660460.2660465>.

- [Cun85] William H. Cunningham. "Optimal Attack and Reinforcement of a Network". In: *J. ACM* 32.3 (Juli 1985). Place: New York, NY, USA Publisher: Association for Computing Machinery, S. 549–561. ISSN: 0004-5411. DOI: 10.1145/3828.3829. URL: <https://doi.org/10.1145/3828.3829>.
- [Die00] Reinhard Diestel. *Graphentheorie*. 2., neu bearb. und erw. Aufl. Springer-Lehrbuch. OCLC: 247312585. Berlin: Springer, 2000. 314 S. ISBN: 978-3-540-67656-0.
- [EK13] W. Ellens und R. E. Kooij. *Graph measures and network robustness*. eprint: 1311.5064. 2013.
- [Eve12] Shimon Even. *Graph algorithms*. Unter Mitarb. von Guy Even. 2nd ed. Cambridge, NY: Cambridge University Press, 2012. 189 S. ISBN: 978-0-521-51718-8 978-0-521-73653-4.
- [Fre78] Linton C. Freeman. "Centrality in social networks conceptual clarification". In: *Social Networks* 1.3 (1978), S. 215–239. ISSN: 0378-8733. DOI: [https://doi.org/10.1016/0378-8733\(78\)90021-7](https://doi.org/10.1016/0378-8733(78)90021-7). URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0378873378900217>.
- [GIT14] GITTA. *Durchmesser eines Graphen*. Durchmesser eines Graphen. 2014. URL: https://www.gitta.info/Accessibiliti/de/html/StructPropNetw_learningObject2.html (besucht am 18.11.2020).
- [GW92] Harold N. Gabow und Herbert H. Westermann. "Forests, frames, and games: Algorithms for matroid sums and applications". In: *Algorithmica* 7.1 (Juni 1992), S. 465–497. ISSN: 0178-4617, 1432-0541. DOI: 10.1007/BF01758774. URL: <http://link.springer.com/10.1007/BF01758774> (besucht am 21.01.2021).
- [GY04] Jonathan L. Gross und Jay Yellen, Hrsg. *Handbook of graph theory*. Discrete mathematics and its applications. Boca Raton: CRC Press, 2004. 1167 S. ISBN: 978-1-58488-090-5.
- [Har01] Frank Harary. *Graph theory*. 15. print. OCLC: 248770458. Cambridge, Mass: Perseus Books, 2001. 274 S. ISBN: 978-0-201-41033-4.
- [IEE98] IEEE. "IEEE Recommended Practice for Software Requirements Specifications". In: *IEEE Std 830-1998* (1998), S. 1–40. DOI: 10.1109/IEEESTD.1998.88286.
- [Jun13] Dieter Jungnickel. *Graphs, networks and algorithms*. 4th ed. Algorithms and computation in mathematics 5. OCLC: 821566132. Berlin: Springer, 2013. 675 S. ISBN: 978-3-642-32278-5 978-3-642-32277-8.

- [Kai90] Paul Kainen. "The book thickness of a graph, II". In: *Congressus Numerantium* 71 (1990), S. 127–132.
- [Kar96] Richard M. Karp. "Reducibility among combinatorial problems". In: *INFORMS Journal on Computing* 8.4 (1996), S. 344–354.
- [Kne19] Helmut Knebl. *Algorithmen und Datenstrukturen: Grundlagen und probabilistische Methoden für den Entwurf und die Analyse*. OCLC: 1123167896. 2019. ISBN: 978-3-658-26511-3.
- [Lov12] László Lovász. *Large networks and graph limits*. American Mathematical Society colloquium publications volume 60. Providence, Rhode Island: American Mathematical Society, 2012. 475 S. ISBN: 978-0-8218-9085-1.
- [Mat20a] Matlab. *Directed and Undirected Graphs - MATLAB & Simulink - MathWorks Deutschland*. Directed and Undirected Graphs. 2020. URL: <https://de.mathworks.com/help/matlab/math/directed-and-undirected-graphs.html> (besucht am 10.11.2020).
- [Mat20b] Matlab. *Graph and Network Algorithms*. Graph and Network Algorithms. 2020. URL: https://de.mathworks.com/help/matlab/graph-and-network-algorithms.html?searchHighlight=graph&s_tid=srchtitle (besucht am 12.01.2021).
- [Mat20c] Matlab. *Measure node importance*. centrality. 2020. URL: <https://de.mathworks.com/help/matlab/ref/graph centrality.html#bu86660> (besucht am 26.01.2021).
- [Mat20d] Matlab. *Shortest path distances of all node pairs*. Distances. 2020. URL: <https://de.mathworks.com/help/matlab/ref/graph.distances.html> (besucht am 18.11.2020).
- [Mat87] D. W. Matula. "Determining edge connectivity in $O(nm)$ ". In: *28th Annual Symposium on Foundations of Computer Science (sfcs 1987)*. ISSN: 0272-5428. Okt. 1987, S. 249–251. DOI: 10.1109/SFCS.1987.19.
- [Meg15] Natarajan Meghanathan. "Use of Eigenvector Centrality to Detect Graph Isomorphism". In: *Computer Science & Information Technology* 5 (2015). DOI: 10.5121/csit.2015.51501.
- [MW17] Heinrich Müller und Frank Weichert. *Vorkurs Informatik: der Einstieg ins Informatikstudium*. 5., erweiterte und überarbeitete Auflage. Lehrbuch. OCLC: 993704399. Wiesbaden: Springer Vieweg, 2017. 392 S. ISBN: 978-3-658-16140-8 978-3-658-16141-5.

- [Nas61] C. St.J. A. Nash-Williams. "Edge-Disjoint Spanning Trees of Finite Graphs". In: *Journal of the London Mathematical Society* s1-36.1 (1961), S. 445–450. ISSN: 00246107. DOI: 10.1112/jlms/s1-36.1.445. URL: <http://doi.wiley.com/10.1112/jlms/s1-36.1.445> (besucht am 21.01.2021).
- [neo20a] neo4j. *Betweenness Centrality - Centrality algorithms*. Graph Data Science. 2020. URL: <https://neo4j.com/docs/graph-data-science/current/algorithms/betweenness-centrality/> (besucht am 27.01.2021).
- [neo20b] neo4j. *Closeness Centrality - Centrality algorithms*. Graph Data Science. 2020. URL: <https://neo4j.com/docs/graph-data-science/current/algorithms/closeness-centrality/> (besucht am 27.01.2021).
- [neo20c] neo4j. *Eigenvector Centrality - Centrality algorithms*. Graph Data Science. 2020. URL: <https://neo4j.com/docs/graph-data-science/current/algorithms/eigenvector-centrality/> (besucht am 27.01.2021).
- [Nie10] Jakob Nielsen. *Usability engineering*. Nachdr. OCLC: 760142137. Amsterdam: Kaufmann, 2010. 362 S. ISBN: 978-0-12-518406-9.
- [Ora17] Oracle. *PageRank and variants*. Oracle PGX 2.4.0 Documentation. 2017. URL: https://docs.oracle.com/cd/E56133_01/2.4.0/reference/algorithms/pagerank.html (besucht am 28.01.2021).
- [Pér84] B. Péroche. "NP-completeness of some problems of partitioning and covering in graphs". In: *Discrete Applied Mathematics* 8.2 (Mai 1984), S. 195–208. ISSN: 0166218X. DOI: 10.1016/0166-218X(84)90101-X. URL: <https://linkinghub.elsevier.com/retrieve/pii/0166218X8490101X> (besucht am 22.01.2021).
- [Pla83] Michael J. Plantholt. "The chromatic index of graphs with large maximum degree". In: *Discrete Mathematics* 47 (1983), S. 91–96. ISSN: 0012365X. DOI: 10.1016/0012-365X(83)90074-2. URL: <https://linkinghub.elsevier.com/retrieve/pii/0012365X83900742> (besucht am 17.01.2021).
- [Res15] Wolfram Research. *FindClique*. Publisher: Wolfram Research. 2015. URL: <https://reference.wolfram.com/language/ref/FindClique.html> (besucht am 29.01.2021).
- [Sag] SageMath. *Generic graphs (common to directed/undirected) — Sage 9.2 Reference Manual: Graph Theory*. Sage Math Reference Manual. URL: https://doc.sagemath.org/html/en/reference/graphs/sage/graphs/generic_graph.html (besucht am 10.11.2020).
- [Sag20a] SageMath. *Graph coloring*. 2020. URL: https://doc.sagemath.org/html/en/reference/graphs/sage/graphs/graph_coloring.html (besucht am 14.01.2021).

- [Sag20b] SageMath. *Graph Theory*. Sage Math Reference Manual. 2020. URL: <https://doc.sagemath.org/html/en/reference/graphs/index.html> (besucht am 25.10.2020).
- [Sar+13] Ahmet Erdem Sariyuce u. a. "Incremental algorithms for closeness centrality". In: 2013, S. 487–492. DOI: 10.1109/BigData.2013.6691611.
- [Sri11] Srirangan. *Apache Maven 3 cookbook: over 50 recipes towards optimal Java software engineering with Maven 3*. Quick answers to common problems. OCLC: 838117329. Birmingham: Packt Publ, 2011. 208 S. ISBN: 978-1-84951-244-2 978-1-84951-245-9.
- [SU11] Edward R. Scheinerman und Daniel H. Ullman. *Fractional graph theory: a rational approach to the theory of graphs*. Dover books on mathematics. OCLC: ocn721885660. Minola, N.Y: Dover Publications, 2011. 211 S. ISBN: 978-0-486-48593-5.
- [Tit19] Peter Tittmann. *Graphentheorie: Eine anwendungsorientierte Einführung*. 3., aktualisierte Auflage. München: Hanser, Carl, 2019. 168 S. ISBN: 978-3-446-46052-2 978-3-446-46503-9.
- [Tru93] V. A. Trubin. "Strenght of a graph and packing of trees and branchings". In: *Cybernetics and Systems Analysis* (1993).
- [Tur04] Volker Turau. *Algorithmische Graphentheorie*. Oldenbourg Wissenschaftsverlag, 1. Jan. 2004. ISBN: 978-3-486-59377-8. DOI: 10.1524/9783486593778. URL: <https://www.degruyter.com/view/title/310250> (besucht am 24.10.2020).
- [Ull16] Christian Ullenboom. *Java ist auch eine Insel: Einführung, Ausbildung, Praxis*. 12., aktualisierte und überarbeitete Auflage. Rheinwerk Computing Standardwerk. OCLC: 934810648. Bonn: Rheinwerk Verlag GmbH, 2016. 1312 S. ISBN: 978-3-8362-4119-9 978-3-8362-4121-2.
- [Vöc+08] Berthold Vöcking u. a., Hrsg. *Taschenbuch der Algorithmen*. eXamen.press. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2008. ISBN: 978-3-540-76393-2 978-3-540-76394-9. DOI: 10.1007/978-3-540-76394-9. URL: <http://link.springer.com/10.1007/978-3-540-76394-9> (besucht am 06.12.2020).
- [Weia] Eric W. Weisstein. *Arboricity*. Publisher: Wolfram Research, Inc. URL: <https://mathworld.wolfram.com/Arboricity.html> (besucht am 20.01.2021).
- [Weib] Eric W. Weisstein. *Chromatic Number*. Publisher: Wolfram Research, Inc. URL: <https://mathworld.wolfram.com/ChromaticNumber.html> (besucht am 15.01.2021).

- [Weic] Eric W. Weisstein. *Fractional Edge Chromatic Number*. Publisher: Wolfram Research, Inc. URL: <https://mathworld.wolfram.com/FractionalEdgeChromaticNumber.html> (besucht am 03. 02. 2021).
- [Weid] Eric W. Weisstein. *Independence Number*. Publisher: Wolfram Research, Inc. URL: <https://mathworld.wolfram.com/IndependenceNumber.html> (besucht am 29. 01. 2021).
- [Weie] Eric W. Weisstein. *Maximum Independent Vertex Set*. Publisher: Wolfram Research, Inc. URL: <https://mathworld.wolfram.com/MaximumIndependentVertexSet.html> (besucht am 29. 01. 2021).
- [Wol20a] Wolfram. *Graph Measures & Metrics*. Wolfram Language Documentation. 2020. URL: <https://reference.wolfram.com/language/guide/GraphMeasures.html> (besucht am 25. 10. 2020).
- [Wol20b] Wolfram. *Wolfram Function Repository*. 2020. URL: <https://resources.wolframcloud.com/FunctionRepository/> (besucht am 14. 01. 2021).
- [Wol20c] Wolfram. *Wolfram Language & System Documentation Center*. Documentation Center. 2020. URL: <https://reference.wolfram.com/language/> (besucht am 06. 12. 2020).
- [XN17] Mingyu Xiao und Hiroshi Nagamochi. "Exact algorithms for maximum independent set". In: *Information and Computation* 255 (2017), S. 126–146. ISSN: 0890-5401. DOI: <https://doi.org/10.1016/j.ic.2017.06.001>. URL: <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0890540117300950>.