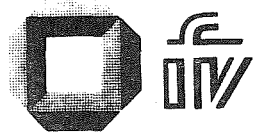


Dr.-Ing. Klaus Möller
Signalgruppenorientiertes Modell
zur Optimierung von
Festzeitprogrammen an
Einzelknotenpunkten

INSTITUT FÜR VERKEHRSWESEN
UNIVERSITÄT (TH) KARLSRUHE
PROFESSOR DR.-ING. W. LEUTZBACH



Schriftenreihe Heft 37/87 ISSN 0341-5503

VORWORT

Die vorliegende Dissertation entstand im Rahmen der Institutsforschung während meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Angestellter am Institut für Verkehrswesen der Universität (TH) Karlsruhe.

Für die Übernahme des Referates und die intensive Betreuung danke ich Herrn Professor Dr.-Ing. Rainer Wiedemann, der mir sehr wesentliche Hinweise gab, um die Arbeit wissenschaftlich exakt und möglichst gut verständlich zu gestalten. Mein Dank gilt ebenfalls Herrn Professor Richard E. Allsop, der trotz der zeitweise ungünstigen Rahmenbedingungen das Korreferat übernahm und durch wertvolle Anregungen zum Gelingen der Arbeit beitrug.

Auch für die Unterstützung auf dem technischen Sektor bedanke ich mich herzlich: Bei Frau Rosi Lauber für die Schreibaarbeiten, bei Fräulein Blum für die Zeichenarbeit und bei Herrn Emil Huber für die Programmierarbeiten.

Mein Dank geht außerdem an alle Kollegen und Kolleginnen am Institut, die durch ihre stetige Diskussionsbereitschaft über fachliche und persönliche Dinge ein unvergleichliches Klima geschaffen haben.

Ganz besonders aber danke ich meiner Familie, die mich auf ihre Art unterstützt hat und mir den Freiraum schaffte, diese Arbeit gut zum Abschluß zu bringen.

Klaus Möller

KURZFASSUNG

MÖLLER, K.:

Signalgruppenorientiertes Modell zur Optimierung von
Festzeitprogrammen an Einzelknotenpunkten.

128 Seiten, 51 Abbildungen, 17 Tabellen, Anhang

Das Problem der Berechnung von optimalen Festzeit-signalprogrammen an Einzelknotenpunkten wird analysiert und in zwei Schritte zerlegt. Im ersten Schritt wird ein Entwurfsproblem gelöst, bei dem durch die Bestimmung der Phaseneinteilung und Phasenfolge die Signalprogrammstruktur festgelegt wird. Der beschriebene Lösungsansatz baut auf früheren Arbeiten zur Ermittlung der Gesamtmenge aller möglichen Signalprogrammstrukturen auf und gibt Kriterien zur Auswahl geeigneter Strukturen an. Im zweiten Schritt entsteht ein Optimierungsproblem, bei dem nach einem vorgegebenen Kriterium die Umlaufzeit und die Freigabezeiten für jede Signalgruppe zu berechnen sind. Die Lösung erfolgt durch eine graphentheoretische Problemformulierung, mit der wesentliche Nebenbedingungen aufgebaut werden. Der gewählte signalgruppenorientierte Ansatz erlaubt neben der Einbeziehung zeitdauerbezogener Nebenbedingungen wie z.B. der Mindestfreigabezeiten auch die Berücksichtigung beliebiger zeitpunktbezogener Vorgaben wie z.B. der erforderlichen Zwischenzeiten oder knotenpunktinterner Versatzzeiten. Phasenübergänge stellen hierbei das Ergebnis und nicht den Ausgangspunkt der Optimierung dar. Ein möglicher Ansatz zur Anwendung des Modells auf koordinierte Knotenpunkte wird gezeigt. Die resultierenden Optimierungsprobleme sind mit Verfahren der linearen oder konvexen Optimierung zu lösen.

SUMMARY

MÖLLER, K.:

Signal group based model for calculating optimum fixed-time signal programs at isolated intersections.

128 pages, 51 illustrations, 17 tables, appendix

The problem of calculating optimum fixed-time signal programs is divided up into two parts. First a design problem has to be solved in determining the signal program structure which is given by the stage sequence chosen. Previous work on this topic is used to determine the set of all possible signal program structures and criteria are given to select appropriate structures within this set. Second an optimisation problem has to be solved in calculating the cycle time and the green time for each signal group. The constraints for this problem are derived by means of elements of graph theory. The signal group based approach allows the integration of any constraint concerning a time interval between two events within the signal program; for example minimum green times as well as clearance times or offsets within the same intersection. Stage change intervals need not be determined beforehand. A possible way to apply the model to coordinated intersection is described. The resulting optimisation problems can be solved by standard algorithms of linear and convex optimisation respectively.

RESUME

MÖLLER, K.:

Optimisation des plans de feux fixes aux carrefours isolés sur la base des groupes de signaux.

128 pages, 51 illustrations, 17 tableaux, supplément

Le problème de la calculation des plans de feux fixes optimisés est partagé en deux étapes. Premièrement, un problème d'affectation et d'ordre est résolu ou la structure du plan de feux est déterminé à partir de la suite des phases. L'approche présentée est basée sur des travaux ultérieurs pour la détermination de la quantité des toutes les structures possibles; elle offre des critères pour le choix d'une structure appropriée. Deuxièmement, un problème d'optimisation doit être résolu ou la durée du cycle et la répartition du vert sont déterminés avec des éléments de la théorie de graphes. L'approche se base sur la considération des groupes de signaux; pour cette raison chaque contrainte concernant un interval du temps entre deux points dans le plan de feux peut être intégrée: Par exemple les temps du vert minimum ou des décalages internes au carrefour considéré. La possibilité d'appliquer le modèle aux feux coordonnés est décrite. Les problèmes d'optimisation peuvent être résolus par des algorithmes pour l'optimisation linéaire resp. convexe.

Inhaltsverzeichnis

	Seite
1. Einführung	1
2. Untersuchungsgegenstand	6
2.1 Beschreibung der Problemstellung	6
2.2 Unterschiedliche Lösungsansätze	12
2.3 Darstellung bisheriger Arbeiten	14
2.4 Aufbau der vorliegenden Arbeit	19
3. Darstellung des Verfahrens AKF nach GLEUE (1972)	21
3.1 Verfahrensablauf	21
3.2 Anwendung	25
3.2.1 Vorgabe des Beispiels	25
3.2.2 Berechnung des Beispiels	26
3.2.3 Ansatzpunkte für ein neues Konzept	31
3.3 Graphentheoretische Interpretation	42
3.4 Schlußfolgerungen	52
4. Signalgruppenorientiertes Modell zur Berechnung der Dauer der Umlaufzeit und der Freigabezeiten	53
4.1 Begriffsbestimmungen	53
4.2 Formulierung des signalgruppenorientierten Modelles	65
4.3 Formulierung der Optimierungsprobleme	72
4.3.1 Optimierungskriterium "Mindestens erforderliche Umlaufzeit"	72
4.3.2 Optimierungskriterium "Maximale Leistungsfähigkeit"	73
4.4 Verteilung der Pufferzeiten	76
4.4.1 Algorithmische Darstellung	76
4.4.2 Beispiel	80

4.5 Erweiterungen des Modells	88
5. Signalgruppenorientiertes Modell unter Einbeziehung der Schaltzeitpunkte der Freigabezeiten	91
5.1 Grundüberlegungen	91
5.2 Zusätzliche zeitpunktbezogene Nebenbedingungen	94
5.3 Beispiel für knotenpunktinterne Versatzzeiten: Kreisverkehr	96
6. Ermittlung der Signalprogrammstrukturen	102
6.1 Zielsetzung	103
6.2 Vorarbeiten	105
6.3 Weiterverarbeitung von maximalen Cliquenfolgen	106
6.3.1 Reduzierung der Cliquenfolgen	106
6.3.2 Bildung der Kernsequenz	107
6.3.3 Berechnung des charakteristischen Schlüssels	109
6.4 Kriterien für die Auswahl günstiger Signalprogrammstrukturen	113
7. Integration des Modelles in ein EDV-Programm	116
7.1 Programmcharakteristika	117
7.2 Programmstruktur	118
7.2.1 Modulbeschreibung "Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"	119
7.2.2 Modulbeschreibung "Berechnung des Signalprogramms"	121
8. Zusammenfassung	123

Literaturverzeichnis

Verzeichnis der Abbildungen und Tabellen

Anhang

1. EINFÜHRUNG

Innerhalb des Bereiches der Steuerung des Straßenverkehrs nimmt die Optimierung der Lichtsignalsteuerung an Einzelknoten, in Straßenzügen oder in ganzen Netzen einen wichtigen Platz ein. Eine Unterteilung der Lichtsignalsteuerungsverfahren in drei Gruppen erfolgt in den Richtlinien für Lichtsignalanlagen (RiLSA (1981)) in Abhängigkeit von den Freiheitsgraden in den Signalprogrammelementen. Danach gibt es makroskopische Steuerungsverfahren, bei denen alle Elemente der Signalprogramme festgelegt sind und die im folgenden Festzeitsignalprogramme genannt werden; der Einsatz dieser Programme kann zeitplan- oder verkehrabhängig erfolgen. Daneben existieren makroskopische Verfahren mit mikroskopischen Anpassungen (z.B. mit Freigabezeitanpassung) und die eigentlichen mikroskopischen Verfahren. Die Forschung über Probleme aus dem Bereich der mikroskopischen Verfahren nimmt naturgemäß einen breiten Raum ein, da sich durch die Weiterentwicklung der Gerätetechnik (z.B. Einsatz von Mikroprozessoren) ständig neue Möglichkeiten der Verfeinerung durch Flexibilisierung der Steuerungsverfahren eröffnet haben.

Trotzdem bleibt auch die Forschung in dem Bereich der Festzeitsignalprogramme unter folgenden Aspekten weiterhin wichtig. Erstens werden in einer Vielzahl von Städten immer noch Festzeitsignalprogramme tageszeitabhängig oder auch verkehrslageabhängig geschaltet. Zweitens stellen Festzeitsignalprogramme die Basis für Koordinierungen dar, wobei diese Programme teilweise bei der Vorgabe in Form von Rahmenprogrammen durch Maßnahmen wie die Verschiebung von Freigabezeitbeginn oder Freigabezeitende verkehrabhängig modifiziert werden können. Drittens tendiert eine verkehrabhängige Steuerung bei hohen Verkehrsbelastungen oft zu einem scheinbaren Festzeitsignalprogramm.

Aufgrund dieser weiterhin großen Bedeutung der Festzeitsignalprogramme ist es sinnvoll, die elektronische Datenverarbeitung zur Unterstützung von planerischen Tätigkeiten in diesem Bereich einzusetzen. Die Unterstützung bei der Erstellung eines Festzeitsignalprogrammes (s. Abb. 1-1) kann durch EDV-Programme erfolgen, für deren Entwicklung der Arbeitsablauf strukturiert werden muß.

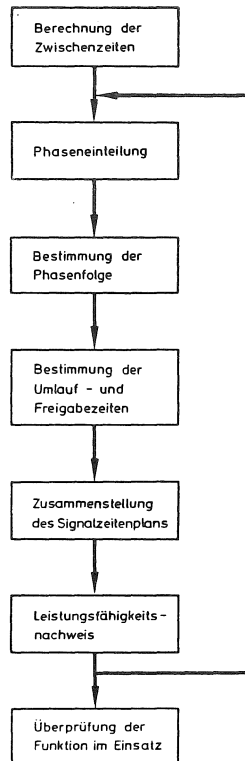


Abb. 1-1: Arbeitsablauf bei der Erstellung eines Festzeitsignalprogramms

Durch die Strukturierung erfolgt die Aufteilung des gesamten Arbeitsablaufs in einzelne Schritte, bei denen die benötigten Eingangsdaten, der Verarbeitungsprozeß und das Ergebnis beschrieben werden. Diese Beschreibung stellt die Grundlage für die Durchführung der Schritte in Zusammenarbeit mit dem Rechner dar. Der bisher vom Planer manuell durchgeführte Verarbeitungsprozeß läßt sich allerdings nur bis zu einem gewissen Grad für die Entwicklung eines EDV-Programms formalisieren.

Der nicht exakt zu formalisierende Bereich, der für den Bearbeiter bei der bisherigen manuellen Erstellung einen notwendigen Entscheidungsspielraum (z.B. Auswahl einer bestimmten Phaseinteilung und Phasenfolge) darstellt, muß bereits bei der Konzeption eines EDV-Programmes berücksichtigt werden. Andererseits gibt es sehr arbeitszeitaufwendige Aufgaben innerhalb der Schritte (z.B. Bestimmung aller möglichen Phaseinteilungen und Phasenfolgen), die sehr gut formalisiert werden können und deshalb optimale Voraussetzungen für die Übernahme durch ein EDV-Programm bieten. Das EDV-Programm übernimmt in diesem Fall die Funktion, dem Bearbeiter anhand von ihm vorzugebender Kriterien Alternativen vorzuschlagen und die vom Bearbeiter gewählten Alternativen durchzurechnen.

Bereits einige Forschungsarbeiten auf dem Gebiet der Lichtsignalsteuerung beschäftigten sich mit der Festlegung der Optimierungskriterien; neben der Optimierung verkehrstechnischer Kenngrößen wie der Minimierung des durchschnittlichen Zeitverlustes oder der Maximierung der Leistungsfähigkeit werden auch die abgeleiteten Kriterien wie die Minimierung des Kraftstoffverbrauchs oder der Schadstoffemission in die Betrachtung miteinbezogen. Die Festlegung der Kriterien ergibt jedoch nur dann einen Sinn, wenn das zugrundeliegende Problem entsprechend als Optimierungsproblem formuliert und gelöst werden kann. Als Beispiel für den angesprochenen Be-

reich der Festzeitsignalprogramme seien die Programmpakete SIGCAP bzw. SIGSET von ALLSOP genannt (1975 bzw. 1981), mit denen Festzeitsignalprogramme unter den Optimierungskriterien "Maximale Leistungsfähigkeit" bzw. "Minimierung des durchschnittlichen Zeitverlustes" erstellt werden können; die Programme benötigen allerdings als Eingabe feste Phasenübergänge und optimieren die Phasendauern (phasenorientiertes Modell). Werden keine festen Phasenübergänge - deren Optimierung selbst ein besonderes Problem darstellt - verwendet, so begibt man sich auf die Ebene der Beziehungen der Signalgruppen untereinander.

Ein derartig formuliertes signalgruppenorientiertes Modell schafft den Freiraum zur Berücksichtigung von weiteren zeitpunktbezogenen Nebenbedingungen wie z.B. Koordinierung der Fußgängerströme, knotenpunktinterne Versatzzeiten o.ä. In dem resultierenden Signalprogramm können natürlich auch Phasen und Phasenübergänge identifiziert werden, um eine Phasensteuerung zu realisieren. Die Güte der Lösung eines mit dem signalgruppenorientierten Modell formulierten Optimierungsproblems hängt stark von der Güte der Eingabedaten ab; ein Optimierungsmodell, das als EDV-Programm dem Bearbeiter bei der Erstellung alternativer Signalprogramme einen hohen Teil des Berechnungsaufwandes abnimmt, erleichtert natürlich eine Sensitivitätsanalyse. Zum einen kann der Einfluß der Schwankungsbreite der Eingabedaten wie der Strombelastungen oder der Sättigungsverkehrsstärken, zum anderen der Einfluß unterschiedlicher Optimierungskriterien auf die Struktur des Festzeitsignalprogramms und die berechneten Werte getestet werden.

Betrachtet man die Arbeitsschritte nach der Berechnung der Zwischenzeiten im einzelnen (s. Abb. 1-1), so stellt die Ermittlung aller möglichen Phaseneinteilungen und Phasenfolgen ein kombinatorisches Problem dar, für das weitgehend Lösungsansätze vorhanden sind

(STOFFERS (1968), TULLY (1976)). Ein wesentliches Problem stellt jedoch die Formalisierung von Kriterien zur Auswahl günstiger, oder sinnvoller Phaseinteilungen und Phasenfolgen dar; in der Arbeit werden Lösungen für einige übliche Kriterien dargestellt. Die Berechnung von Umlaufzeit und Freigabezeiten unter der Vorgabe von Phaseinteilung und Phasenfolge wird auf der Grundlage eines neu erstellten signalgruppenorientierten Modelles als Optimierungsproblem formuliert. In dem Arbeitsschritt "Zusammenstellung des Signalzeitenplans" werden die berechneten absoluten Freigabezeitdauern in Schaltzeitpunkte umgesetzt und hierbei Freigabezeiten ggf. gekürzt oder verlängert; eine Erweiterung des signalgruppenorientierten Modelles schließt die Bestimmung der Schaltzeitpunkte für Freigabezeitanzug und Freigabezeitende jeder Signalgruppe in einem optimalen Festzeitsignalprogramm mit ein, wobei die Verlängerung der Freigabezeiten bis an die erforderlichen Zwischenzeiten heran mit einem eigens formulierten Algorithmus durchgeführt wird. Der anschließende "Leistungsfähigkeitsnachweis" beinhaltet die Berechnung von Kenngrößen, die entweder in den formulierten Optimierungsproblemen bereits in Form von Nebenbedingungen berücksichtigt oder nach Abschluß des Erstellungsprozesses mit den endgültigen Werten des Signalprogramms berechnet werden.

2. UNTERSUCHUNGSGEGENSTAND

2.1 Beschreibung der Problemstellung

Bei der folgenden Problembeschreibung werden, soweit möglich, die Begriffsbestimmungen der Forschungsgesellschaft für Straßen- und Verkehrswesen (FGSV) (s. Anhang A3) und die in den RiLSA (1981) verwendeten Ausdrücke benutzt.

Gegeben ist ein Lichtsignalgesteuerter Knotenpunkt mit fester Knotenpunktgeometrie; die in einer Zufahrt ankommenden Fahrzeuge werden entsprechend ihrer Fahrtrichtung unterschiedlichen Fahrzeugströmen zugeordnet. Die Fahrspuren jeder Zufahrt sind den unterschiedlichen Fahrzeugströmen fest zugeordnet; jede Fahrspur wird durch eine bestimmte Menge von Signalen gesteuert. Eine Signalgruppe stellt die Menge von Signalen dar, die zu jedem Zeitpunkt übereinstimmen (Begriffsbestimmung der Forschungsgesellschaft für Straßen- und Verkehrswesen e.V.); damit erhalten die durch die Signale einer Signalgruppe gesteuerten Fahrspuren und somit die ihnen zugeordneten Fahrzeugströme gleichzeitig Freigabezeit. Ebenfalls festgelegt sind die zu berücksichtigenden Fußgängerströme, wobei jeder Fußgängerstrom durch eine bestimmte Menge eigener Signale gesteuert wird; diese Signale werden wiederum einer Signalgruppe nach obiger Definition zugeordnet. Ströme mit Fahrradverkehr oder ÖPNV sind entsprechend zuzuordnen.

Für jede Signalgruppe mit Fahrzeugströmen sind durch vorausgehende Messungen und Berechnungen folgende, auf die maßgebende Fahrspur der Signalgruppe bezogene Größen bekannt:

- die maßgebende Verkehrsbelastung q_i (Zufluß) [Fz/h]
- die Sättigungsverkehrsstärke q_{s_i} (Abfluß) [Fz/h]
- die Mindestfreigabezeit $t_{Gr_i}^{min}$ [s]
- der maximale Auslastungsgrad¹⁾ x_i^{max} [-]
- die Länge des Stauraumes l_{s_i} [m]
- Zeitverluste zu Beginn und Zeitverluste am Ende der
Freigabezeit [s].

Wird im folgenden von einer Größe (Verkehrsbelastung, Sättigungsverkehrsstärke o.ä.) der Signalgruppe i gesprochen, so ist immer die auf die maßgebende Fahrspur der Signalgruppe i bezogene Größe gemeint.

Durch die Angabe der Zeitverluste am Beginn und am Ende der Freigabezeit können die als Signalbilder angezeigten Freigabezeiten in effektive Freigabezeiten umgerechnet werden; deshalb wird im folgenden unter der Freigabezeit t_{Gr_i} immer die effektive Freigabezeit verstanden, bei der nach Definition bei ständigem Rückstau der Verkehr mit der Sättigungsverkehrsstärke q_{s_i} abfließt (nach ALLSOP (1980)). Werden mehrere Ströme einer Signalgruppe gemeinsam auf Fahrspuren geführt, so müssen die Einzelwerte zu fahrspurbezogenen Größen zusammengefaßt werden, um die maßgebende Fahrspur bestimmen zu können; gibt es in einer Signalgruppe mehrere Ströme auf eigenen Fahrspuren, so wird die Fahrspur mit dem höchsten Quotienten von maßgebender Verkehrsbelastung zu Sättigungsverkehrsstärke als maßgebend angenommen.

Für Signalgruppen mit Fußgängerströmen wird nur eine Mindestfreigabezeit $t_{Gr_i}^{min}$ vorgegeben.

1) Der Auslastungsgrad x_i berechnet sich zu:

$$x_i = \frac{q_i \cdot t_U}{q_{s_i} \cdot t_{Gr_i}}$$

Da im folgenden auch auf englischsprachige Literatur verwiesen wird, sei darauf hingewiesen, daß der englische Ausdruck "stream" nicht dem in den RiLSA (1981) verwendeten deutschen Ausdruck "Strom" entspricht (vgl. z.B. ALLSOP (1980)); "stream" entspricht eher dem oben bestimmten Ausdruck der maßgebenden Fahrspur, da ein "stream" mehrere Ströme nach deutscher Begriffsbestimmung enthalten kann, wenn diese z.B. gemeinsam auf einer Fahrspur geführt werden. Der deutsche Ausdruck "Verkehrstrom" entspricht dem englischen Ausdruck "traffic movement".

Weiterhin existiert eine Zwischenzeitenmatrix Z mit den erforderlichen Zwischenzeiten (nach RiLSA (1981)) aller untereinander unverträglichen Ströme, aus der sich die Zwischenzeiten $Z_{ij}=ZZ(i,j)$, die zwischen den Signalgruppen i und j mit zueinander unverträglichen Strömen maßgebend sind, bestimmen lassen. Gibt es eine derartige, einzuhaltende maßgebende Zwischenzeit, so wird im folgenden auch von einer "Unverträglichkeit zwischen den Signalgruppen" ausgegangen. Die sich im endgültigen Signalprogramm ergebenden aktuellen Zwischenzeiten dürfen diese Werte nicht unterschreiten.

Neben den Zwischenzeiten gibt es weitere Zeitintervalle, die zwischen bestimmten Zeitpunkten im Signalprogramm definiert sind und deren Länge aus Gründen der höheren Verkehrssicherheit, des verbesserten Verkehrsablaufs und des höheren Komforts bestimmter Verkehrsteilnehmergruppen vorgegeben ist. Ein Beispiel hierfür sind knotenpunktinterne Versatzzeiten, die aus der räumlichen Distanz der zu passierenden Haltelinien zweier direkt nacheinander freizugebender Signalgruppen berechnet und mit denen die Zeitpunkte für den Beginn der Freigabezeit dieser Signalgruppen aufeinander abgestimmt werden. Derartige Zeitintervalle können für Signalgruppen sowohl mit motorisierten wie nicht-motorisierten Verkehrsteilnehmern oder Fahrzeugen des ÖPNV

vorgesehen sein. Außerdem können die bereits festgelegten Freigabezeiten an benachbarten Knotenpunkten für zu koordinierende Signalgruppen mit motorisierten Strömen ebenfalls eine Abstimmung der Freigabezeiten der Signalgruppen des betrachteten Knotenpunktes untereinander erfordern. Ein weiteres Beispiel stellt der zeitliche Vorsprung dar, der dem vorfahrtsberechtigten Fußgänger beim Beginn seiner Freigabezeit vor einem gleichzeitig freizugehenden Rechtsabbieger zu gewähren ist (RILSA (1981)).

Aus allen derartigen Bedingungen können im Hinblick auf die Formalisierung der Problemstellung entweder feste Werte oder zumindest Mindest- oder Höchstwerte für die Länge dieser Zeitintervalle abgeleitet werden.

Gewöhnlich erhält jede Signalgruppe einmal Freigabezeit pro Umlaufzeit. Es kann jedoch durchaus sinnvoll sein, eine Signalgruppe mehrmals pro Umlauf freizugeben. Hierdurch erzielt man oft erhebliche Reduzierungen in den Zeitverlusten für Fahrzeuge des motorisierten Verkehrs oder des ÖPNV und den Wartezeiten für den nicht-motorisierten Verkehr. Diese Möglichkeit muß ebenfalls bei der Entwicklung des Modells berücksichtigt werden.

Ist die Reihenfolge der zueinander unverträglichen Signalgruppen festgelegt, so besteht die Aufgabe, ein Festsignalprogramm nach einem festzulegenden Kriterium zu erstellen. Nachfolgend werden Kriterien angegeben, die für sich allein genommen oder durch Kombination untereinander in die Zielfunktion eingehen können; darüberhinaus gibt es weitere Kriterien, wie z.B. den Kraftstoffverbrauch oder die Abgasemission, die meist als abhängige Größe einer dieser Kriterien dargestellt werden:

- Ermittlung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit (t_{U}^{\min})
- Maximierung der Leistungsfähigkeit $\mu^2)$
- Minimierung der durchschnittlichen Zeitverluste (motorisierter Verkehr, ÖPNV)
- Minimierung der durchschnittlichen Wartezeit (nicht-motorisierter Verkehr)

In dem Festzeitsignalprogramm ist sicherzustellen:

- Die Fahrzeuge, die durchschnittlich während der Umlaufzeit ankommen, können während der Freigabezeit abfließen (Ausnahme ggf. bei Pfortneranlagen, die Netzüberlastungen verhindern sollen).
- Die Dauer der Freigabezeit jeder Signalgruppe ist größer oder gleich ihrer Mindestfreigabezeit und ergibt bei dem motorisierten Individualverkehr höchstens den maximalen Auslastungsgrad. Durch die relative Lage der Freigabezeiten zueinander werden alle Nebenbedingungen erfüllt.

2) Wird die Leistungsfähigkeit μ mit der angenommenen Verkehrsbelastung in jeder Signalgruppe multipliziert, so gibt dieser Wert an, welche Höhe die reale Verkehrsbelastung erreichen darf, ohne den Knotenpunkt zu überlasten; durch die Formulierung des Optimierungsproblems ist sicherzustellen, daß jede Signalgruppe mindestens die Leistungsfähigkeit $\mu=1,0$ erhält.

- Aus allen Stauraumbegrenzungen ergibt sich eine obere Schranke (Formel nach RiLSA (1981)³⁾), die die Umlaufzeit nicht überschreiten darf.

Als Grundlage müssen die Umlaufzeit t_U , die Freigabezeiten t_{Gri} und die sich im Signalprogramm ergebenden aktuellen Zwischenzeiten a_{ij} berechnet werden, mit denen ein Festzeitsignalprogramm zusammengestellt werden kann. Letzteres geschieht durch die Bestimmung der Zeitpunkte für den Beginn und das Ende der Freigabezeit jeder Signalgruppe i (T_{Gri}^A und T_{Gri}^E).

3)

$$t_U \leq \frac{l_{s_i} \cdot 3600}{q_i \cdot l_{Fz}} ;$$

l_{Fz} : durchschnittliche Fahrzeuglänge [m]

2.2 Unterschiedliche Lösungsansätze

Ein Festzeitsignalprogramm ergibt sich aus der zeitlich festgelegten Abfolge von Phasen und Phasenübergängen. "Unter einer Phase versteht man denjenigen Teil eines Signalprogrammes, während dessen ein bestimmter Grundzustand der Signalisierung unverändert bleibt. Hierbei brauchen die Freigabezeiten für die freigegebenen Ströme nicht zu denselben Zeitpunkten zu beginnen oder zu enden." (RILSA (1981)). Ein Phasenübergang zwischen zwei aufeinanderfolgenden Phasen kann demnach definiert werden als Teil des Signalprogramms, der beim Ende der ersten Freigabezeit einer Signalgruppe der endenden Phase beginnt und der beim Beginn der letzten Freigabezeit der beginnenden Phase endet (s. Abb. 2.2-1).

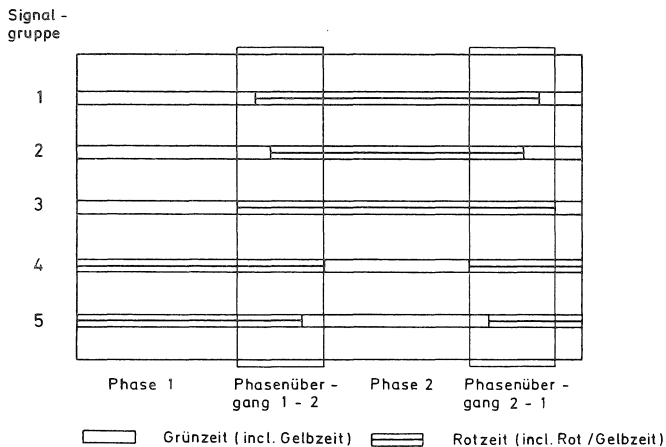


Abb. 2.2-1: Beispiel für ein Signalprogramm mit zwei Phasen und zwei Phasenübergängen

Modelle, die auf der Basis fest vorgegebener Phasenübergänge die Zeitdauer der Phasen optimieren, werden im folgenden als "phasenorientierte Modelle" bezeichnet. Demgegenüber stehen die "signalgruppenorientierten Modelle", bei denen die Phasenübergänge erst als Ergebnis der Berechnungen feststehen.

In einem wichtigen Arbeitsschritt im herkömmlichen Prozeß der Signalprogrammerstellung werden paarweise untereinander verträgliche Signalgruppen zu "Phasen" zusammengefaßt. Um den in dieser Arbeit benutzten weitergehenden Begriff einer "Phase" eindeutig von dem in den Begriffsbestimmungen der Forschungsgesellschaft für Straßen- und Verkehrswesen (FGSV) definierten und in den RiLSA (1981) so verwendeten zu unterscheiden, wird stattdessen im Rahmen dieser Arbeit bei der Neuformulierung des Modelles der Begriff der "Clique" eingeführt. Eine Clique ist, allgemein ausgedrückt, eine maximale Menge paarweise miteinander verträglicher Signalgruppen. Weiterhin wird für das Ergebnis der Arbeitsschritte "Phaseneinteilung" und "Bestimmung der Phasenfolge" der Begriff der festgelegten "Signalprogrammstruktur" verwendet, da die Struktur durch die Abfolge von zueinander unverträglicher Signalgruppen bestimmt wird und diese wiederum durch die gewählte Phaseneinteilung und Phasenfolge festliegt.

2.3 Darstellung bisheriger Arbeiten

Im folgenden werden einige, für die Problemstellung interessante Lösungsansätze dargestellt, um die Konzeption eines neuen Verfahrens in vorhandene Forschungsergebnisse einordnen zu können. Eine grundlegende Arbeit zu diesem Bereich stammt von STOFFERS (1968), der erstmals Teilprobleme des Arbeitsablaufs bei der Signalprogrammerstellung vollständig formalisiert hat und Algorithmen angibt für die Bestimmung der Cliques und die Bestimmung von maximalen Cliquenfolgen. Weiterhin wendet er die lineare Optimierung zur Bestimmung der optimalen Dauer der Freigabezeiten für die Cliques an.

Ein Ansatz von MÜLLER (1969) unter dem Stichwort "Bemessung von Knotenpunkten mit Lichtsignalanlagen mit Hilfe von Konfliktbelastungen" war die Basis für das Verfahren AkF (Addition kritischer Fahrzeugstrombelastungen) von GLEUE (1972). GLEUE faßt jeweils "diejenigen Ströme, die in einem Umlauf nacheinander freigegeben werden müssen, bevor einer von ihnen im nächsten Umlauf erneut freigegeben werden kann", in einer Gruppe kritischer Fahrzeugströme zusammen. Die Belastungssummen dieser Gruppen bilden einerseits die Grundlage für die Überprüfung der Leistungsfähigkeit, andererseits werden sie für die Ermittlung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit verwendet. Der Ansatz von GLEUE zwingt in manchen Fällen (z.B. Unterschreitung der mindestens erforderlichen Freigabezeit) zu iterativem Vorgehen (DUNKER/GLEUE (1975), S.273) und stellt in sich kein absolut geschlossenes Verfahren dar, um eindeutig ein optimales Signalprogramm zu erstellen.

Die Auswertung der an einem Knoten vorhandenen "Gruppen kritischer Fahrzeugströme" liegt ebenfalls dem Programm KNOTEN von SIEMENS zugrunde, das 1975 in einem Artikel

von PAVEL/ANTON beschrieben wird. Diese Gruppen werden dort als "Sperrgruppen" bezeichnet; dieser Begriff wird in der vorliegenden Arbeit grundsätzlich, so auch bei der nachfolgenden Darstellung des Verfahrens AKF nach GLEUE (1972) weiterverwendet. Die Berechnung der notwendigen Umlaufzeit erfolgt im Programm KNOTEN iterativ, die Freigabezeiten werden nach einem heuristischen Verfahren eingepasst. Dieses Programm geht allerdings ebenso wie das neuere Programm KNOTEN2 (ANTON/LIEMANDT) von der Annahme aus, daß das Maximum der mindestens erforderlichen Umlaufzeiten für die einzelnen Sperrgruppen die erforderliche Umlaufzeit für ein zulässiges Signalprogramm ergibt. Diese, auch im Verfahren AkF nach GLEUE (1972) verwendete Annahme ist jedoch nicht allgemeingültig, wie erstmals von DICKSON/MURCHLAND (1977) und an dem Beispiel in Kapitel 3 der vorliegenden Arbeit gezeigt wird.

TULLY (1976) nahm die Ansätze von STOFFERS auf und erstellte ein Programmpaket (sequence generator-SQGN), das für jeden beliebigen Knoten alle möglichen Cliques (engl. cliques) und maximalen Cliquenfolgen (engl. maximal sequences) berechnet. Die wesentliche Nebenbedingung hierbei ist, daß nur eine Freigabezeit pro Signalgruppe und Umlaufzeit auftreten darf. Erst durch das Ausstreichen überflüssiger Cliques aus einer maximalen Cliquenfolge kann aus dieser Menge diejenige Cliquenfolge erhalten werden, die bezüglich eines festgelegten Kriteriums optimal ist. Das von MURCHLAND/TULLY (1977) beschriebene Programm CCT1 ermittelt anschließend aus allen möglichen Cliquenfolgen diejenige mit der kleinsten Umlaufzeit.

HEYDECKER (1982) erweiterte das Programmpaket SQGN von TULLY dahingehend, daß für vorher festzulegende Signalgruppen auch zwei Freigabezeiten pro Umlaufzeit vorgesehen sein können; hierzu sind nur wenige Modifikatio-

nen in dem von TULLY (1976) angegebenen Algorithmus notwendig.

Die nachfolgende Berechnung eines optimalen Signalprogramms für eine festgelegte Phasenfolge mit festen Phasenübergängen kann dann mit einem der Programme SIGCAP bzw. SIGSET von ALLSOP (1975 bzw. 1981) erfolgen. Die beiden Programme arbeiten auf der Basis von Phasen im Sinne der Begriffsbestimmung der FGSV und haben ein jeweils eindeutig festgelegtes, mathematisch formuliertes Optimierungskriterium. SIGCAP maximiert die Leistungsfähigkeit eines Knotenpunktes, mit SIGSET wird der mittlere Zeitverlust pro Fahrzeug minimiert. Optimierte wird jeweils die Phasendauer, wobei der Zeitversatz der Freigabezeiten der einzelnen Signalgruppen relativ zum Phasenbeginn und Phasenende konstant bleibt (feste Phasenübergänge).

AKCELIK stellte 1981 ein Konzept vor, das sowohl Aspekte der Vorgabe einer Phaseneinteilung als auch der Suche nach kritischen Signalgruppen (kritisch im Sinne von "das Signalprogramm bestimmend") enthält. Für die Berechnung der Umlaufzeit und der Freigabezeiten ist jedoch - ähnlich wie bei GLEUE - ein iterativer Algorithmus vorgesehen. Das Konzept ist bereits in einem Programmpaket mit dem Namen SIDRA-2 verwirklicht und wird in der Praxis angewandt.

Eine Weiterentwicklung des Verfahrens AkF von GLEUE wurde von STAMM (1983) veröffentlicht; er entwickelte einen Algorithmus zur Ermittlung von günstigen Phaseneinteilungen in Abhängigkeit von den Belastungsverhältnissen; günstig sind die Phaseneinteilungen dann, wenn sie mit jeder zulässigen Phasenfolge eine möglichst geringe, mindestens erforderliche Umlaufzeit ergeben. Die einzelnen möglichen, von STAMM angegebenen Phasen entsprechen hierbei exakt den Cliques, die das Programm SQGN von TULLY im Spezialfall eines vollständig ausge-

bauten vierarmigen Knotenpunktes mit 12 getrennt signalisierten motorisierten Strömen ermittelt. Ungelöst ist hierbei die Einpassung der Fußgängerströme (belastungsunabhängig); der grundsätzlichen Kritik am Verfahren von GLEUE kann auch mit dieser Arbeit nicht begegnet werden.

Neben den bisher beschriebenen Ansätzen gab es in jüngerer Zeit zwei Modelle, die bei der Formulierung nicht allein die Umlaufzeit und die Freigabezeiten, sondern auch die Zeitpunkte des Endes einer Freigabezeit als Variable betrachten. Hiermit lassen sich die Zwischenzeitbedingungen zwar einfach formulieren, jedoch wird ein derartiges Modell sehr umfangreich.

So beschreiben GALLYVAN/HEYDECKER (1983) einen Lösungsansatz, der im Gegensatz zu den Programmen von ALLSOP signalgruppenorientiert ist. Dieses Verfahren arbeitet mit fest vorzugebenden maximalen Cliquesfolgen, die durch das Computerprogramm SQGN von TULLY (1977) ermittelt werden und damit noch "überflüssige" Cliques (Cliques mit der Dauer null) enthalten können. Ein wesentliches Problem besteht darin, als Referenzpunkt für die Formulierung der Nebenbedingungen in dem Modell unter den Cliques der maximalen Cliquesfolge eine Clique zu identifizieren, die auf jeden Fall im endgültigen Signalprogramm enthalten ist. Dies läßt sich letztlich nur lösen, indem jede der Cliques einmal als Referenzpunkt fest vorgegeben wird und die anderen Cliques daraufhin untersucht werden, ob sich bei ihnen die Dauer null ergibt und sie damit überflüssig sind.

Von IMPROTA/CANTARELLA (1984) stammt das erste vollständig geschlossene Modell, das das Problem der Vorgabe einer festen Signalprogrammstruktur umgeht. Hierzu wird für jede Unverträglichkeit zwischen zwei Signalgruppen i und j eine Binärvariable W_{ij} definiert, die je nach relativer Lage der Freigabezeitintervalle der

Ströme i und j zueinander die Werte 0 oder 1 annimmt. Zur Bestimmung der Werte der Binärvariablen wird ein Branch-and-Bound-Algorithmus benutzt, der bei jeder noch nicht festgelegten Binärvariablen in die Richtungen 0 und 1 verzweigt. Die Auswahl der Signalprogrammstruktur stellt jedoch, wie bereits in der Einführung betont, einen Prozeß dar, der nicht immer nur nach streng formalisierten Optimierungskriterien abläuft, sondern in dem dem Bearbeiter die Entscheidung nach eigenen Kriterien offen bleiben sollte.

Sowohl GALLYVAN/HEYDECKER (1983) als auch IMPROTA/CANTARELLA (1984) erhalten aufgrund der jeweils gewählten Problemformulierung ein sehr umfangreiches System von Nebenbedingungen; in dem nachstehend beschriebenen Modell wird versucht, durch den Modellansatz selbst und durch Plausibilitätsüberlegungen die Anzahl der Nebenbedingungen möglichst gering zu halten. Außerdem werden Kriterien formuliert, nach denen die Auswahl der bei diesem Modell vorzugebenden Signalprogrammstrukturen unter allen möglichen Signalprogrammstrukturen stattfinden kann. Der Ansatz wird darüberhinaus dazu benutzt, um die Berücksichtigung von allgemein formulierten, zeitpunktbezogenen Nebenbedingungen in einem Modell zu erreichen.

2.4 Aufbau der vorliegenden Arbeit

Durch die in der Bundesrepublik Deutschland weit verbreitete Anwendung des Verfahrens AkF nach GLEUE (1972) und das hieran angelehnte Berechnungsverfahren nach RILSA (1981) bietet sich dieses Verfahren zur Darstellung der Grundidee des neuen Ansatzes an. In Kapitel 3 wird nach der Beschreibung des Verfahrens AkF an einem Beispiel gezeigt, daß das Verfahren nicht immer zu zulässigen Lösungen führt, da der zugrundegelegte theoretische Ansatz nicht allgemeingültig ist. Damit eignet er sich nicht für die Formulierung des Optimierungsproblems. Anhand des gleichen Beispiels werden anschließend die Grundzüge des neuen Ansatzes erläutert.

Kapitel 4 beinhaltet die Darstellung des neuen signalgruppenorientierten Modelles zur Berechnung der Dauer der Umlaufzeit und der Freigabezeiten unter Vorgabe einer festen Signalprogrammstruktur. Nach der Festlegung der benötigten Grundbegriffe wird der Modellansatz beschrieben und graphentheoretisch begründet; mit dem Modell werden danach die Optimierungsprobleme für die Kriterien "Ermittlung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit (t_U^{\min})" und "Maximierung der Leistungsfähigkeit μ " bei einer Freigabezeit pro Umlaufzeit für jede Signalgruppe und Beachtung der erforderlichen Zwischenzeiten als zeitpunktbezogene Nebenbedingungen formuliert. Da nach der Berechnung der Dauer der Umlaufzeit und der Freigabezeiten einzelne Freigabezeiten noch soweit verlängert werden können, bis die erforderlichen Zwischenzeiten erreicht sind, wird anschließend ein Algorithmus beschrieben, mit dem derartige Pufferzeiten ausgenutzt werden können; ein mit dem Algorithmus berechnetes Beispiel wird vorgeführt. Abschließend werden Erweiterungen diskutiert, die für die praktische Anwendung interessant sein können (zweifache Freigabezeit pro Umlaufzeit, Kriterium "Minimierung des durchschnittlichen Zeitverlustes").

Im Kapitel 5 wird eine Variante des signalgruppenorientierten Modelles beschrieben, in der beliebige schaltzeitpunktbezogene Nebenbedingungen berücksichtigt werden können. Es gelten im wesentlichen die Begriffsbestimmungen aus Kapitel 4. Anhand des Beispiels eines Kreisverkehrsplatzes wird die grundsätzliche Vorgehensweise diskutiert.

Als Eingabe für die Modelle in Kapitel 4 und 5 wird die Beschreibung der zugrundezulegenden Signalprogrammstruktur benötigt. Deshalb wird in Kapitel 6 zuerst die Ermittlung aller zulässigen Signalprogrammstrukturen beschrieben; anschließend werden Kriterien für die Auswahl günstiger Signalprogrammstrukturen angegeben.

Kapitel 7 schließlich behandelt die Realisierung der diskutierten Modelle in einem EDV-Programm.

3. DARSTELLUNG DES VERFAHRENS AkF NACH GLEUE (1972)

3.1 Verfahrensablauf

Als Grundlage wird das Arbeitsschema aus GLEUE (1972) genommen (s. Abb. 3.1-1); in der Abbildungsunterschrift sind die Abweichungen zu der hier verwendeten Nomenklatur angegeben. Betrachtet wird der "Fall A", bei dem der vorhandene Knotenausbau übernommen wird.

Im folgenden wird grundsätzlich immer allgemein von Signalgruppen gesprochen, auch wenn die Signalgruppe nur einen Strom enthält (s. Kapitel 2.1).

Zu Beginn des Verfahrens wird das Maximum der Belastungssummen der Sperrgruppen⁴⁾ in dem entsprechend der Knotengeometrie modifizierten AkF-Additionsschema (s. Tab. 3.1-1) bestimmt; die zugehörige Sperrgruppe wird hier als kritische Sperrgruppe bezeichnet. Danach sucht man eine Phaseneinteilung, bei der die Summe der Belastungen der in den Phasen jeweils maßgebenden (höchstbelasteten) Signalgruppen exakt diesem Maximum entspricht. Nach der Berechnung der Zwischenzeiten und der Fußgängerfreigabezeiten wird nun das Gruppenschema der Knotengeometrie angepaßt und anschließend die Phasenfolge bestimmt, bei der die Summe der Zwischenzeiten zwischen den Signalgruppen aus der kritischen Sperrgruppe minimal ist. Damit liegen auch die Reihenfolgen der Signalgruppen in den anderen Sperrgruppen fest und es wird die mindestens erforderliche Umlaufzeit (t_U^{\min}) für alle Sperrgruppen nach folgender Formel berechnet:

4) Der Begriff der Sperrgruppe stammt ursprünglich von PAVEL/ANTON (1975); er wird in dieser Arbeit der treffenden Bezeichnung wegen für "diejenigen Ströme, die in einem Umlauf nacheinander freigegeben werden müssen, bevor einer von ihnen im nächsten Umlauf erneut freigegeben werden kann" (GLEUE (1972)) verwendet.

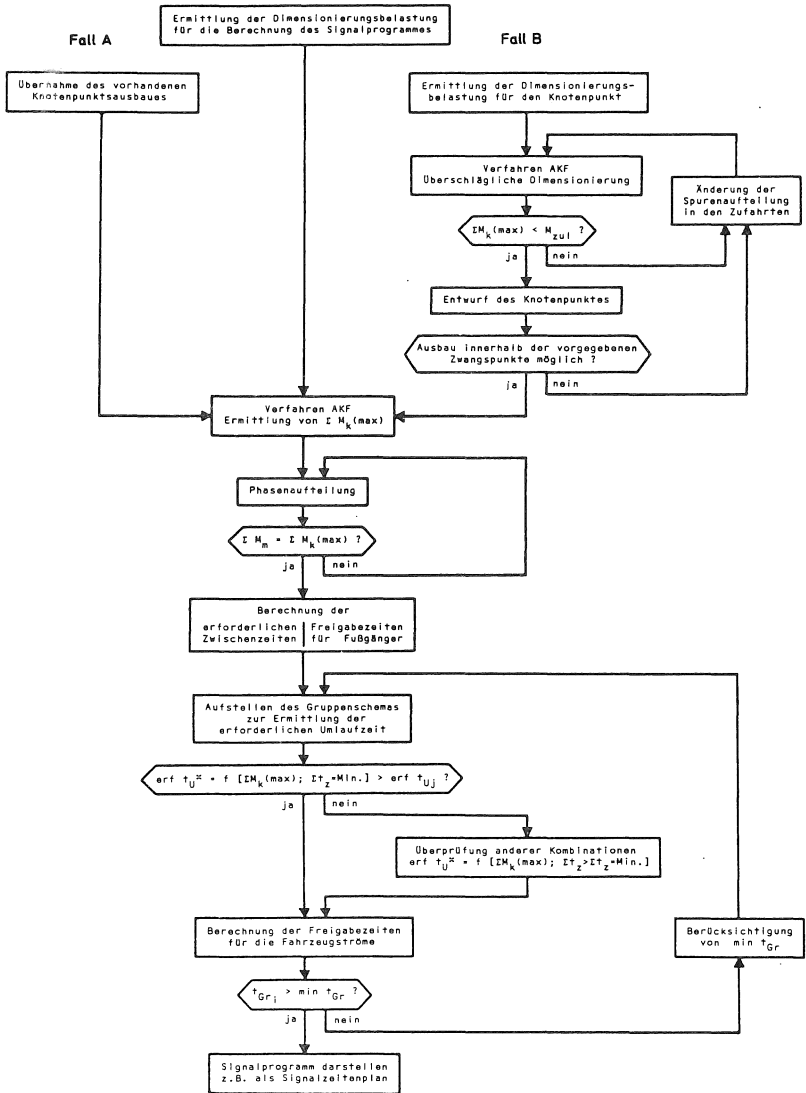


Abb. 3.1-1: Arbeitsschema für die Berechnung eines Signalprogramms (aus GLEUE (1972), S. 33); es entspricht: $M_k \hat{=} q_k$; $\text{erf } t_U \hat{=} t_U^{\min}$; $\min t_{Gr} \hat{=} t_{Gr}^{\min}$

$$t_U^{\min} = \frac{3600 \cdot (\sum t_z + \sum t_{MB})}{3600 - \sum q_i \cdot t_B}$$

Nach GLEUE führen Werte für den Zeitbedarfsgrenzwert $t_B = 2 \text{ s/Fz}$ und den Zeitmehrbedarf $t_{MB} = 0 \text{ s}$ in den meisten Fällen zu ausreichend genau angepaßten Freigabezeiten. Daraus ergibt sich mit $q_S = 1800 \text{ Fz/h}$ folgende vereinfachte Formel:

$$t_U^{\min} = \frac{\sum t_z}{1 - \sum \frac{q_i}{q_S}}$$

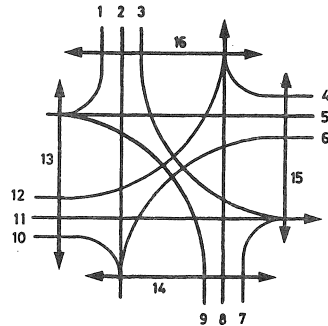
Ist die t_U^{\min} einer Sperrgruppe größer als die t_U^{\min} aller anderen Sperrgruppen, so können für die Signalgruppen dieser Sperrgruppen die Freigabezeiten t_{Gri} berechnet werden; andernfalls können alternative Phasenfolgen durchprobiert werden.

Aber auch wenn die Auswertung eine eindeutige t_U^{\min} liefert, so kann es durch die Berücksichtigung von Minimalfreigabezeiten zu Iterationen kommen, die zu einer Erhöhung der t_U^{\min} führen. Weiterhin müssen bzw. können bei der Zusammenstellung des Signalzeitenplans unter Beachtung der erforderlichen Zwischenzeiten oft einzelne Freigabezeiten verlängert oder verkürzt werden, bis der Signalzeitenplan allen vorgegebenen Bedingungen entspricht. Zusätzlich erhält man mit der Bestimmung der t_U^{\min} über die Auswertung aller möglichen Sperrgruppen nicht immer eine Umlaufzeit, für die bereits ein Signalprogramm erstellt werden kann. Diese Vorgehensweise enthält nämlich implizit die These, daß es immer eine kritische Sperrgruppe im oben definierten Sinne gibt, die mit den Freigabezeiten ihrer Signalgruppen und den dazwischenliegenden Zwischenzeiten die mindestens erforderliche Umlaufzeit (t_U^{\min}) bestimmt. Ein auf theoretischen Überlegungen basierendes Gegenbeispiel hierfür wurde erstmals von DICKSON/MURCHLAND (1977) angegeben.

Aus diesen Gründen ergibt auch das folgende, von GLEUE formulierte Modell zur geschlossenen Berechnung der t_{ij}^{min} nicht immer eine zulässige Lösung; in seiner Veröffentlichung bezieht er sich hierbei auf einen vierarmigen Knoten mit zwölf jeweils auf getrennten Fahrstreifen geführten Fahrzeugströmen 1 bis 12 unter Berücksichtigung von vier Fußgängerströmen 13 bis 16.

Tab. 3.1-1: Gruppenschema eines vierarmigen Knotenpunktes, bei dem jedem Fahrzeugstrom eigene Fahrstreifen zur Verfügung stehen (aus: GLEUE (1972), S. 28)

Gruppenschema				2	2	3	3
1	2	3	4	5	6	6	5
5	6	7	8	9	9	8	8
9	10	11	12	12	11	11	12
13	14	15	16				



Nach der Erstellung des Gruppenschemas (s. Tab. 3.1-1) argumentiert GLEUE: "Das Gleichungssystem, das anhand des Gruppenschemas zur Ermittlung der erforderlichen Umlaufzeit aufzustellen wäre, würde demnach lauten:

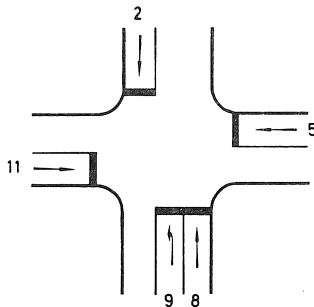
$$\begin{aligned}
 \text{erf } t_{U1} &= t_{Gr1} + t_{Gr5} + t_{Gr9} + t_{Gr13} + \sum t_z(1,5,9,13) \\
 \text{erf } t_{U2} &= t_{Gr2} + t_{Gr6} + t_{Gr10} + t_{Gr14} + \sum t_z(2,6,10,14) \\
 &\vdots \\
 \text{erf } t_{U8} &= t_{Gr3} + t_{Gr5} + t_{Gr8} + t_{Gr12} + \sum t_z(3,5,8,12)
 \end{aligned}$$

Durch dieses Gleichungssystem werden alle zwischen den Strömen bestehenden Abhängigkeiten erfaßt." Ein Gegenbeispiel hierzu wird anhand eines kleineren Knotenpunktes im folgenden Kapitel 3.2 vorgeführt.

3.2 Anwendung

3.2.1 Vorgabe des Beispiels

Bei der folgenden Anwendung wird jeweils der in Abb. 3.2-1 als Prinzipskizze gezeigte Beispielknotenpunkt zugrunde gelegt; aus Gründen der Übersichtlichkeit werden hierbei nur motorisierte Ströme betrachtet, wobei jeder Strom durch eine eigene Signalgruppe gesteuert wird. Um die Arbeitsweise des Verfahrens darzustellen und die entstehende Problematik zu verdeutlichen, werden für den Beispielknotenpunkt bei gleichen Belastungsverhältnissen zwei unterschiedliche Zwischenzeitematrizen verwendet. In der Realität ergibt sich dieser Fall natürlich nur, wenn bei sonst gleichen Verhältnissen unterschiedliche Knotenpunktsgometrien vorliegen.



Sättigungsverkehrsstärke:

$$q_s = 1800 \text{ [Fz/h]}$$

Belastungssituation:

Strom i	2	5	8	9	11
q_i [Fz/h]	400	400	500	400	400

Abb. 3.2-1: Prinzipskizze und Ausgangsdaten des Beispielknotenpunktes

Das Ziel des Verfahrens ist es, das Signalprogramm mit der geringsten erforderlichen Umlaufzeit t_U^{\min} zu finden. Auf die Einzelheiten des Verfahrens wird nur soweit wie für das Verständnis notwendig eingegangen.

Anhand des Beispiels wird aufgezeigt, daß das angewandte Verfahren nicht immer zum Ziel führt. Das bedeutet nicht, daß das Verfahren AkF nach GLEUE (1972) in der Praxis grundsätzlich nicht anwendbar ist; das Beispiel zeigt vielmehr, daß der zugrundegelegte theoretische Ansatz nicht allgemeingültig ist und deshalb für bestimmte Fälle einer Erweiterung bedarf.

3.2.2 Berechnung des Beispiels

Die Reduktion des AkF-Gruppenschemas wird entsprechend Tab. 3.2-1 vorgenommen und die Belastungssumme der jeweiligen Sperrgruppe ermittelt.

Tab. 3.2-1: Reduziertes Gruppenschema und Belastungssumme der Sperrgruppen für den Knotenpunkt aus Abb. 3.2-1

Gruppenschema				2	2	2	2
2	3	4	5	5	8	8	5
5	8	8	9	9	9	8	8
9	10	11	12	12	11	11	12
13	14	15	16				

Gruppenschema				400	400		
				400			400
				400	400	500	500
					400	400	
				1200	1200	900	900

Eine mögliche Phaseinteilung ist in Abb. 3.2-2 dargestellt.

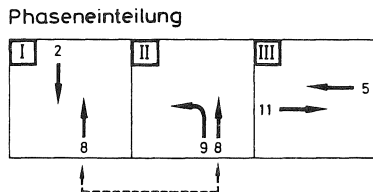


Abb. 3.2-2: Phaseinteilung für den Knotenpunkt in Abb. 3.2-1

Die Auswertung der nachfolgenden Tabelle 3.2-2 zeigt, daß die Phaseneinteilung folgender Bedingung nach GLEUE genügt: Die Summe über die maßgebenden Belastungen pro Phase entspricht exakt der größten Belastungssumme bei den Sperrgruppen im AkF-Schema.

Tab. 3.2-2: Auswertung der maßgebenden Belastungen unter Vorgabe der Phaseneinteilung aus Abb. 3.2-2

Phase j \ Signalgruppe i	I	II	III	
2	400	-	-	
5	-	-	400	
8	250	250	-	
9	-	400	-	
11	-	-	400	
				Summe der Maximalbelastungen pro Phase
Maximum der Belastung in Phase j	400	400	400	1200

Für die angegebene Phaseneinteilung ergeben sich unter Berücksichtigung der Verkettung der Phasen I und II für die Freigabezeit für die Signalgruppe 8 folgende Phasenfolgen:

PF1 : I - II - III

PF2 : II - I - III

Um das unterschiedliche Verhalten des Verfahrens bezüglich der Zulässigkeit der berechneten Lösung aufzuzeigen, werden nun - unter sonst gleichen Ausgangsbedingungen - zwei Fälle mit unterschiedlichen Zwischenzei-

tenmatrizen A und B (s. Abb. 3.2-3) vorgegeben. Matrix B enthält absichtlich wesentlich größere Differenzen unter den einzelnen Zwischenzeiten.

A		beginnende Ströme				
		2	5	8	9	11
endende Ströme	2	×	5	×	5	5
	5	5	×	10	5	×
	8	×	10	×	×	10
	9	5	5	×	×	5
	11	5	×	10	5	×

B		beginnende Ströme				
		2	5	8	9	11
endende Ströme	2	×	7	×	5	2
	5	5	×	15	3	×
	8	×	5	×	×	10
	9	5	5	×	×	5
	11	5	×	10	8	×

Abb. 3.2-3: Zwischenzeitenmatrizen A und B für den Knotenpunkt in Abb. 3.2-1

Für den Fall A wird die in Abb. 3.2-3 dargestellte Zwischenzeitenmatrix A angenommen. Die Auswertung der Sperrgruppen wird unter Verwendung der Formeln von GLEUE (1972) für t_{Uj}^{\min} der Sperrgruppe j

$$t_{Uj}^{\min} = \frac{\sum t_z}{1 - \sum \frac{q_i}{q_s}}$$

und für die erforderliche Freigabezeit t_{Gr} für Signalgruppe i

$$\text{erf. } t_{Gri} = \frac{q_i}{3600} \cdot t_U \cdot t_B = \frac{q_i}{1800} \cdot t_U$$

durchgeführt. Das Ergebnis ist in Tabelle 3.2-3 dargestellt.

Tab. 3.2-3 : Auswertung der Sperrgruppen

Phasenfolge	Sperrgruppe	Σt_z [s]	Σq_i [Fz/h]	t_U^{\min} [s]	Signal- gruppe	erf. t_{Gri} [s]
I-II-III	2-9-5	15	1200	} 45	2	10,0
	2-9-11	15	1200		5	10,0
	8-11	20	900	} 40	8	12,5
	8-5	20	900		9	10,0
					11	10,0
II-I-III	9-2-5	15	1200	} 45	2	10,0
	9-2-11	15	1200		5	10,0
	8-11	20	900	} 40	8	12,5
	8-5	20	900		9	10,0
					11	10,0

Um in einem Schritt die für die Sperrgruppen im AkF-Schema entstehenden t_U^{\min} zu berechnen, werden beide Phasenfolgen für alle Sperrgruppen ausgewertet; die gewählte t_U^{\min} für die Berechnung der erforderlichen Freigabezeiten entspricht dann dem Maximum über die t_U^{\min} der Sperrgruppen (in der Tabelle eingekreist).

Mit den Freigabezeitwerten der Tabelle 3.2-3 läßt sich nun der in Abbildung 3.2-4 gezeigte Signalzeitenplan (Phasenfolge II-I-III) zusammenstellen; die Signalgruppen erhalten alle ihre erforderliche Freigabezeit außer der Signalgruppe 8, deren Freigabezeit unter Beachtung der erforderlichen Zwischenzeiten auf 15 s ausgedehnt werden kann.

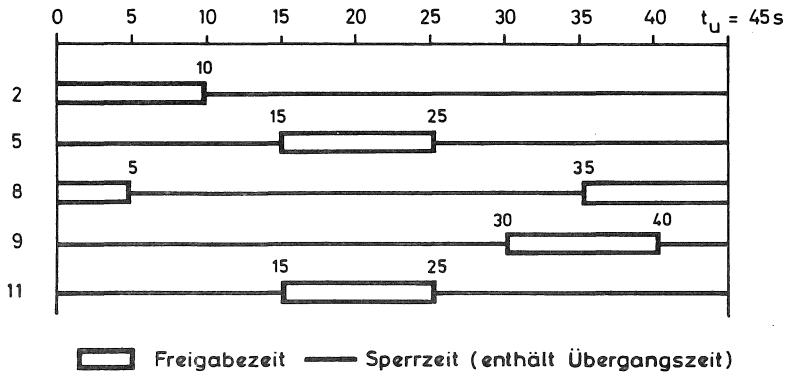


Abb. 3.2-4: Signalzeitenplan für Zwischenzeitenmatrix A

Für den Fall B ergibt sich unter der Vorgabe der Zwischenzeitenmatrix B (siehe Abb. 3.2-3) exakt die gleiche Auswertung wie in Tabelle 3.2-3 gezeigt. Stellt man die Freigabezeiten der Signalgruppen, die t_U^{\min} bestimmen, zusammen, so ergibt sich der in Abb. 3.2-5 dargestellte, noch unvollständige Signalzeitenplan.

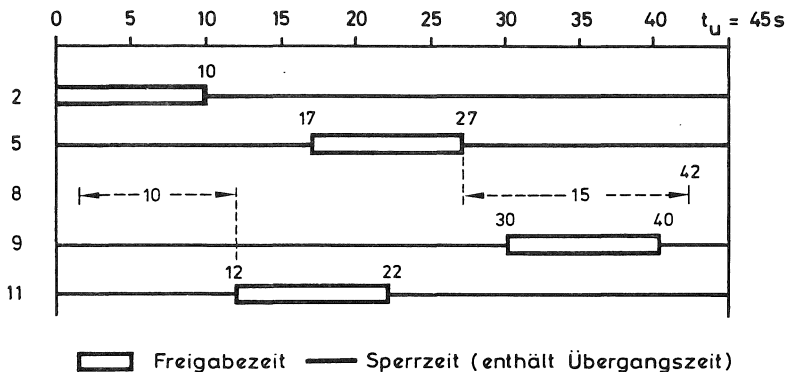


Abb. 3.2-5: Signalzeitenplan mit den maßgebenden Signalgruppen für Zwischenzeitenmatrix B

Eingezeichnet sind weiterhin die Zwischenzeiten, die die Freigabezeit der Signalgruppe 8 begrenzen; hieran wird deutlich, daß der Signalgruppe 8 bei einer Umlaufzeit von 45 s und der Vergabe der erforderlichen Freigabezeiten an die restlichen Signalgruppen nicht mehr als 5 s Freigabezeit gewährt werden kann. Da dieser Wert jedoch nicht die für die Signalgruppe 8 erforderliche Freigabezeit abdeckt, kann ein Signalzeitenplan mit dieser, durch das Verfahren AkF ermittelten t_{U}^{\min} nicht zusammengestellt werden.

3.2.3 Ansatzpunkte für ein neues Konzept

Im folgenden wird eine Lösung für den Fall der Zwischenzeitenmatrix B des oben verwendeten Beispielknotenpunktes erarbeitet, um daran die Grundidee des neuen Ansatzes aufzuzeigen. Der theoretische Hintergrund hierfür wird im Unterkapitel 3.3 durch die graphentheoretische Interpretation des Verfahrens AkF dargestellt und das neue Modell in Kapitel 4 formuliert.

Bei der Betrachtung des Signalzeitenplans in Abb. 3.2-5 fällt auf, daß die kritischen Zwischenzeiten, die die Freigabezeit der Signalgruppe 8 begrenzen, in der Summe nicht in einer Sperrgruppe berücksichtigt werden. Dies läßt den Schluß zu, daß über die Sperrgruppen hinaus größere Gruppen von unverträglichen Signalgruppen betrachtet werden müssen. Hierbei wird allerdings nicht mehr - wie bei den Sperrgruppen - die paarweise Unverträglichkeit gefordert, sondern es müssen nur direkt aufeinanderfolgende Signalgruppen unverträglich zueinander sein; die Abfolge dieser Signalgruppen kann dann jedoch - im Gegensatz zu den Sperrgruppen - auch über ein ganzes Vielfaches der Umlaufzeit reichen. Aufgrund dieser Überlegung wird im folgenden eine geschlossene Abfolge von unterschiedlichen Signalgruppen, bei der direkt aufeinanderfolgende Signalgruppen unverträglich zueinander sind, als Sperrzyklus bezeichnet.

Im vorliegenden Beispiel (mit der Phasenfolge II-I-III) berücksichtigt der Sperrzyklus mit der Abfolge 2-5-8-11-9-2 die o.a. kritischen Zwischenzeiten, überdeckt jedoch mehr als einen, hier gerade zwei Umläufe. Ein weiterer Sperrzyklus ergibt sich aus der Abfolge 2-11-8-5-9-2. Aufgrund obiger Definition des Sperrzyklus ergeben sich natürlich auch für die Sperrgruppen selbst eigene Sperrzyklen, die nur über eine Umlaufzeit reichen.

Um aus den nun gefundenen Sperrzyklen die t_{U}^{\min} errechnen zu können, muß prinzipiell festgelegt werden, an welcher Stelle der Sperrzyklus "geschnitten" wird; dies bedeutet die Festlegung, welche Ströme des Sperrzyklus in der "ersten" und welche in der "zweiten" Umlaufzeit freigegeben werden sollen. Im folgenden werden hierfür die Begriffe "Teil 1" und "Teil 2" des Sperrzyklus verwendet. Kommen als Schnittpunkte grundsätzlich alle Freigabe- und Zwischenzeiten des Sperrzyklus in Betracht, so wird beispielhaft hier nur ein Schnittpunkt berechnet; es wird aus Plausibilitätsüberlegungen heraus angenommen, daß der Schnittpunkt für den Sperrzyklus 1 (2-5-8-11-9-2) innerhalb der Freigabezeit der Signalgruppe 8 liegt (s. Abb. 3.2-6).

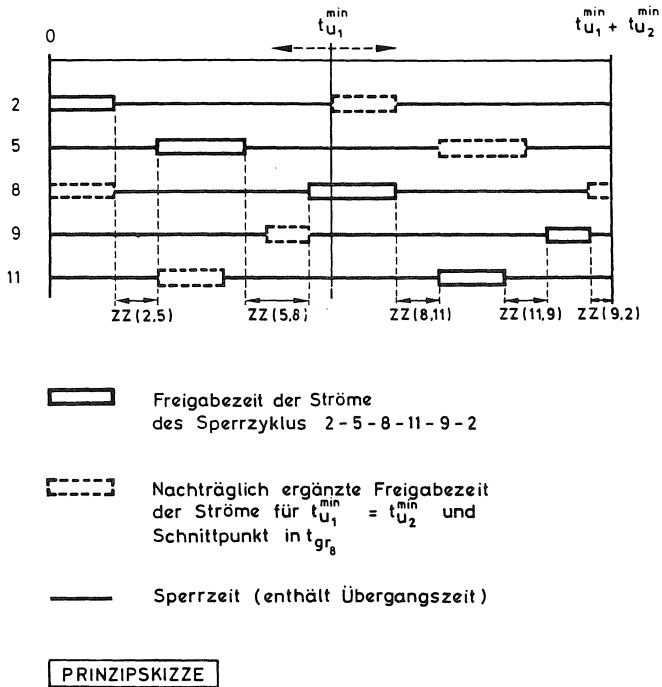


Abb. 3.2-6: Darstellung des Sperrzyklus 2-5-8-11-9-2 innerhalb des Signalzeitenplans

Somit gilt:

$$t_{U_1}^{\min} = t_{Gr_2} + ZZ(2,5) + t_{Gr_5} + ZZ(5,8) + \alpha \cdot t_{Gr_8} \quad \text{für Teil 1}$$

$$t_{U_2}^{\min} = (1-\alpha)t_{Gr_8} + ZZ(8,11) + t_{Gr_{11}} + ZZ(11,9) + t_{Gr_9} + ZZ(9,2) \quad \text{für Teil 2}$$

Falls die Annahme über die Lage des Schnittpunktes richtig ist, muß sich für $t_{U_1}^{\min} = t_{U_2}^{\min}$ ein Wert von $\alpha \in [0;1]$ ergeben.

Die Lösung dieses Gleichungssystems (2 Gleichungen mit 2 Unbekannten) wird im folgenden berechnet.

Für einen Sperrzyklus, der über zwei Umlaufzeiten reicht, gilt folgender allgemeiner Ausdruck:

$$\left. \begin{aligned} t_{U_1}^{\min} &= \sum_{i \in TS} \alpha_i \cdot t_{Gr_i} + \sum_{(i,k) \in TZ} \beta_{i,k} \cdot ZZ(i,k) \\ t_{U_2}^{\min} &= \sum_{i \in TS} (1 - \alpha_i) \cdot t_{Gr_i} + \sum_{(i,k) \in TZ} (1 - \beta_{i,k}) \cdot ZZ(i,k) \end{aligned} \right\} \alpha_i, \beta_{i,k} \in [0,1]$$

TS: Menge der Signalgruppen i mit Freigabezeit im Sperrzyklus

TZ: Menge der Indexpaare (i,k) der erforderlichen Zwischenzeiten im Sperrzyklus

Die Werte für α_i und $\beta_{i,k}$ sind alle gleich 0 oder 1 bis auf die Variable α_i bzw. $\beta_{i,k}$, deren zugehörige Freigabezeit bzw. Zwischenzeit in beide Teile des Sperrzyklus hineinfällt.

Im betrachteten Sperrzyklus 2-5-8-11-9-2 mit Schnitt in t_{Gr_8} ergeben sich folgende Werte:

$$\begin{aligned} \alpha_2 &= \alpha_5 = 1 ; & \alpha_8 \in [0,1] ; & & \alpha_{11} &= \alpha_9 &= 0 \\ \beta_{2,5} &= \beta_{5,8} = 1 ; & & & \beta_{8,11} &= \beta_{11,9} = \beta_{9,2} &= 0 \end{aligned}$$

Unter der Forderung, daß während der Grünzeit genau so viele Fahrzeuge abfließen können wie durchschnittlich während der Umlaufzeit ankommen, gilt:

$$t_{Gr_i} = \frac{q_i}{q_s} \cdot t_U^{\min}$$

Damit lassen sich für einen Sperrzyklus, der über zwei Umlaufzeiten reicht, die mindestens erforderlichen Umlaufzeiten folgendermaßen berechnen:

Teil 1:

$$t_{U_1}^{\min} = \frac{\sum_{(i,k) \in TZ} \beta_{i,k} \cdot ZZ(i,k)}{1 - \sum_{i \in TS} \alpha_i \cdot \frac{q_i}{q_S}} ; \quad \alpha_i, \beta_{i,k} \in [0,1]$$

Teil 2:

$$t_{U_2}^{\min} = \frac{\sum_{(i,k) \in TZ} (1 - \beta_{i,k}) \cdot ZZ(i,k)}{1 - \sum_{i \in TB} (1 - \alpha_i) \cdot \frac{q_i}{q_S}}$$

Für die Summe der Zwischenzeiten in Teil 1 und 2 wird jeweils ersetzt:

$$\sum Z_1 := \sum_{(i,k) \in TZ} \beta_{i,k} \cdot ZZ(i,k)$$

$$\sum Z_2 := \sum_{(i,k) \in TZ} (1 - \beta_{i,k}) \cdot ZZ(i,k)$$

Damit gilt im vorliegenden Beispiel:

$$t_{U_1}^{\min} = \frac{\sum Z_1}{1 - \frac{\alpha_8 \cdot q_8}{q_S} - \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_S}}$$

$$t_{U_2}^{\min} = \frac{\sum Z_2}{1 - \frac{(1-\alpha_8)q_8}{q_S} - \sum_{i=11,9} \frac{q_i}{q_S}}$$

Unter der Annahme, daß

$$t_{U1}^{\min} \stackrel{!}{=} t_{U2}^{\min}$$

ergibt sich

$$\sum Z_1 \left(1 - \frac{(1-\alpha_8)q_8}{q_S} - \sum_{i=11,9} \frac{q_i}{q_S} \right) = \sum Z_2 \left(1 - \frac{\alpha_8 \cdot q_8}{q_S} - \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_S} \right)$$

$$\sum Z_1 \left(1 - \sum_{i=11,9} \frac{q_i}{q_S} \right) - \frac{\sum Z_1 \cdot q_8}{q_S} + \frac{\sum Z_1 \cdot \alpha_8 \cdot q_8}{q_S} = \sum Z_2 \left(1 - \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_S} \right) - \frac{\sum Z_2 \cdot \alpha_8 \cdot q_8}{q_S}$$

$$\alpha_8 \left(\frac{q_8}{q_S} (\sum Z_1 + \sum Z_2) \right) = \sum Z_2 \left(1 - \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_S} \right) - \sum Z_1 \left(1 - \sum_{i=8,11,9} \frac{q_i}{q_S} \right)$$

$$\alpha_8 = \frac{\sum Z_2 \left(1 - \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_S} \right) - \sum Z_1 \left(1 - \sum_{i=8,11,9} \frac{q_i}{q_S} \right)}{\frac{q_8}{q_S} (\sum Z_1 + \sum Z_2)}$$

Setzt man die konkreten Werte des Beispiels ein, so ergibt sich:

$$\alpha_8 = \frac{23 \left(1 - \frac{800}{1800} \right) - 22 \left(1 - \frac{1300}{1800} \right)}{\frac{500}{1800} \cdot 45} = 0,533$$

Hieraus erhält man t_U^{\min} des Sperrzyklus:

$$t_U^{\min} = t_{U1}^{\min} = \frac{\sum Z_1}{1 - \left(\frac{\alpha_8 \cdot q_8}{q_s} + \sum_{i=2,5} \frac{q_i}{q_s} \right)} = 54,0 \text{ s}$$

$$= t_{U2}^{\min} = \frac{\sum Z_2}{1 - \left(\frac{(1-\alpha_8)q_8}{q_s} + \sum_{i=11,9} \frac{q_i}{q_s} \right)} = 54,0 \text{ s} .$$

Der zweite gefundene Sperrzyklus (2-11-8-5-9-2) ist aufgrund der geringen Summe der Zwischenzeiten (25 s) unkritisch.

Die Umlaufzeit läßt sich ebenfalls durch folgende Überlegung herleiten. Da der Sperrzyklus aus einer geschlossenen Abfolge der Freigabezeiten von Signalgruppen, die in der gewählten Reihenfolge unverträglich zueinander sind, besteht, ergibt sich in diesem Beispiel die Gleichung (s. Abb. 3.2-6):

$$\begin{aligned} t_{U1}^{\min} + t_{U2}^{\min} &= \sum_{i \in \Gamma_8} t_{Gr_i} + \sum_{(i,k) \in \Gamma_Z} ZZ(i,k) & (I) \\ &= t_{Gr_2} + ZZ(2,5) + t_{Gr_5} + ZZ(5,8) + t_{Gr_8} + ZZ(8,11) \\ &\quad + t_{Gr_{11}} + ZZ(11,9) + t_{Gr_9} + ZZ(9,2) \end{aligned}$$

Die Gleichung (I) unterscheidet sich von der Gleichung in GLEUE (1972) und den RiLSA (1981) durch die Summe von zwei Umlaufzeiten statt einer Umlaufzeit; jedoch wird so erst die über die Sperrgruppenbetrachtung hinausgehende, allgemeine Berücksichtigung der Sperrzyklen möglich.

Unter der Annahme, daß

$$t_{U1}^{\min} \stackrel{!}{=} t_{U2}^{\min}$$

gilt

$$t_{U1}^{\min} + t_{U2}^{\min} = 2 \cdot t_U^{\min} = \sum_{i \in \Gamma S} t_{Gr_i} + \sum_{(i,k) \in \Gamma Z} ZZ(i,k) \quad (II)$$

Für Gleichung (II) gilt grundsätzlich die Forderung, daß in der minimal erforderlichen Umlaufzeit genau so viele Fahrzeuge abfließen können wie durchschnittlich während der Umlaufzeit ankommen.

Über zwei Umlaufzeiten gesehen, ergibt sich so für jede Signalgruppe i:

$$2 \cdot \frac{q_i}{3600} \cdot t_U^{\min} \stackrel{!}{=} 2 \cdot t_{Gr_i} \cdot \frac{q_s}{3600}$$

$$t_{Gr_i} \stackrel{!}{=} \frac{q_i}{q_s} \cdot t_U^{\min} .$$

Eingesetzt in (II) ergibt sich

$$2 \cdot t_U^{\min} = \sum_{i \in \Gamma S} \frac{q_i}{q_s} \cdot t_U^{\min} + \sum_{(i,k) \in \Gamma Z} ZZ(i,k) .$$

Damit erhält man die minimal erforderliche Umlaufzeit

$$t_U^{\min} = \frac{\sum_{(i,k) \in TZ} ZZ(i,k)}{2 - \sum_{i \in TB} \frac{q_i}{q_B}}$$

und damit für das obige Beispiel

$$t_U^{\min} = \frac{45}{2 - \frac{2100}{1800}} = 54 \text{ s}$$

mit den folgenden Freigabezeiten:

$$t_{Gr_i} = \frac{400}{1800} \cdot 54 \text{ s} = 12 \text{ s} \quad \text{für } i=2,5,9,11$$

$$t_{Gr_8} = \frac{500}{1800} \cdot 54 \text{ s} = 15 \text{ s} .$$

Mit der Umlaufzeit $t_U = 54 \text{ s}$ läßt sich der in Abb. 3.2-7 gezeigte Signalzeitenplan zusammenstellen.

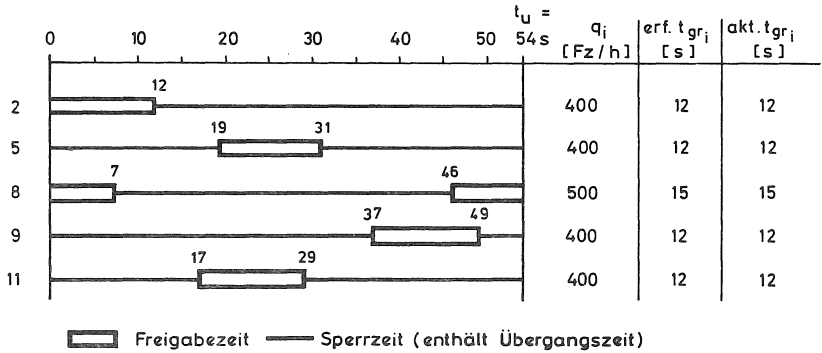


Abb. 3.2-7: Signalzeitenplan für Zwischenzeitenmatrix B

Um die Einhaltung der Zwischenzeiten zu überprüfen, wird in Abb. 3.2-8 die Matrix B der erforderlichen Zwischenzeiten der Matrix der aktuellen, d.h. der im Signalzeitenplan enthaltenen, Zwischenzeiten gegenübergestellt und die Differenzmatrix gebildet.

Matrix der erforderlichen
Zwischenzeiten

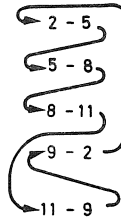
		beginnende Ströme				
		2	5	8	9	11
endende Ströme	2	×	7	×	5	2
	5	5	×	15	3	×
	8	×	5	×	×	10
	9	5	5	×	×	5
	11	5	×	10	8	×
	×	×	×	×	×	×

Matrix der aktuellen
Zwischenzeiten

		beginnende Ströme				
		2	5	8	9	11
endende Ströme	2	×	7	×	25	5
	5	23	×	15	6	×
	8	×	12	×	×	10
	9	5	24	×	×	22
	11	25	×	17	8	×
	×	×	×	×	×	×

Differenzmatrix $\Delta = B' - B$

		beginnende Ströme				
		2	5	8	9	11
endende Ströme	2	×	0	×	20	3
	5	18	×	0	3	×
	8	×	7	×	×	0
	9	0	19	×	×	17
	11	20	×	7	0	×
	×	×	×	×	×	×

Sperrzyklus ($\Delta_{i,k} = 0$)Abb. 3.2-8: Darstellung der Matrix der erforderlichen
und der aktuellen Zwischenzeiten im Signal-
zeitenplan und der Differenzmatrix

In der Matrix der Differenzen ist an den Elementen gleich 0 zu erkennen, welche Abfolge von unverträglichen Signalgruppen für die erforderliche Umlaufzeit maßgebend ist.

3.3 Graphentheoretische Interpretation

STOFFERS (1968) benutzte als erster die Graphentheorie als Hilfsmittel, um bestimmte Problemstellungen, die während des Prozesses der Erstellung eines Festzeit-signalprogrammes auftreten, klar definieren zu können; da sich diese Vorgehensweise bewährt hat, wird auch in dieser Arbeit auf das graphentheoretische Instrumentarium zurückgegriffen. Das Grundelement dieser Theorie ist ein Graph $G = (K,U)$, der aus einer Knotenmenge K und einer Kantenmenge U besteht, wobei jede Kante durch die zwei Knoten, die sie verbindet, identifiziert wird. Werden aufgrund der Problemstellung gerichtete Kanten (Pfeile) benötigt, so wird $D = [K,P]$ ein Digraph mit der Knotenmenge K und der Pfeilmenge P genannt. Da in den nachfolgenden Darstellungen Signalgruppen als Knoten dargestellt werden, werden die Begriffe "Signalgruppe" und "Knoten" synonym verwendet. Die nachfolgenden Überlegungen bezüglich des Verfahrens AkF werden jeweils an dem Beispielknotenpunkt aus Kapitel 3.2 verdeutlicht.

Von TULLY (1976) wurde zum ersten Mal der Begriff des Konfliktgraphen geprägt, der für jede Signalgruppe einen Knoten und für jede Unverträglichkeit zwischen zwei Signalgruppen eine Kante enthält (s. Abb.3.3-1).

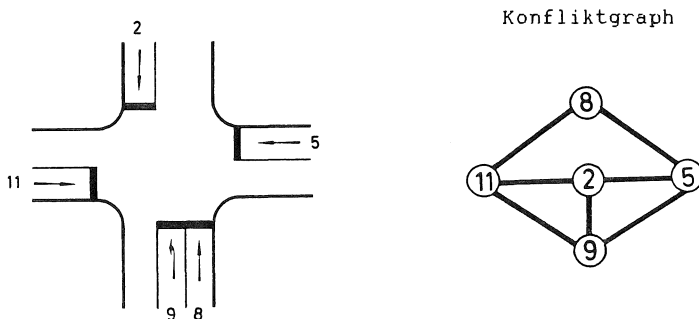


Abb. 3.3-1: Konfliktgraph zum Beispielknotenpunkt aus Kapitel 3.2

Sperrgruppen ergeben sich aus diesem Konfliktgraphen als maximale, vollständige Untergraphen (MVUG). Untergraphen enthalten nach NEUMANN (1975) eine Teilmenge der Knoten des zugrundeliegenden Graphen und alle zwischen ihnen existierenden Kanten. Vollständig ist ein Untergraph dann, wenn zwischen je zwei Knoten eine Kante existiert; dies entspricht der Bedingung der paarweisen Unverträglichkeit von Signalgruppen einer Sperrgruppe. Maximal ist der Untergraph, wenn sich kein weiterer Knoten in die Knotenmenge einfügen läßt, ohne daß die Bedingung der Vollständigkeit verletzt wird (s. Abb. 3.3-2).

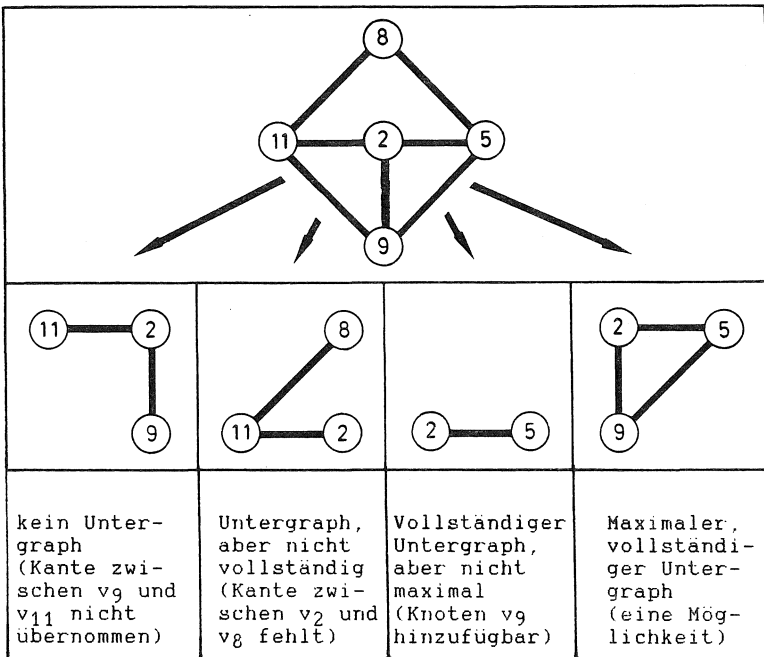


Abb 3.3-2: Erläuterung des Begriffes "Maximaler, vollständiger Untergraph"

Durch die Anpassung des Additions- oder Gruppenschemas des Verfahrens AkF entsprechend der vorliegenden Knotenpunktgeometrie sollen alle Sperrgruppen ermittelt werden; dieser Arbeitsschritt läßt sich mit den oben eingeführten Begriffen der Graphentheorie formulieren als "Suche nach allen maximalen, vollständigen Untergraphen im zugrundeliegenden Konfliktgraphen". Anzumerken ist hierbei, daß durch eine derartige Formalisierung der Aufgabe durchaus mehr Sperrgruppen gefunden werden können, als diejenigen, die nach GLEUE's Arbeitsanleitung durch die Anpassung des AkF-Schemas entstehen. Dieser Fall kann z.B. dann eintreten, wenn durch die Zusammenfassung von unterschiedlichen motorisierten Strömen in einer Signalgruppe zusätzlich eine Signalgruppe mit Fußgängerströmen in eine Sperrgruppe aufgenommen werden müßte. Nach der Ermittlung aller Sperrgruppen kann wiederum die kritische Sperrgruppe als die mit der höchsten Belastungssumme bestimmt werden.

Sucht man nach einer entsprechenden Phaseneinteilung, so müssen hierzu erst die möglichen Phasen bestimmt werden.

Hierzu benutzt man den komplementären Graphen des Konfliktgraphen, den sogenannten Verträglichkeitsgraphen. Der zu einem Graphen G komplementäre Graph \bar{G} besteht zum einen aus der gleichen Knotenmenge wie G ; zum anderen enthält er jedoch überall dort eine Kante, wo G keine Kante besitzt und umgekehrt (s. Abb. 3.3-3).

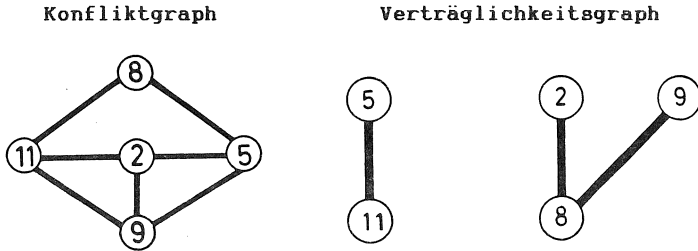


Abb. 3.3-3: Beispiel für einen Verträglichkeitsgraphen (Knotenpunkt aus Kapitel 3.2)

Phasen sind wiederum MVUG in dem Verträglichkeitsgraphen (STOFFERS (1968)), wobei im Falle des Verfahrens AkF nur diejenigen MVUG in Frage kommen, die eine Signalgruppe aus der kritischen Sperrgruppe enthalten (s. Abb. 3.3-4).

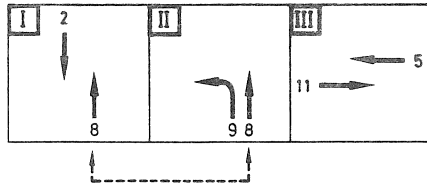


Abb. 3.3-4: Mögliche Phasen am Knotenpunkt aus Kapitel 3.2

Die Ermittlung einer Phaseinteilung ist damit ebenso wie die Bestimmung der möglichen Phasenfolgen ein rein kombinatorisches Problem. Die Auswahl der optimalen Phasenfolge kann z.B. wie beim Verfahren AkF über die Minimierung der Zwischenzeitensumme zwischen den Signalgruppen der kritischen Sperrgruppe erfolgen.

Da für die folgenden Betrachtungen die Reihenfolge, in der die Signalgruppen Freigabezeit erhalten, wichtig ist, reicht der mit ungerichteten Kanten gebildete Kon-

fliktgraph (KG) nicht mehr aus; er wird in den symmetrischen Konfliktdigraphen SKD umgewandelt, bei dem jede Kante durch zwei entgegengesetzt gerichtete Pfeile ersetzt wird. Durch die Angabe der Richtung können die zwei Pfeile, die aus einer Unverträglichkeit repräsentierenden Kante des Konfliktdigraphen hervorgegangen sind, im symmetrischen Konfliktdigraphen als die zwei einzuhaltenden Zwischenzeiten angesehen werden; der Startknoten eines Pfeiles ist dann die räumende, der Endknoten die einfahrende Signalgruppe (s. Abb. 3.3-5).

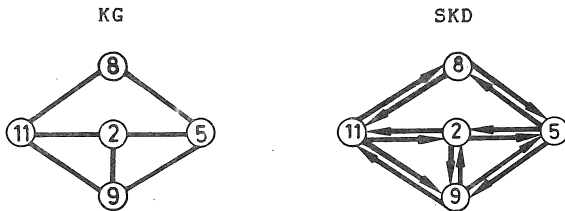


Abb. 3.3-5: Übergang vom Konfliktdigraphen (KG) zum symmetrischen Konfliktdigraphen (SKD) (Knotenpunkt aus Kapitel 3.2)

Der so konstruierte symmetrische Konfliktdigraph ist außerdem ein Vorgangsknotennetz (NEUMANN (1975), S. 191), in dem allgemein die Vorgänge durch Knoten und die Abfolgebedingungen der Vorgänge untereinander durch Pfeile dargestellt werden. Ordnet man dementsprechend den Pfeilen Minimaldauern in Höhe der Zwischenzeiten zu, und interpretiert man die Knoten als Freigabezeiten der jeweiligen Signalgruppe, so sind hiermit die Bedingungen, die aus den Zwischenzeiten resultieren, berücksichtigt. Dies bedeutet a priori noch nicht, daß die Freigabezeiten zweier zueinander unverträglicher Signalgruppen direkt aufeinander folgen müssen. Es kann jedoch angenommen werden - und damit haben die Schritte "Bestimmung der Phaseneinteilung und der Phasenfolge" eine weitere Bedeutung -, daß für die Zwischenzeit je-

weils dreier untereinander paarweise unverträglicher Signalgruppen (A,B,C) gilt:

$$ZZ(A,C) \leq ZZ(A,B) + t_{Gr_B} + ZZ(B,C)$$

Dieser Sachverhalt wird im folgenden als "Annahme der Dreiecksungleichung der Zwischenzeiten" bezeichnet und durch Abbildung 3.3-6 verdeutlicht.

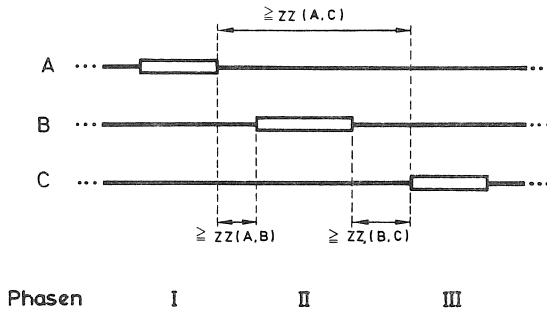
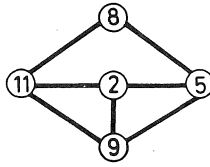


Abb. 3.3-6: Dreiecksungleichung der Zwischenzeiten

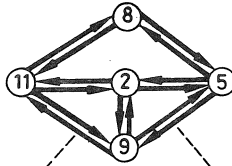
Die obige Annahme führt dazu, daß bestimmte Pfeile im SKD redundant werden und eine bestimmte Phasenfolge zu einem bestimmten gerichteten Konfliktteilgraphen⁵⁾ (GKTG) führt; in der folgenden Abbildung 3.3-7 kann aufgrund der Dreiecksungleichung z.B. bei der Phasenfolge I-III-II der Pfeil vom Knoten v_2 zu v_9 und damit die Berücksichtigung dieser Zwischenzeit als Nebenbedingung entfallen, da die Summe aus den Zwischenzeiten von den Signalgruppen 2 auf 5 und 5 auf 9 plus der Freigabezeit für Signalgruppe 5 sicher größer ist.

5) Ein Teilgraph muß eine Untermenge der Knoten des zugrundeliegenden Graphen (Digraphen), im Gegensatz zu einem Untergraphen aber nicht alle zwischen diesen Knoten existierenden Kanten (Pfeile) enthalten.

KG

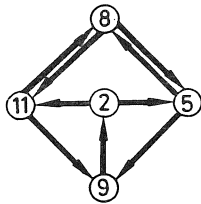


SKD



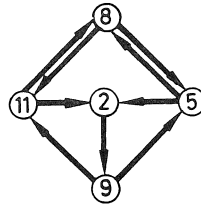
GKTG (a)

GKTG (b)



Phasenfolge

I - III - II



Phasenfolge

I - II - III

Abb. 3.3-7: Übergang vom Konfliktgraphen (KG) über den symmetrischen Konfliktdigraphen (SKD) zu den gerichteten Konflikteilgraphen (GKTG) des Beispiels aus Kapitel 3.2

Betrachtet man nun einen GKTG, so kann jeder Sperrgruppe SG_j ($j = 1, \dots, s$) aus dem Konfliktgraphen exakt ein Sperrzyklus $SZ_j = [K_j^{SZ}, P_j^{SZ}]$ zugeordnet werden und die Suche nach der erforderlichen Umlaufzeit ergibt sich analog zu GLEUE zu:

$$\text{erf. } t_U = \max_{SZ_j} \{t_U^{\min}(SZ_j)\}$$

wobei jeder Sperrzyklus nur über eine Umlaufzeit reicht und damit gilt:

$$t_U^{\min}(SZ_j) = \frac{\sum_{(i,k) \in TZ_j} ZZ(i,k)}{1 - \sum_{i \in TS_j} \frac{q_i}{q_S}}$$

TS_j : Menge der Signalgruppen i mit Freigabezeit im Sperrzyklus j

TZ_j : Menge der Indexpaare (i,k) der erforderlichen Zwischenzeiten im Sperrzyklus j

Mit dieser Umlaufzeit sind jedoch eventuelle Minimalfreigabezeiten noch nicht erfüllt. Bezieht man diesen Punkt mit ein und ordnet jedem Pfeil $l_m = (v_i, v_k) \in P_j^{SZ}$ die Zwischenzeit $z(l_m)$ zwischen den Signalgruppen i und k zu, so läßt sich das Problem folgendermaßen als lineares Optimierungsproblem formulieren:

$$t_U \rightarrow \min$$

unter den Nebenbedingungen

$$\sum_{v_i \in K_j^{SZ}} t_{Gr_i} + \sum_{l_m \in P_j^{SZ}} z(l_m) \leq t_U \quad \forall j=1, \dots, s \quad (1)$$

$$t_{Gr_i} \geq \frac{q_i}{q_s} \cdot t_U \quad \forall i=1, \dots, g \quad (2)$$

$$t_{Gr_i} \geq t_{Gr_i}^{\min} \quad \forall i=1, \dots, g \quad (3)$$

Hierbei können in den Signalgruppen s_i ($i=1, \dots, g$) sowohl Kraftfahrzeug- als auch Fußgängerströme berücksichtigt werden.

Aus der Darstellung in Kapitel 3.2 ergab sich, daß die Unzulänglichkeit des Verfahrens AkF bei der Bestimmung von Umlauf- und Freigabezeiten in der alleinigen Auswertung der Sperrgruppen liegt, denen eindeutig nur über eine Umlaufzeit reichende Sperrzyklen zugeordnet werden können. Damit ergibt sich aus der Lösung des obigen linearen Optimierungsproblems nicht in allen Fällen ein zulässiges Signalprogramm. Werden aber, wie im folgenden gezeigt, alle Sperrzyklen z.B. des gerichteten Konfliktgraphen GKTG (a) in Abb. 3.3-7 ausgewertet, so erhält man auch für obiges Beispiel aus 3.2 ein zulässiges Signalprogramm.

Aus dem GKTG ergeben sich nämlich über die den Sperrgruppen zugeordneten Sperrzyklen $SZ_1 - SZ_4$ hinaus die Sperrzyklen SZ_5 und SZ_6 , die in Abbildung 3.3-8 dargestellt sind.

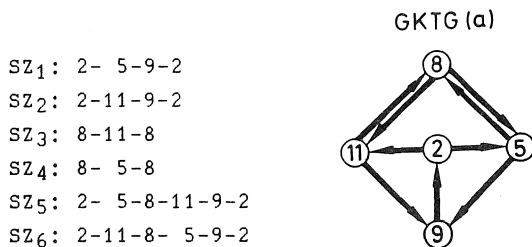


Abb. 3.3-8: Sperrzyklen im gerichteten Konflikteilgraphen GKTG (a) des Beispielles aus Kapitel 3.2

Diese Sperrzyklen treten als Sperrgruppen nicht im Schema AkF auf, da sie über zwei Umlaufzeiten reichen. Mit der Formel der t_U^{\min} für Sperrzyklen aus Kapitel 3.2.3 läßt sich die $t_U^{\min} = 54$ s berechnen und, wie in Abb. 3.2-7 bereits gezeigt, ein Signalzeitenplan zusammenstellen.

3.4 Schlußfolgerungen

In den vorhergehenden Unterkapiteln wurde gezeigt, daß das Verfahren AkF nach GLEUE (1972) nicht immer zu zulässigen Lösungen führt, und damit nicht direkt für die geschlossene Berechnung eines Signalprogramms verwendet werden kann. Darüber hinaus wurden einzelne Arbeitsschritte innerhalb dieses Verfahrens mithilfe der Graphentheorie formalisiert, so daß auf dieser Grundlage Algorithmen entwickelt und zur Unterstützung des Bearbeiters als EDV-Programm realisiert werden können. Für ein geschlossenes Berechnungsmodell wurde ein Ansatz abgeleitet, der im folgenden Kapitel 4 detaillierter beschrieben und graphentheoretisch begründet wird. Bei diesem Modell - wie auch dem darauffolgenden in Kapitel 5 - sollen die Nebenbedingungen, die vom Bearbeiter vorgegeben werden, direkt in den Berechnungsprozeß eingehen, um das mehrfache Durchlaufen einer Schleife (z.B. zur Erfüllung der Mindestfreigabezeiten) soweit möglich zu vermeiden.

4. SIGNALGRUPPENORIENTIERTES MODELL ZUR BERECHNUNG DER DAUER DER UMLAUFZEIT UND DER FREIGABEZEITEN

Nach den Begriffsbestimmungen in Kapitel 4.1 wird das signalgruppenorientierte Modell in Kapitel 4.2 formal definiert. Anschließend werden in 4.3 die Optimierungsprobleme für die Kriterien "Mindestens erforderliche Umlaufzeit" (4.3.1) und "Maximale Leistungsfähigkeit" (4.3.2) formuliert. Durch die Lösung der in Kapitel 4.3 formulierten Optimierungsprobleme wird zwar ein zulässiges Signalprogramm mit einer Umlaufzeit und Freigabezeiten berechnet, die alle Nebenbedingungen erfüllen; trotzdem kann es möglich sein, einzelne Freigabezeiten zu verlängern, bis jede Freigabezeit durch mindestens zwei erforderliche Zwischenzeiten begrenzt wird. Für die optimale Ausnutzung dieser Freiräume wird in Kapitel 4.4 ein Algorithmus formuliert. Kapitel 4.5 beinhaltet mögliche Erweiterungen des Modells. So wird ein Ansatz dargestellt, mit dem die Möglichkeit von zwei Freigabezeiten pro Umlaufzeit für bestimmte Signalgruppen geschaffen wird; außerdem wird das Optimierungskriterium "Minimaler Zeitverlust" diskutiert.

4.1 Begriffsbestimmungen

Die Begriffsbestimmungen in diesem Kapitel sind entsprechend den in NEUMANN (1975) verwendeten grundlegenden Definitionen festgelegt worden (s. Anhang A4); die Definitionen 11, 12 und 13 sowie die Bemerkungen G und H orientieren sich an Begriffen, die in BERGE/GHOUILA-HOURI (1967) benutzt werden.

Def.1: Signalgruppenmenge S

Die Signalgruppenmenge S enthält jede am Knotenpunkt getrennt zu steuernde Signalgruppe s_i :
 $S = \{s_1, \dots, s_g\}$.

Def.2: Konfliktgraph KG

Ein Konfliktgraph $KG=(K,U)$ ist ein Graph, dessen Knotenmenge K für jede Signalgruppe s_i des gegebenen Knotenpunktes einen Knoten v_i enthält; jedem Paar von Knoten (v_i, v_k) mit $v_i, v_k \in K$ wird eine Kante u zugeordnet, wenn die durch die Knoten repräsentierten Signalgruppen unverträglich zueinander sind. Die Menge der Kanten ist U .

Bem.A: Die Begriffe "Knoten" (eines Graphen) und "Signalgruppe" werden synonym verwendet.

Bem.B: Isolierte Knoten in einem KG weisen darauf hin, daß die zulässige Signalgruppe nicht signalisiert werden müßte, da sie zu allen anderen Signalgruppen verträglich ist.

Gibt es mehr als eine Zusammenhangskomponente⁶⁾ (s. Abb. 4.1-1), so muß jede Zusammenhangskomponente als einzelner KG weiter verfolgt werden. Signaltechnisch bedeutet dies, daß es Untermengen von Signalgruppen gibt, die völlig unabhängig voneinander Freigabezeit erhalten.

6) Eine (starke) Zusammenhangskomponente ist eine maximale Menge der Knoten eines Graphen (Digraphen), die untereinander durch eine Kantenfolge (Pfeilfolge) erreichbar sind.

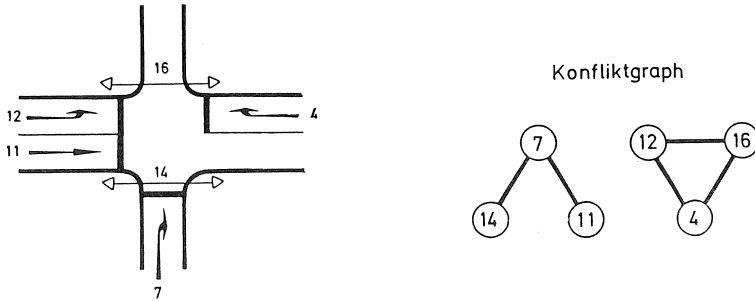


Abb. 4.1-1: Beispiel für einen Konfliktgraph mit zwei Zusammenhangskomponenten

Def.3: Verträglichkeitsgraph VG

Ein Verträglichkeitsgraph $VG=(K,E)$ ist ein Graph, dessen Knotenmenge K für jede Signalgruppe s_i des gegebenen Knotenpunktes einen Knoten v_i enthält; jedem Paar von Knoten (v_i,v_k) mit $v_i,v_k \in K$ wird eine Kante e zugeordnet, wenn die durch die Knoten repräsentierten Signalgruppen verträglich zueinander sind. Die Menge der Kanten ist E .

Bem.C: Der Verträglichkeitsgraph VG ist der zu dem Konfliktgraphen KG des gegebenen Knotenpunktes komplementäre Graph.

Def.4: Clique C

Eine Clique $C=(K^C,E^C)$ ist ein maximaler, vollständiger Untergraph eines Verträglichkeitsgraphen mit der Knotenmenge K^C und der Kantenmenge E^C .

Bem.D: Der Begriff der Clique wird in Erweiterung des Begriffes der Phase (Begriffsbestimmungen der FGSV) für die formale Definition des Modelles verwendet.

Def.5: Sperrgruppe SG

Eine Sperrgruppe $SG=(K^{SG}, U^{SG})$ ist ein maximaler, vollständiger Untergraph eines Konfliktgraphen mit der Knotenmenge K^{SG} und der Kantenmenge U^{SG} .

Def.6: Menge von Sperrgruppen MSG

Die Menge von Sperrgruppen $MSG=\{SG_1, \dots, SG_b\}$ enthält alle Sperrgruppen eines KG und ist damit maximal.

Def.7: Symmetrischer Konfliktdigraph SKD

Ein symmetrischer Konfliktdigraph $SKD=[K, P]$ ist der dem Konfliktgraphen $KG=(K, U)$ zugeordnete Digraph, der für jede im KG existierende Kante $u=(v_i, v_k)$ zwei entgegengesetzt gerichtete Pfeile $p_1=[v_i, v_k]$ und $p_2=[v_k, v_i]$ enthält; die Menge der Knoten ist K , die Menge der Pfeile P .

Def.8: Zwischenzeitenmatrix Z von SKD

Für einen symmetrischen Konfliktdigraphen $SKD=[K, P]$ gibt es eine Matrix Z , die für jeden Pfeil $p=[v_i, v_k] \in P$ die mindestens erforderliche Zwischenzeit zwischen den Signalgruppen i und k , $z(p)$ enthält.

Die Matrix $Z(SKD)$ mit den Elementen

$$z_{i,k} := \begin{cases} z([v_i, v_k]), & [v_i, v_k] \in P \quad (\text{unverträglich}) \\ -\infty & \text{sonst} \quad (\text{verträglich}) \end{cases}$$

heißt Zwischenzeitenmatrix Z von SKD.

Bem.E: Die Zwischenzeitenmatrix wird normalerweise strombezogen und nicht, wie hier, signalgruppenbezogen dargestellt; für das vorliegende Modell kann jedoch jede strombezogene Zwischenzeitenmatrix in eine signalgruppenbezogene umgewandelt werden, indem dort jeweils nur der maximale Wert der Zwischenzeiten zwischen den Strömen zweier unverträglicher Signalgruppen eingetragen wird.

Def.9: Gerichteter Konfliktteilgraph GKTG

Ein gerichteter Konfliktteilgraph $GKTG=[K^T, P^T]$ ist ein Teilgraph eines symmetrischen Konflikt-digraphen SKD, bei dem für je drei paarweise untereinander unverträgliche Signalgruppen i, j, k folgendes gilt:

Falls $[v_i, v_j] \in P^T$ und $[v_j, v_k] \in P^T$, dann ist $[v_i, v_k] \notin P^T$.

Bem.F: Bei dem Übergang vom symmetrischen Konfliktdigraphen zum gerichteten Konfliktteilgraphen gilt die in 3.3 gemachte Annahme der "Dreiecksungleichung der Zwischenzeiten" bei drei Signalgruppen einer Sperrgruppe.

Bezeichnet t_{Gr} , die Freigabezeit für Strom j , so bedeutet dies formal:

$$z(v_i, v_j) + t_{Gr_j} + z(v_j, v_k) \geq z(v_i, v_k),$$

wobei $[v_i, v_j], [v_j, v_k], [v_i, v_k] \in P$

Aus dieser Bedingung resultiert, daß die durch Pfeil $[v_i, v_k]$ repräsentierte Zwischenzeitbedingung nicht wirksam wird und deshalb der Pfeil $[v_i, v_k]$ nicht in die Pfeilmenge P^T des GKTG übernommen zu werden braucht. Bedingung ist hierfür dann natürlich, daß der Pfeilzyklus der Sperrgruppe SG mit der Knotenmenge $K^{SZ}=\{v_i, v_j, v_k\}$ im GKTG lautet: $[v_i, v_j, v_k, v_i]$, und damit die Abfolge der Signalgruppenströme in der Sperrgruppe festgelegt ist (vgl. Abb. 3.3-6 auf S. 47).

Def.10: Sperrzyklus SZ

Ein Sperrzyklus $SZ=[K^{SZ}, P^{SZ}]$ ist eine geschlossene Pfeilfolge mit lauter verschiedenen Zwischenknoten und damit ein Teilgraph des GKTG mit der Knotenmenge K^{SZ} und der Pfeilmenge P^{SZ} .

Bem.G: Die Knoten einer Sperrgruppe ergeben damit immer einen Sperrzyklus; aber nicht immer gehören die Knoten eines Sperrzyklus auch zu einer einzigen Sperrgruppe.

Bem.H: Sperrzyklen können mehr als eine Umlaufzeit überdecken.

Def.11: Vektordarstellung eines Sperrzyklus

Ist die Anzahl der Pfeile eines GKTG von 1 bis m ($|P^T|=m$) durchnummeriert, so läßt sich jedem Sperrzyklus $SZ=[K^{SZ}, P^{SZ}]$ ein Vektor $\vec{w}=(w_1, w_2, \dots, w_m)$ zuordnen, wobei

$$w_i := \begin{cases} 0 & \text{falls } i \notin P^{SZ} \\ 1 & \text{falls } i \in P^{SZ} \end{cases}$$

Bem.I: Mit dieser Definition läßt sich die Summe von zwei Sperrzyklen SZ_i und SZ_j als vektorielle Summe der zugeordneten Vektoren \vec{w}_i und \vec{w}_j interpretieren.

Def.12: Abhängigkeit von Sperrzyklen

Die Sperrzyklen SZ_1, SZ_2, \dots, SZ_s sind abhängig, falls eine Beziehung der Form

$$r_1 \cdot \vec{w}_1 + r_2 \cdot \vec{w}_2 + \dots + r_s \cdot \vec{w}_s = 0$$

existiert, wobei r_1, r_2, \dots, r_s nicht alle gleich Null sind.

Bem.K: Falls SZ_1, SZ_2, \dots, SZ_s nicht abhängig sind, so werden sie als unabhängig bezeichnet.

Def.13: Sperrzyklenbasis


Eine Sperrzyklenbasis ist eine Menge $SZB = \{SZ_1, SZ_2, \dots, SZ_S\}$ von unabhängigen Sperrzyklen eines GKTG, so daß der Vektor \vec{w}_x jedes anderen Sperrzyklus SZ_x sich in der Form

$$\vec{w}_x = r_1 \cdot \vec{w}_1 + r_2 \cdot \vec{w}_2 + \dots + r_S \cdot \vec{w}_S$$

schreiben läßt, wobei r_1, r_2, \dots, r_S geeignete Zahlen sind.

Def.14: Reihungsindex RI

Jedem Knoten $k \in K$ eines SKD= $[K, P]$ wird eine natürliche Zahl r_k in der Weise zugeordnet, daß für eine bestimmte Signalprogrammstruktur bezogen auf einen beliebigen, aber festgelegten Zeitpunkt Null im Signalprogramm gilt:

$r_k < r_j$  Falls Signalgruppe j zu Signalgruppe k unverträglich ist, so liegt, bezogen auf den festgelegten Zeitpunkt Null, das Ende der Freigabezeit für Signalgruppe j hinter dem Ende der Freigabezeit für Signalgruppe k

Bem.L: Im folgenden wird der Übersichtlichkeit halber der Reihungsindex in einem SKD oder GKTG in römischen Zahlen im Gegensatz zu arabischen Zahlen für die Knoten und damit die Signalgruppen angegeben.

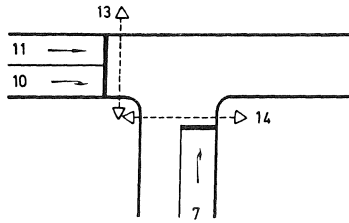
Für einzelne Signalgruppen kann es unterschiedliche Werte des Reihungsindex, die die obige Bedingung erfüllen, geben. Dies führt jedoch nicht zu unterschiedlichen Werten bei der in der nächsten Definition beschriebenen Umlaufanzahl eines Sperrzyklus.

Def.15: Umlaufanzahl n_i

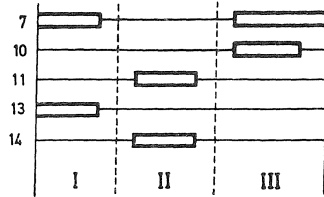
Jedem Sperrzyklus SZ_i wird eine natürliche Zahl n_i zugeordnet, die angibt, über wieviele Umläufe der Sperrzyklus reicht.

Bem.M: Die Berechnung der Umlaufanzahl n_i erfolgt in der Weise, daß auf der Grundlage der Signalprogrammstruktur jedem Knoten k des Sperrzyklus SZ_i der Reihungsindex r_k zugeordnet wird und die Anzahl der Wechsel zwischen zwei aufeinanderfolgenden Knoten k_1 und k_2 mit $r_{k_1} > r_{k_2}$ die Anzahl der Umläufe ergibt. Ein Beispiel hierfür ist in Abbildung 4.1-2 und Tabelle 4.1-1 dargestellt; im Gegensatz zu dem Beispiel in Kapitel 3.2 enthält dieser GKTG auch einen Sperrzyklus, der über mehr als zwei, nämlich drei Umläufe reicht. Das Beispiel wird detailliert im Anhang A1 erläutert.

Knotenpunktsgometrie



Signalprogrammstruktur



KG

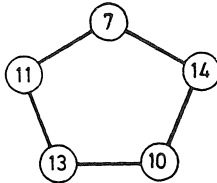
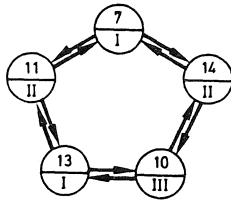
SKD $\hat{=}$ GKTG

Abb. 4.1-2: Beispiel für einen GKTG mit Reihungsindex
 (Konfliktgraph entspricht dem Beispiel in
 DICKSON/MURCHLAND (1977))

Tab.4.1-1: Sperrzyklenauswertung für den GKTG in
Abb. 4.1-2

		Umlauf- anzahl n_i
SZ ₁ Reihungs- index	7 - 14 - 7 I - II - I	1
SZ ₂ Reihungs- index	14 - 10 - 14 II - III - II	1
SZ ₃ Reihungs- index	10 - 13 - 10 III - I - III	1
SZ ₄ Reihungs- index	13 - 11 - 13 I - II - I	1
SZ ₅ Reihungs- index	11 - 7 - 11 II - I - II	1
SZ ₆ Reihungs- index	7 - 14 - 10 - 13 - 11 - 7 I - II - III - I - II - I	2
SZ ₇ Reihungs- index	7 - 11 - 13 - 10 - 14 - 7 I - II - I - III - II - I	3

Def.16: Bewerteter gerichteter Konflikteilgraph BGKTG

Der einem GKTG zugeordnete bewertete gerichtete Konflikteilgraph $BGKTG=[K^T, P^T, b]$ entsteht aus dem GKTG, indem jedem Pfeil $[v_i, v_k] \in P^T$ eine Bewertung $b_{i,k}$ zugeordnet wird.

Def.17: Länge einer Pfeilfolge

Ist $BGKTG=[K^T, P^T, b]$ ein bewerteter gerichteter Konflikteilgraph und $F=[v_{i_0}, v_{i_1}, \dots, v_{i_s}]$ eine Pfeilfolge im BGKTG, so wird

$$b(F) := \sum_{j=1}^s b([v_{i_{j-1}}, v_{i_j}])$$

Länge der Pfeilfolge F genannt.

Def.18: Potential und Potentialvektor

Ist BGKTG= $[K^T, p^T, b]$ ein bewerteter gerichteter Konfliktteilgraph, so ist eine Abbildung $\pi: K^T \rightarrow \mathbb{R}$ mit

$$\Pi(v_k) - \Pi(v_i) \geq b([v_i, v_k]) \quad \forall [v_i, v_k] \in P^T$$

ein Potential auf BGKTG. Der zugehörige Vektor $\vec{\Pi} := (\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_g)$ ist der Potentialvektor auf BGKTG.

Bem.N: Anhand eines bewerteten Digraphen $D=[V, E, b]$ werden die Begriffe Potential und Potentialvektor erläutert (nach NEUMANN (1975), S. 239).

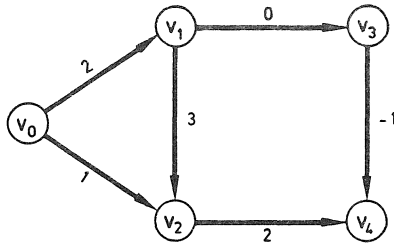


Abb. 4.1-3: Beispieldigraph
(aus: NEUMANN (1975), S. 239)

In dem bewerteten Digraphen in Abb. 4.1-3 lassen sich die Knoten v_i als Ereignisse eines Projektes interpretieren, deren zeitliche Reihung durch die Pfeile angegeben wird; die Bewertung eines Pfeiles zwischen v_i und v_k sei dann die mindestens erforderliche Zeitdauer zwischen den Ereignissen v_i und v_k . Läßt man das Startereignis v_0 des Projektes zum Zeitpunkt 0 beginnen, so kann der frühest mögliche Zeitpunkt für den Eintritt jedes anderen Ereignisses berechnet werden, indem die längste al-

ler Pfeilfolgen von v_0 zu diesem Ereignis bestimmt wird.

Formal ausgedrückt existiert somit ein Potentialvektor $\vec{\lambda} = (\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4)$, in dem λ_i den frühest möglichen Zeitpunkt für den Eintritt des Ereignisses v_i angibt, mit folgender Definition:

Ist $b(F)$ die Länge einer Pfeilfolge F von D und $\mathcal{F}(v_0, v_i)$ die Menge aller Pfeilfolgen von D mit dem Anfangsknoten v_0 und dem Endknoten v_i , so wird λ_i bestimmt durch:

$$\lambda_i := \begin{cases} 0 & , \text{ für } v_0 \\ \sup_{F \in \mathcal{F}(v_0, v_i)} b(F) & , \text{ für } v_i \in V \setminus v_0 \end{cases}$$

Für den Beispieldigraph ergibt sich so folgender Potentialvektor $\vec{\lambda}$:

$$\vec{\lambda} = (0, 2, 5, 2, 7).$$

4.2 Formulierung des signalgruppenorientierten Modelles

Als Vorgabe wird die Beschreibung der Signalprogrammstruktur erwartet, die manuell oder mithilfe eines EDV-Programms (siehe Kapitel 6) erstellt werden kann. Zwecks Übersichtlichkeit werden hier nochmals die in 2.1 und 4.1 aufgeführten Eingangsdaten und deren Bezeichnungen aufgelistet.

Gegeben seien:

- Signalgruppenmenge $S = \{s_1, s_2, \dots, s_g\}$
 - maßgebende Verkehrsbelastung q_i
 - Sättigungsverkehrsstärke q_{si}
 - maximaler Auslastungsgrad x_i^{\max}
 - Mindestfreigabezeit $t_{Gr_i}^{\min}$
 - Zwischenzeitenmatrix Z
 - obere Grenze der Umlaufzeit t_U^0
- } $\forall s_i$ mit motorisierten Strömen
- $\forall s_i \in S$

Als Vorbereitung für die nachfolgende Formulierung der Optimierungsprobleme werden folgende Schritte durchgeführt:

In ersten Schritt wird der Konfliktgraph $KG=(K,U)$ mithilfe der Zwischenzeitenmatrix bestimmt; K ist die Menge der Knoten, d.h. der Signalgruppen und U die Menge der Kanten, d.h. der Unverträglichkeiten.

Aus dem Konfliktgraph KG läßt sich im zweiten Schritt der zugehörige symmetrische Konfliktdigraph $SKD=[K,P]$ bestimmen, in dem sich jedem Pfeil eine Zwischenzeit zuordnen läßt. In dem Sonderfall, in dem der KG aus mehr als einer Zusammenhangskomponente besteht, wird jede Zusammenhangskomponente im folgenden als einzelner SKD getrennt weiterverfolgt; deshalb besteht jeder symmetrische Konfliktdigraph SKD aus einer starken Zusammenhangskomponente.

Im dritten Schritt wird der Reihungsindex aufgrund der vorgegebenen Signalprogrammstruktur bestimmt.

Der vierte Schritt enthält die Ermittlung des gerichteten Konfliktteilgraphen GKTG aus dem SKD, wobei die gemäß der Annahme der "Dreiecksungleichung der Zwischenzeiten" redundanten Pfeile gestrichen werden. Die Vorgehensweise beim Streichen der Pfeile führt jedoch dazu, daß der gerichtete Konfliktteilgraph wiederum aus einer einzigen starken Zusammenhangskomponenten besteht; denn immer dann, wenn ein Pfeil $l_m=[v_i, v_k]$ gestrichen wird, existiert weiterhin eine Pfeilfolge $F=[v_i, v_j, v_k]$, durch die v_k von v_i aus erreichbar ist.

Der gerichtete Konfliktteilgraph GKTG läßt sich nun im fünften Schritt umwandeln in einen bewerteten gerichteten Konfliktteilgraphen BGKTG, indem die Knoten als Endpunkte der Freigabezeit der entsprechenden Signalgruppe - auf die der Reihungsindex bezogen ist - interpretiert und die Pfeile mit den dazwischen liegenden Zwischen- und Freigabezeiten bewertet werden:

$$\begin{array}{l} v_i \rightarrow \begin{array}{l} T \\ \text{Gr}_i \\ E \end{array} \\ v_j \rightarrow \begin{array}{l} T \\ \text{Gr}_j \\ E \end{array} \end{array}$$

$$b[v_i, v_j] = Z([v_i, v_j]) + t_{\text{Gr}_j} \quad ; \text{ falls } r_i < r_j$$

$$b[v_i, v_j] = Z([v_i, v_j]) + t_{\text{Gr}_j} - t_U \quad ; \text{ falls } r_i > r_j$$

Interpretiert man die Pfeilbewertungen $b[v_i, v_j]$ als Mindestzeitversatz zwischen den Knoten v_i und v_j , so werden damit folgende Gleichungen erfüllt (s. Abb. 4.2-1):

$$T_{\text{Gr}_j}^E > T_{\text{Gr}_i}^E + Z([v_i, v_j]) + t_{\text{Gr}_j} \quad ; \text{ falls } r_i < r_j$$

$$T_{\text{Gr}_j}^E > T_{\text{Gr}_i}^E + Z([v_i, v_j]) + t_{\text{Gr}_j} - t_U \quad ; \text{ falls } r_i > r_j$$

Signalprogrammstruktur

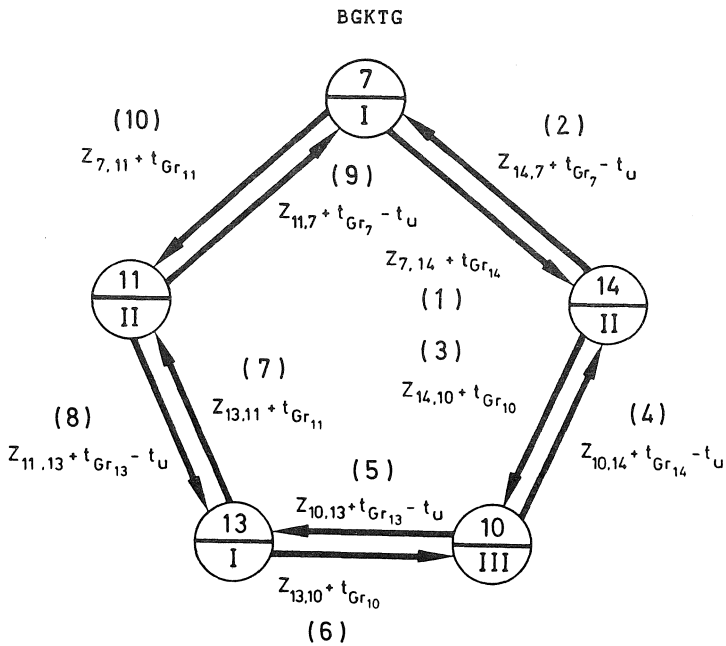
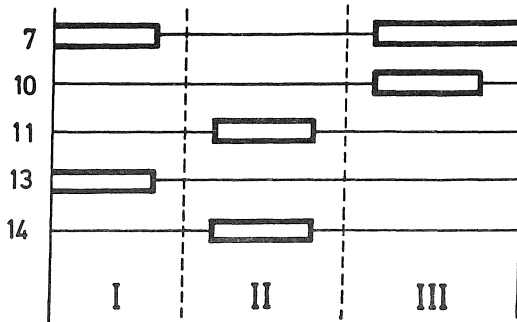


Abb. 4.2-1: Beispiel für einen BGKTG mit Reihungsindex
(Konfliktgraph entspricht dem Beispiel in
DICKSON/MURCHLAND (1977))

Damit entspricht der Vektor der Endzeitpunkte der Freigabezeiten der Signalgruppen i ,

$$\vec{T}_{Gr}^E = (T_{Gr_{i_1}}^E, \dots, T_{Gr_{i_s}}^E)$$

der Definition eines Potentialvektors auf $BGKTG=[K^T, P^T, b]$, da für die Abbildung $T^E:K^T \rightarrow R$ folgendes gilt:

$$T_{Gr_j}^E - T_{Gr_i}^E \geq b([v_i, v_j]) \quad \forall (v_i, v_j) \in P^T$$

Deshalb kann folgender grundlegender Satz verwendet werden, auf dem die Formulierung der Optimierungsprobleme in den folgenden Kapiteln aufbaut (NEUMANN (1975), S. 240):

Satz I: Es existiert genau dann ein Potential π auf einem bewerteten Digraph D , wenn D keine Zyklen positiver Länge enthält.

Der Begriff "Potential π " bezieht sich auf die allgemeine Definition 15 in Kapitel 4.1; für die Anwendung in dieser Arbeit läßt sich damit folgender Satz formulieren:

Satz I': Es existiert genau dann ein Potential \vec{T}_{Gr}^E auf dem bewerteten gerichteten Konfliktgraphen $BGKTG$, wenn $BGKTG$ keine Sperrzyklen positiver Länge enthält.

Hieraus folgt nun direkt, daß für die Berechnung einer möglichen Lösung \vec{T}_{Gr}^E erstens eine Sperrzyklenbasis mit unabhängigen Sperrzyklen (vgl. Def. 13 in 4.1) bestimmt werden muß; zweitens ist bei der Formulierung des Optimierungsproblems sicherzustellen, daß die in der Basis enthaltenen Sperrzyklen keine positive Länge erhalten.

Dies gilt im besonderen dann, wenn die Sperrzyklen die Länge Null haben.

Da der GKTG und damit auch der BGKTG stark zusammenhängend ist, läßt sich für die Bestimmung der Sperrzyklenbasis folgender Satz anwenden (BERGE (1967), S. 133).

Ist in einem stark zusammenhängenden Digraph die Anzahl der Pfeile gleich m und die Anzahl der Knoten gleich n , so gilt:

Satz II: Ein stark zusammenhängender Digraph D besitzt eine Basis von $k(D)=m-n+1$ unabhängigen Zyklen.

Der Satz kann entsprechend den in dieser Arbeit verwendeten Begriffsbestimmungen folgendermaßen formuliert werden:

Satz II': Ein bewerteter gerichteter Konflikteilgraph BGKTG besitzt eine Basis von $k(\text{BGKTG})=m-n+1$ unabhängigen Sperrzyklen.

Im sechsten Schritt werden die Sperrzyklen bestimmt; da sich jeder Sperrzyklus als Linearkombination der Sperrzyklen aus der Basis darstellen läßt, reicht es aus, diese $s=m-n+1$ Sperrzyklen zu bestimmen und in der Menge $\text{SZB}=\{\text{SZ}_1, \dots, \text{SZ}_s\}$ zusammenzufassen.

Anhand des Beispielles von DICKSON/MURCHLAND wird dieser Sachverhalt kurz erläutert: Nach Tabelle 4.1-1 gibt es sieben Sperrzyklen, die im folgenden nochmals kurz aufgelistet sind; unter dem Anfangs- und Endknoten jedes Pfeiles aus einem Sperrzyklus ist in der Tabelle die Nummer des Pfeiles entsprechend einer frei gewählten Numerierung eingetragen.

Tab. 4.2-1: Sperrzyklenauswertung für den BGKTG in
Abb. 4.2-1

Sperrzyklus 1:	7 - 14 - 7
Pfeilnummern :	$P^{SZ_1} = \{1, 2\}$
Sperrzyklus 2:	14 - 10 - 14
Pfeilnummern :	$P^{SZ_2} = \{3, 4\}$
Sperrzyklus 3:	10 - 13 - 10
Pfeilnummern :	$P^{SZ_3} = \{5, 6\}$
Sperrzyklus 4:	13 - 11 - 13
Pfeilnummern :	$P^{SZ_4} = \{7, 8\}$
Sperrzyklus 5:	11 - 7 - 11
Pfeilnummern :	$P^{SZ_5} = \{9, 10\}$
Sperrzyklus 6:	7 - 14 - 10 - 13 - 11 - 7
Pfeilnummern :	$P^{SZ_6} = \{1, 3, 5, 7, 9\}$
Sperrzyklus 7:	7 - 11 - 13 - 10 - 14 - 7
Pfeilnummern :	$P^{SZ_7} = \{10, 8, 6, 4, 2\}$

Nach obiger Formel enthält die Basis jedoch nur $10-5+1=6$ Zyklen; nimmt man z.B. die Sperrzyklen 1 bis 6 in die Basis auf, so läßt sich Sperrzyklus 7 als Linearkombination dieser 6 Sperrzyklen darstellen:

$$\begin{aligned}
 P^{SZ_7} &= P^{SZ_1} \cup P^{SZ_2} \cup P^{SZ_3} \cup P^{SZ_4} \cup P^{SZ_5} \setminus P^{SZ_6} \\
 &= \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\} \setminus \{1, 3, 5, 7, 9\} \\
 &= \{2, 4, 6, 8, 10\}
 \end{aligned}$$

Im siebten Schritt wird die Umlaufanzahl n_j für jeden Sperrzyklus $SZ_j = [v_{i_1}, v_{i_2}, \dots, v_{i_n}, v_{i_1}] \in SZB$ berechnet; sie ergibt sich aus der Anzahl der Wechsel von v_{i_1} zu $v_{i_{k+1}}$ mit $r_{i_1} > r_{i_{k+1}}$ bzw. von r_{i_n} zu r_{i_1} mit $r_{i_n} > r_{i_1}$.

Für die Sperrzyklen der Sperrzyklenbasis muß nun gelten, daß sie keine positive Länge haben; die Länge des Sperrzyklus $SZ_j = [K_j^{SZ}, P_j^{SZ}]$ bestimmt sich zu

$$\sum_{v_{i_k} \in P_j^{SZ}} t_{Gr_i} + \sum_{i_k \in K_j^{SZ}} z(l_k) - n_j \cdot t_U \leq 0$$

Als Bedingungen für die Freigabezeiten gelten

(1) die Kapazitätsbedingung:

$$t_{Gr_i} \geq \frac{q_i}{q_{S_i}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{max}}$$

(2) die Mindestfreigabezeit

$$t_{Gr_i} \geq t_{Gr_i}^{min}.$$

4.3 Formulierung der Optimierungsprobleme

Mit dem im vorherigen Kapitel beschriebenen Modell werden im folgenden die Optimierungsprobleme für zwei unterschiedliche Kriterien formuliert.

4.3.1 Optimierungskriterium "Mindestens erforderliche Umlaufzeit"

Das Kriterium "Mindestens erforderliche Umlaufzeit" wird verwandt, um unter der Vorgabe einer Signalprogrammstruktur für einen Knotenpunkt die untere Grenze für die Wahl der Umlaufzeit festzulegen. Damit ergibt sich die Möglichkeit, anhand dieses Kriteriums unter den verschiedenen Signalprogrammstrukturen eine Auswahl zu treffen.

Außerdem kann mit diesem Kriterium bei einer Gruppe von zu koordinierenden Knotenpunkten derjenige bestimmt werden, der die größte derartige Umlaufzeit besitzt; dieser Wert ergibt die untere Grenze für die gemeinsame Umlaufzeit der Knotenpunkte in dieser Gruppe.

Für dieses Kriterium läßt sich folgendes lineares Optimierungsproblem formulieren:

$$t_U \rightarrow \min$$

unter den Nebenbedingungen

$$\sum_{i \in K_j} t_{Gri} + \sum_{i \in P_j} z(l_k) \leq n_j \cdot t_U \quad \forall j = 1, \dots, s$$

$$t_{Gri} \geq \frac{q_i}{q_{s_i}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{\max}} \quad \forall i = 1, \dots, g$$

$$t_{Gri} \geq t_{Gri}^{\min} \quad \forall i = 1, \dots, g$$

4.3.2 Optimierungskriterium "Maximale Leistungsfähigkeit"

Nach ALLSOP (1980) ist die Leistungsfähigkeit eines Knotenpunktes unter der Vorgabe der Zuflußverkehrsbelastungen q_i der maximale Wert μ^* (mal 100 in Prozent), bei dem für jeden motorisierten Strom i des Knotenpunktes die Kapazitätsbedingung (I) und die Bedingung für die Mindestfreigabezeit (II) erfüllt ist.

$$(I) \quad t_{Gr_i} \geq \mu^* \cdot \frac{q_i}{q_{s_i}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{max}}$$

$$(II) \quad t_{Gr_i} \geq t_{Gr_i}^{min}$$

Damit gibt der Wert μ^*-1 den Wert der Leistungsfähigkeitsreserve an, da die Zuflußverkehrsbelastung jedes Stromes um den Anteil μ^*-1 steigen darf, ohne obige Bedingungen zu verletzen. Ergibt die Bedingung (I) eine Gleichung, so ist der Kehrwert von μ^* gleich dem Quotienten aus dem höchst zulässigen Auslastungsgrad x_i^{max} und dem Auslastungsgrad x_i .

Für die signalgruppenbezogene Betrachtung wird wieder davon ausgegangen, daß für jede Signalgruppe eine maßgebende Spur mit der maßgebenden Verkehrsbelastung und der Sättigungsverkehrsstärke angegeben werden kann.

Die Problemformulierung hängt nun davon ab, ob die Umlaufzeit als konstant vorgegeben wird (Fall 1) oder als variabel betrachtet wird (Fall 2).

Im Fall 1 bleiben die Nebenbedingungen linear und ergeben folgendes Optimierungsproblem ($t_U = \text{cst}$):

$$\mu \rightarrow \max$$

unter den Nebenbedingungen

$$\sum_{v_i \in K_j^{\text{SZ}}} t_{\text{Gri}} + \sum_{l_k \in P_j^{\text{SZ}}} z(l_k) \leq n_j \cdot t_U \quad \forall j=1, \dots, s$$

$$t_{\text{Gri}} \geq \mu \cdot \frac{q_i}{q_{s_i}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{\text{max}}} \quad \forall i=1, \dots, g$$

$$t_{\text{Gri}} \geq t_{\text{Gri}}^{\text{min}} \quad \forall i=1, \dots, g$$

Im Fall 2 ist die obige Bedingung (I) bei variabler Umlaufzeit t_U nicht mehr linear; da jedoch Optimierungsprobleme mit linearer Zielfunktion und linearen Nebenbedingungen mit Standardverfahren des Operations Research gelöst werden können, wird meist eine derartige Formulierung angestrebt. Dies kann man erreichen, indem die Variablen folgendermaßen ersetzt werden (siehe z.B. ALLSOP (1980)):

$$\lambda_i = \frac{t_{\text{Gri}}}{t_U} \geq \mu \cdot \frac{q_i}{q_{s_i}} \cdot \frac{1}{x_i^{\text{max}}} \quad \forall i = 1, \dots, g$$

$$\varepsilon_k = z(l_k) \cdot \underbrace{\frac{1}{t_U}}_{u_t} \quad \forall l_k \in \bigcup_{j=1}^s P_j^{\text{SZ}}$$

Außerdem werde die Umlaufzeit durch eine untere und eine obere Schranke begrenzt:

$$t_U^u \leq t_U \leq t_U^o$$

Damit ergibt sich folgendes lineares Optimierungsproblem:

$$\mu \rightarrow \max$$

unter den Nebenbedingungen

$$\sum_{v_i \in K_j^{SZ}} \lambda_i + \sum_{1_k \in P_j^{SZ}} \varepsilon_k \leq n_j \quad \forall j=1, \dots, s$$

$$\lambda_i \geq \mu \cdot \frac{q_i}{q_{Si}} \cdot \frac{1}{x_i^{\max}} \quad \forall i=1, \dots, g$$

$$\lambda_i \geq t_{Gri}^{\min} \cdot u_t \quad \forall i=1, \dots, g$$

$$\frac{1}{t_U^0} \leq u_t \leq \frac{1}{t_U^u}$$

4.4 Verteilung der Pufferzeiten

4.4.1 Algorithmische Darstellung

Für die in Kapitel 4.3.1 und 4.3.2 berechneten Umlaufzeiten läßt sich bereits ein vollständiges Signalprogramm zusammenstellen. Innerhalb dieses Signalprogramms gibt es mindestens einen die Umlaufzeit bestimmenden oder "kritischen" Sperrzyklus j , für den folgende Gleichung gilt:

$$\sum_{v_i \in k_j} t_{Gr_i} + \sum_{l_k \in p_j} z(l_k) = n_j \cdot t_U$$

Für die anderen Sperrzyklen j gilt noch die Ungleichung:

$$\sum_{v_i \in k_j} t_{Gr_i} + \sum_{l_k \in p_j} z(l_k) < n_j \cdot t_U$$

In diesen Sperrzyklen existieren noch "Pufferzeiten", die durch die Vergabe längerer Freigabezeiten ausgenutzt werden können.

Für die Signalgruppen, die dem "kritischen" Sperrzyklus angehören, ist die Freigabezeit festgelegt. Ist die Freigabezeit größer als die Mindestfreigabezeit, so ergibt sich für diese Menge der Signalgruppen der kleinste mögliche Auslastungsgrad x_i folgendermaßen: Im Falle der mindestens erforderlichen Umlaufzeit t_U^{\min} ist er bei diesen Signalgruppen gleich x_i^{\max} , im Falle der Maximierung der Leistungsfähigkeit μ gleich x_i^{\max}/μ^* . Bei den Signalgruppen der nicht-kritischen Sperrzyklen kann es möglich sein, durch die Vergrößerung der Freigabezeit einen Auslastungsgrad kleiner x_i^{\max} bzw. x_i^{\max}/μ^* zu erreichen. Die optimale Verteilung dieser unter Einhaltung der mindestens erforderlichen Zwischenzeiten entstehenden Pufferzeiten auf die Freigabezeiten unterschiedlicher Signalgruppen ist je-

doch nicht in der Formulierung des Optimierungsproblems enthalten und muß deshalb mit einem gesonderten Algorithmus erfolgen. Die Grundidee hierbei ist, die Freigabezeiten der im jeweils vorherigen Schritt kritischen Sperrzyklen und die entstehenden Zwischenzeiten festzuschreiben und die verbleibenden Pufferzeiten nach dem Kriterium der Maximierung der Leistungsfähigkeit μ zu verteilen; ist der maximale Wert μ^* , so ergibt sich in jedem Schritt mindestens ein kritischer Sperrzyklus, in dem die Signalgruppen den Auslastungsgrad

$$x^* = \frac{1}{\mu^*}$$

oder exakt die Mindestfreigabezeit aufweisen. Für diese Signalgruppen lassen sich nun die Freigabezeiten bestimmen und zusammen mit den im Signalprogramm entstehenden aktuellen Zwischenzeiten dieses Sperrzyklus für den nächsten Schritt festschreiben. Damit ergibt sich folgender Lösungsalgorithmus, der im Kapitel 4.4.2 an einem Beispiel vorgeführt wird.

Algorithmus zur Verteilung der Pufferzeiten in einem Signalprogramm mit fester Umlaufzeit t_U nach dem Kriterium der maximalen Leistungsfähigkeit

(1) Initialisierung:

$$MSZ = SZB = \{SZ_1, SZ_2, \dots, SZ_s\}$$

$$SZ_j = [K_j^{SZ}, P_j^{SZ}] \quad j=1,2,\dots,s$$

$$MS = S = \{s_1, \dots, s_g\}$$

μ^* = Wert der Leistungsfähigkeit nach Lösung des Optimierungsproblems in 4.3.2

$$t_U = \text{cst.}$$

$$(2) (a) \quad SZ^* := \{SZ_j \mid \sum_{v_i \in K_j^{SZ}} t_{Gr_i} + \sum_{l_k \in P_j^{SZ}} z(l_k) = n_j \cdot t_U\};$$

gibt es keinen derartigen SZ^* , gehe zu (g)

$$(b) \quad SZ^* := [K_*^{SZ}, P_*^{SZ}]$$

$$t_{Gr_i} := \mu^* \cdot \frac{q_i}{q_{S_i}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{\max}}$$

bzw.

$$t_{Gr_i} := \min$$

} $\forall v_i \in K_*^{SZ}$

(c) $MSZ := MSZ \setminus SZ^*$; falls $MSZ = \emptyset$, gehe zu (3).

(d) $MS := MS \setminus \{s_i \mid v_i \in K_*^{SZ}\}$; falls $MS = \emptyset$, gehe zu (3).

$$\begin{aligned}
 \text{(e)} \quad \bar{K}_j^{SZ} &:= \{v_i \mid v_i \in K_*^{SZ} \wedge v_i \in K_j^{SZ}\} \\
 \bar{P}_j^{SZ} &:= \{e = [v_i, v_j] \mid e \in P_*^{SZ} \wedge e \in P_j^{SZ}\} \\
 K_j^{SZ} &:= K_j \setminus \bar{K}_j^{SZ} \\
 P_j^{SZ} &:= P_j \setminus \bar{P}_j^{SZ}
 \end{aligned}
 \left. \vphantom{\begin{aligned} \bar{K}_j^{SZ} \\ \bar{P}_j^{SZ} \\ K_j^{SZ} \\ P_j^{SZ} \end{aligned}} \right\} j=1, 2, \dots, s$$

$$A_j := \sum_{v_i \in K_j^{SZ}} t_{Gr_i} + \sum_{l_k \in P_j^{SZ}} z(l_k)$$

(f) Gehe zu (a)

(g) $\mu \rightarrow \max$

unter den Nebenbedingungen

$$A_j + \sum_{v_i \in K_j^{SZ}} t_{Gr_i} + \sum_{l_k \in P_j^{SZ}} z(l_k) \leq n_j \cdot t_U \quad \forall j \in MSZ$$

$$t_{Gr_i} \geq \mu \cdot \frac{q_i}{q_{si}} \cdot t_U \cdot \frac{1}{x_i^{\max}} \quad \forall s_i \in S$$

$$t_{Gr_i} \geq t_{Gr_i}^{\min} \quad \forall s_i \in S ;$$

der für μ angenommene Wert ist μ^* .

(h) Gehe zu (2) (a).

(3) Ende.

4.4.2 Beispiel

Anhand eines mit Belastungsdaten versehenen Beispiels aus den RiLSA (1981) wird die Vorgehensweise des in 4.4.1 beschriebenen Algorithmus zur "Verteilung der Pufferzeiten" erläutert. Gegeben ist der in Abb. 4.4-1 schematisch dargestellte Knotenpunkt mit Zwischenzeitematrix und der angegebenen Belastungssituation.

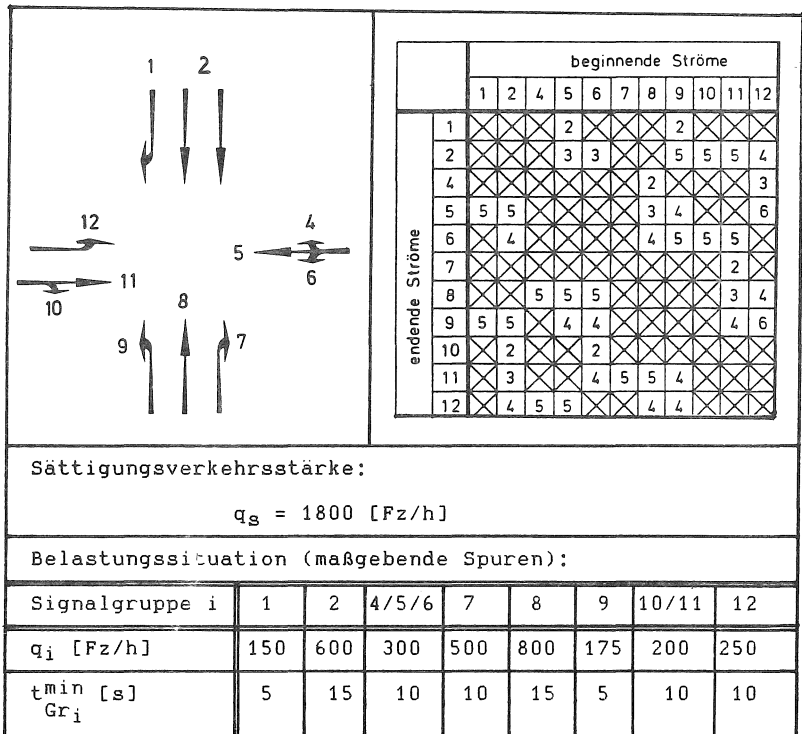
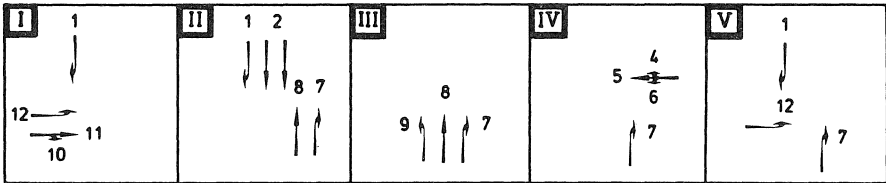


Abb. 4.4-1: Beispielknotenpunkt (Zwischenzeitematrix und Prinzipskizze aus RiLSA (1981); hier ohne Fußgängerströme)

Die für das Beispiel ermittelten Cliques und Cliquenfolgen sind in Abb. 4.4-2 dargestellt. Unter der Bedingung, daß jede Signalgruppe exakt einmal Freigabezeit pro Umlaufzeit erhält, ergeben sich zwei Cliquenfolgen A und B. Hierin könnte Clique V jeweils zwischen den Cliquen I und II eingefügt werden; dies ergäbe jedoch keine Änderung in den resultierenden Signalprogrammstrukturen.



Cliquenfolge A: I - II - III - IV

Cliquenfolge B: I - IV - III - II

Abb. 4.4-2: Cliques und Cliquenfolgen zum Beispielknotenpunkt in Abb. 4.4-1

Cliquenfolge A wird als Signalprogrammstruktur gewählt. Der zugehörige gerichtete Konflikteilgraph mit Reihungsindex und den ermittelten Sperrzyklen ist in Abb. 4.4-3 dargestellt; ein Beispiel für einen nicht eindeutigen Wert des Reihungsindex ist die Signalgruppe 1, die auch den Reihungsindex II erhalten könnte (siehe Bem. L auf S. 59).

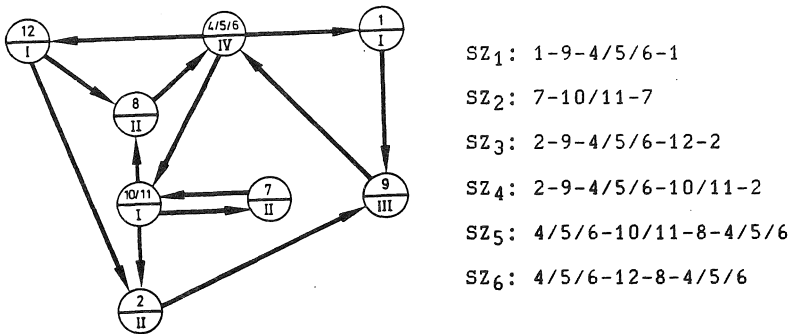


Abb. 4.4-3: Gerichteter Konflikteilgraph mit Sperrzyklen zum Beispielknotenpunkt in Abb. 4.4-1 für Cliquenfolge A

Die Berechnung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit als Lösung des in Kapitel 4.3.1 beschriebenen Optimierungsproblems ergab einen Wert $t_U^{\min}=72,00$ s. Daraufhin wurde $t_U=72$ s mit der Leistungsfähigkeit $\mu^*=1,00$ gewählt. Das resultierende Signalprogramm ist in Abbildung 4.4-4 dargestellt, wobei die Freigabezeiten der Signalgruppen aus dem kritischen Sperrzyklus SZ^* schraffiert sind (Signalgruppen 2,4/5/6,9,12) und der Freigabezeitbeginn der Signalgruppe 12 auf beispielsweise $t=1$ festgelegt ist.

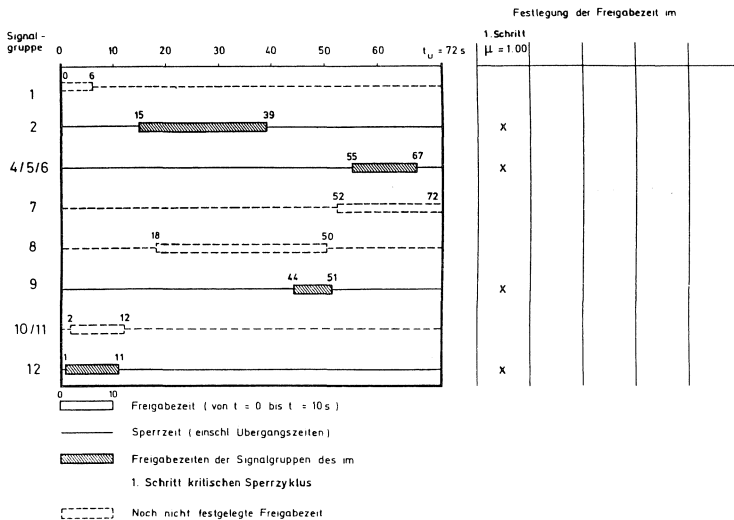


Abb. 4.4-4: Ergebnis des ersten Schrittes des Algorithmus

Bei den Signalgruppen mit noch nicht festgelegten Freigabezeiten ergibt sich der angegebene Wert aus dem Maximum von der Mindestfreigabezeit und der bei einer Umlaufzeit von 72 s erforderlichen Freigabezeit. So erhält die Signalgruppe 8 beispielsweise mit 32 s einen größeren Wert als ihre Mindestfreigabezeit, während bei Signalgruppe 10/11 die Mindestfreigabezeit von 10 s

wirksam wird bei einer erforderlichen Freigabezeit von 8 s.

Die Zeitpunkte der Signalgruppen aus SZ* werden festgeschrieben, die Nebenbedingungen entsprechend verändert und wiederum die Lösung des Optimierungsproblems nach Kapitel 4.3.2 bestimmt. In diesem Schritt wird die Freigabezeit der Signalgruppe 8, die "zwischen" den bereits festgelegten Signalgruppen 4/5/6 und 12 liegt, vergrößert bei $\mu^*=1,09$ (vgl. Abb. 4.4-5).

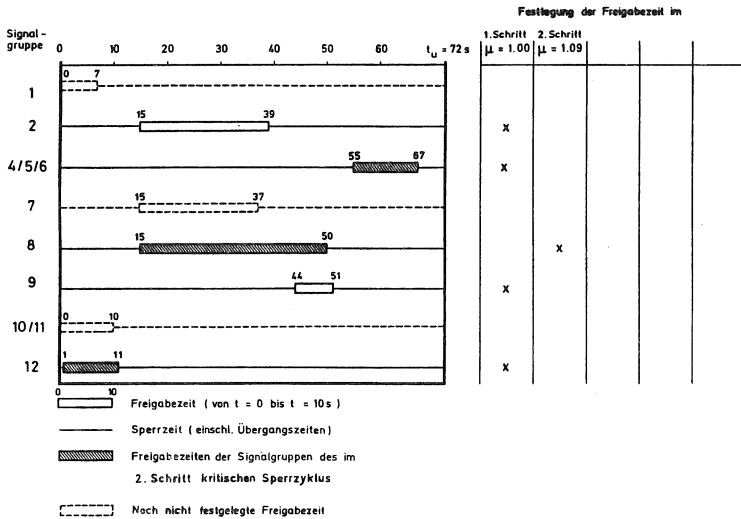


Abb. 4.4-5: Ergebnis des zweiten Schrittes des Algorithmus

Nach der Festschreibung der Freigabezeit der Signalgruppe 8 ergibt sich im dritten Schritt der Sperrzyklus mit den Signalgruppen 4/5/6, 8 und 10/11 als kritisch; die Signalgruppe 10/11 erhält hierbei die Mindestfreigabezeit (10 s), so daß kein gesonderter Optimierungs-

lauf durchgeführt werden muß; für diese Freigabezeit gilt ein Wert der Leistungsfähigkeit $\mu=1,25$ (s. Abb. 4.4.6).

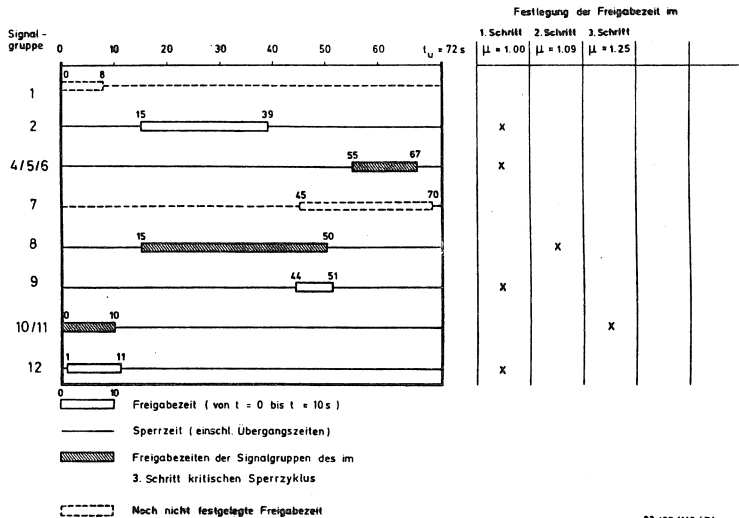
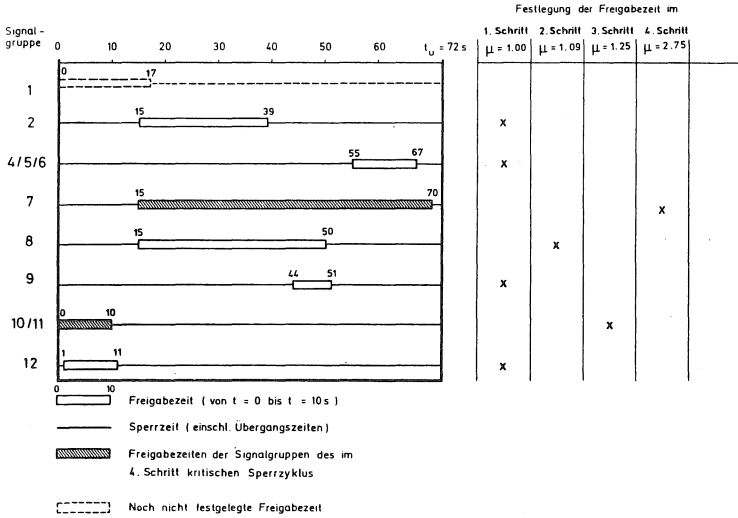


Abb. 4.4-6: Ergebnis des dritten Schrittes des Algorithmus

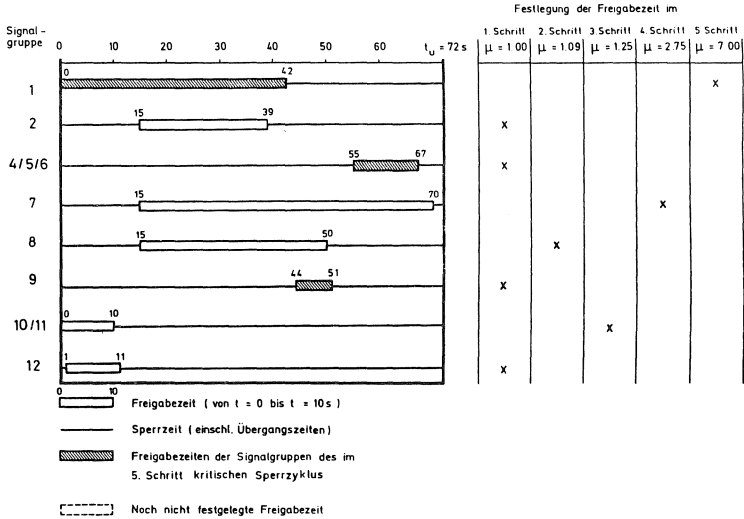
Im vierten Schritt wird die Freigabezeit der Signalgruppe 7, die nur zu Signalgruppe 10/11 unverträglich ist, bestimmt bei $\mu^* = 2,75$ (s. Abb. 4.4-7).



82 / 86 / M6 / B1

Abb. 4.4-7: Ergebnis des vierten Schrittes des Algorithmus

Im fünften Schritt schließlich wird die Freigabezeit der Signalgruppe 1 festgelegt, die die größte Reserve in der Leistungsfähigkeit in Höhe von 600% bei $\mu^*=7,00$ aufzuweisen hat (s. Abb. 4.4-8).



74 / 86 / Mo / 81

Abb. 4.4-8: Ergebnis des fünften Schrittes des Algorithmus

Damit ist ein Signalprogramm erstellt worden, das allen Nebenbedingungen genügt und nach dem Kriterium der maximalen Leistungsfähigkeit optimiert ist.

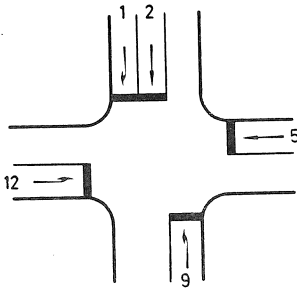
4.5 Erweiterungen des Modells

In einigen Fällen kann es günstig sein, für bestimmte Signalgruppen zwei Freigabezeiten pro Umlaufzeit vorzusehen (Rechtsabbieger oder Fußgängerströme). Hierdurch kann z.B. die Wartezeit für Fußgänger erheblich verringert werden (s. WIEDEMANN/MÖLLER/MOTT (1982), S. 73 ff). Aus diesem Grund wird hier die in Kapitel 2 gemachte Annahme nur einer Freigabezeit pro Signalgruppe und Umlaufzeit aufgehoben. Somit ergeben sich für die in Kapitel 4.3 beschriebenen Algorithmen im Fall von zwei Freigabezeiten der Signalgruppe k folgende Änderungen:

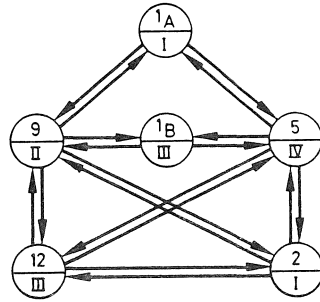
- a) Der Knoten der Signalgruppe k wird im zugrundeliegenden Konfliktgraphen mit k_A bezeichnet und ein weiterer Knoten k_B hinzugefügt, der Kanten zu denselben Knoten wie k_A erhält.
- b) Die Mindestfreigabezeit muß jeweils für die Freigabezeiten beider Knoten k_A und k_B gelten; die Kapazitätsbedingung muß sich auf die Summe der Freigabezeiten beziehen.

An dem folgenden - fiktiven - Knotenpunktsbeispiel wird diese Vorgehensweise erläutert; angenommen wird eine Signalprogrammstruktur mit einer zweiten Freigabezeit für die Signalgruppe 1.

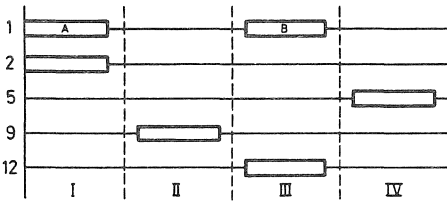
Prinzipiskizze



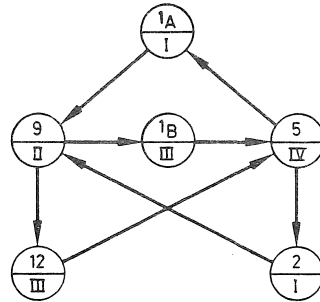
Symmetrischer Konfliktdigraph



Signalprogrammstruktur



Gerichteter Konfliktteilgraph



Konfliktgraph

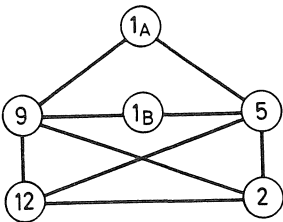


Abb. 4.5-1: Beispiel für zwei Freigabezeiten pro Umlaufzeit

Für den erhaltenen GKTG kann die Sperrzyklenbasis SZB und die Umlaufanzahl n_i jedes Sperrzyklus SZ_i der Basis ermittelt werden; für die anschließende Optimierung können die in Kapitel 4.3.1 und 4.3.2 beschriebenen Algorithmen mit den oben genannten Änderungen verwendet werden.

Ergibt sich bei der Lösung des Problems in 4.3.2 eine Leistungsfähigkeits μ^* größer oder gleich eins, so kann das Signalprogramm nach dem weiteren Kriterium "Minimaler durchschnittlicher Zeitverlust" optimiert werden (ALLSOP (1980)). Für die Berechnung des fahrzeugbezogenen durchschnittlichen Zeitverlustes d_i eines motorisierten Stromes i kann die folgende Formel nach WEBSTER (1958) benutzt werden:

$$d_i = \frac{9}{10} \left[\frac{t_u \left(1 - \frac{t_{Gri}}{t_u}\right)^2}{2 \left(1 - \frac{q_i}{q_{si}}\right)} + \frac{x_i^2}{2 \cdot q_i (1 - x_i)} \right]$$

$$\text{mit } x_i = \frac{q_i \cdot t_u}{q_{si} \cdot t_{Gri}}$$

Nach ALLSOP (1971) ist die Funktion d_i konvex in

$$u_t = \frac{1}{t_u} \text{ und } \lambda_i = \frac{t_{Gri}}{t_u} .$$

Damit wäre es grundsätzlich möglich, die Formulierung des linearen Optimierungsproblem in Kapitel 4.3.2 als Grundlage für die Formulierung eines Optimierungsproblem mit einer konvexen Zielfunktion und linearen Nebenbedingungen zu nehmen.

5. SIGNALGRUPPENORIENTIERTES MODELL UNTER EINBEZIEHUNG DER SCHALTZEITPUNKTE DER FREIGABEZEITEN

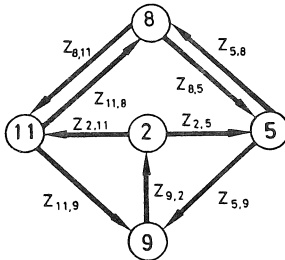
Während in Kapitel 4 die Nebenbedingungen in Bezug auf die Zwischenzeiten und die Freigabezeiten beschränkt sind, werden in diesem Kapitel Bedingungen betrachtet, die sich auf beliebige Kombinationen von zwei Zeitpunkten (Freigabezeitbeginn oder Freigabezeitende) von unterschiedlichen Signalgruppen beziehen können. Die Grundüberlegungen hierzu werden in Kapitel 5.1 angestellt; in Kapitel 5.2 wird eine Reihe von möglichen Bedingungen diskutiert, deren Berücksichtigung in der praktischen Anwendung verlangt sein kann. Das Kapitel 5.3 beinhaltet abschließend als Beispiel für derartige Bedingungen die Berücksichtigung von knotenpunktinternen Versatzzeiten bei einem Kreisverkehr; die Bedingungen werden kurz erläutert und in Form von Nebenbedingungen für ein Optimierungsproblem formuliert.

5.1 Grundüberlegungen

Bei der Erstellung von Festzeitsignalprogrammen in der Praxis gibt es oft Bedingungen, die über die Einhaltung der Zwischenzeiten und die Vergabe angemessen langer Freigabezeiten hinausgehen. Wird z.B. die Koordinierung von Fußgängerströmen verlangt, so wird hierdurch einerseits die Phasenfolge beeinflusst; andererseits sollen die Freigabezeiten der Signalgruppen untereinander einen Versatz aufweisen, der sich auf die Zeitpunkte des Freigabezeitbeginns bei den Signalgruppen bezieht. Während die erste Bedingung bei der Ermittlung der Signalprogrammstruktur berücksichtigt werden kann, ist die zweite Bedingung in dem in Kapitel 4 dargestellten Modell nicht abbildbar. Diese Möglichkeit wird dann geschaffen, wenn die Schaltzeitpunkte selbst als Ereignisse definiert und folglich in einem Digraphen dargestellt werden. In der Graphentheorie wird deshalb bei

einer wie in Kapitel 4 erfolgten Problemumsetzung in einen Digraphen von einer vorgangsorientierten Darstellung gesprochen, wobei die Freigabezeiten den Vorgängen entsprechen; die in diesem Kapitel verwendete Darstellungsweise wird demgegenüber als ereignisorientiert bezeichnet (NEUMANN (1975), S. 190). Ein Beispiel hierfür ist in Abb. 5.1-1 angegeben.⁷⁾

Vorgangsorientierte
Darstellung



Ereignisorientierte
Darstellung

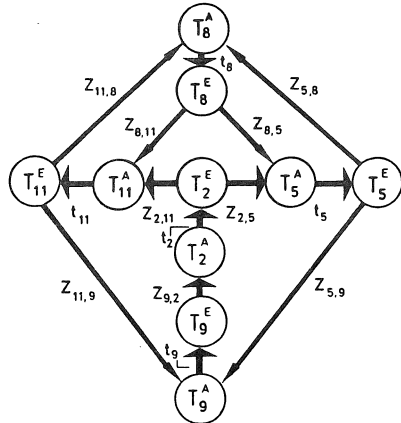


Abb. 5.1-1: Darstellung des Beispiels aus Kapitel 3.2 in einem Digraph - vorgangsorientiert und ereignisorientiert

In der vorgangsorientierten Darstellung entsprechen die Vorgänge den Freigabezeiten der durch die Knoten identifizierten Signalgruppen, während die Pfeile die Einhaltung einer Zwischenzeit repräsentieren; die Größe der Zwischenzeit kann als Bewertung des Pfeiles angegeben werden.

⁷⁾ Im folgenden wird der Übersichtlichkeit halber der untere Index "Gr" weggelassen.

In der ereignisorientierten Darstellung gibt der Knoten T_i^A bzw. T_i^E den Zeitpunkt des Beginns bzw. des Endes der Freigabezeit der Signalgruppe i an. Die Pfeile entsprechen nun den Vorgängen, wobei neben den Freigabezeiten (t_i) und den Zwischenzeiten ($z_{i,j}$) beliebige andere Bedingungen eingeführt werden können.

Entsprechend der Argumentation in Kapitel 4.2 existiert auf dem konstruierten Digraphen genau dann ein Potential mit einem Potentialvektor, wenn keine Zyklen positiver Länge existieren. Deshalb kann prinzipiell die Formulierung der Optimierungsprobleme aus Kapitel 4.3 übernommen werden; die Änderung der Begriffsbestimmungen aus Kapitel 4.1 wird nur soweit wie für das Verständnis des folgenden notwendig vorgenommen. So wird das Resultat der Abbildung aller Nebenbedingungen in einem Digraphen allgemein als Bedingungsdigraph $BD=[V,E,b]$ bezeichnet, wobei der durch römische Zahlen gekennzeichnete Reihungsindex RI nun für prinzipiell jeden Zeitpunkt getrennt angegeben werden muß mit folgendem Begriffsinhalt:

Jedem Knoten $v \in V$ eines Bedingungsdigraphen $BD=[V,E,b]$ wird eine natürliche Zahl r_v in der Weise zugeordnet, daß für eine bestimmte Signalprogrammstruktur, bezogen auf einen beliebigen, aber festgelegten Zeitpunkt Null im Signalprogramm gilt:

$$r_k < r_j$$



Bezogen auf den festgelegten Zeitpunkt Null liegt der Zeitpunkt T_j^x hinter dem Zeitpunkt T_k^x

Die Konstruktion des Bedingungsdigraphen wird in ähnlicher Weise in TULLY (1976) und TULLY/MURCHLAND (1977) für die Entwicklung des EDV-Programmes CCT1 zur Berechnung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit (engl. critical cycle time) einer vorgegebenen maximalen Cliquenfolge beschrieben.

5.2 Zusätzliche zeitpunktbezogene Nebenbedingungen

Die wesentlichen Nebenbedingungen, die in dem in Kapitel 4 formulierten Modell nicht abgebildet werden können, betreffen die Vorgabe von Versatzzeiten zwischen den Zeitpunkten für den Freigabezeitbeginn zweier unterschiedlicher Signalgruppen. So kann die Koordination von Fußgängerströmen eine Nebenbedingung sein, um z.B. zu vermeiden, daß eine große Personenmenge auf einer schmalen Mittelinsel warten muß.

Liegt der Knotenpunkt innerhalb einer koordinierten Strecke, kann es notwendig sein, die Freigabezeiten der beiden zu koordinierenden Hauptrichtungen des betrachteten Knotenpunktes aufeinander abzustimmen. Innerhalb desselben Knotenpunktes kann verlangt werden, die Freigabezeiten für einen Strom an mehreren, hintereinander zu durchfahrenden Signalen in fest vorgegebenen Zeitabständen aufeinander folgen zu lassen; ein Beispiel hierfür wird in Kapitel 5.3 (Kreisverkehr) erläutert.

Die Problematik der Berücksichtigung von knotenpunkt-internen Versatzzeiten bei einem Kreisverkehr mit n Zufahrten ist jedoch vom Prinzip her die gleiche wie bei der Koordinierung von einem geschlossenen System (z.B. Netzmasche) mit n Knotenpunkten in einer Fahrtrichtung.

Für ein solches geschlossenes System mehrerer Knotenpunkte ist theoretisch auch die Konstruktion eines Bedingungsdiagrammen möglich, wobei die jeweiligen Unterdiagrammen, die nur die Signalgruppen eines Knotenpunktes enthalten, jeweils durch Pfeile verbunden sind, die die Versatzzeiten der zu koordinierenden Signalgruppen darstellen.

In einem derartigen Digraphen gibt es wiederum einen Zyklus, der die Freigabezeiten und die Versatzzeiten der in einer Richtung zu koordinierenden Signalgruppen enthält; bei gleichlanger Umlaufzeit an allen Knotenpunkten ist die Länge dieses Zyklus - und hier trifft man auf ein Ergebnis bei der Formulierung der Optimierungsprobleme bei Koordinierungen in geschlossenen Systemen - ein ganzes Vielfaches der Umlaufzeit (vgl. MATSON et al. (1955), S. 353).

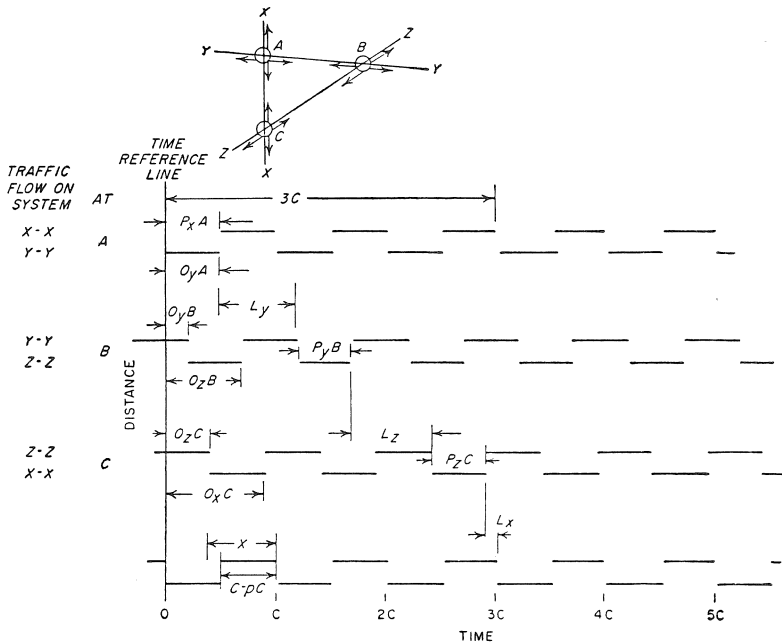


Abb. 5.2-1: Geschlossenes Netz mit drei Systemen.
Aus der Addition der Terme ergibt sich:

$$P_x A + L_y + P_y B + L_z + P_z C + L_x = 3 \cdot C$$

Bem.: Der Versatz zwischen benachbarten Knotenpunkten ist

$$\begin{aligned} Y - Y &= L_y \\ X - X &= L_x \\ Z - Z &= L_z \end{aligned}$$

(aus: MATSON et al. (1955), S. 353)

5.3 Beispiel für knotenpunktinterne Versatzzzeiten: Kreisverkehr

Bei dem folgenden Beispiel wird nicht eine vollständige Formulierung des Optimierungsproblems, die in Kapitel 4.3 bereits erfolgte, angestrebt; es geht vielmehr um die Erläuterung und die Herleitung der durch das Modell aus Kapitel 4 nicht zu berücksichtigenden Nebenbedingungen. Bei der vor allen Dingen in Großbritannien angewandten Signalsteuerung von Kreisverkehrsplätzen (engl. roundabouts) wird eigentlich die Freigabezeit jeder Signalgruppe durch die Versatzzzeiten anderer Signalgruppen begrenzt; bei dem in Abbildung 5.3-1 gezeigten Kreisverkehrsplatz ist bereits eine Abfolge der Freigabezeiten bei vollständiger Koordinierung der Ströme angegeben, die zu der in Abbildung 5.3-2 dargestellten Signalprogrammstruktur führt.

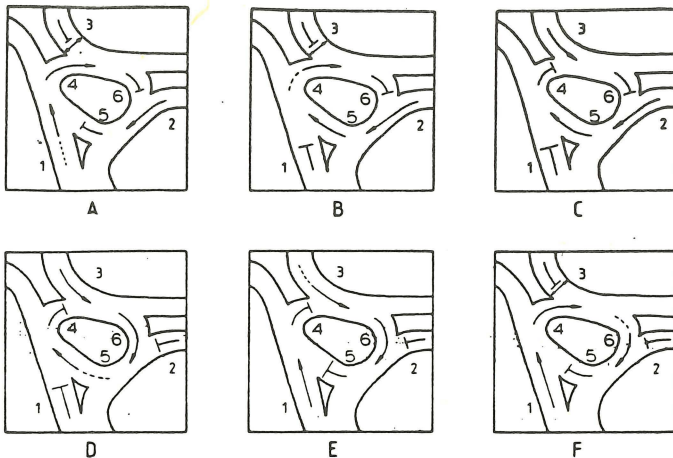


Abb. 5.3-1: Prinzipskizze eines Kreisverkehrsplatzes mit der Abfolge der Freigabezeiten der Signale (Linksverkehr)
(aus: DAVIES/JAMIESON (1980))

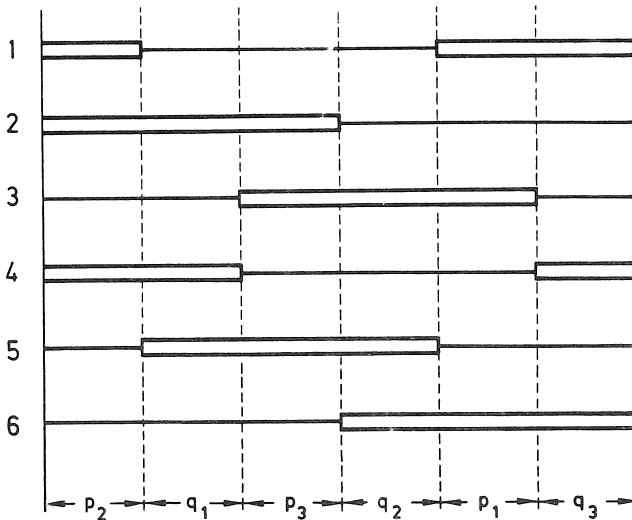


Abb. 5.3-2: Signalprogrammstruktur des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1

Neben den Zwischenzeiten zwischen den zueinander unverträglichen Signalgruppen sind nach DAVIES/JAMIESON (1980) für die Freigabezeit für jede Einfahrt in den Kreisverkehrsplatz (Signale 1,2,3) folgende zwei Zeitversätze zu beachten:

- p_i : Zeitversatz zwischen dem Beginn der Freigabezeit bei Einfahrt i und dem folgenden Signal, d.h. Fahrzeit des ersten bei Signal i startenden Fahrzeugs bis zum folgenden Signal (Beispiel: Signal 1 und Signal 4)
- q_i : Zeitversatz zwischen dem Ende der Freigabezeit bei Einfahrt i und dem folgenden Signal, d.h. Fahrzeit des letzten das Signal i passierenden Fahrzeugs bis zum folgenden Signal (Beispiel: Signal 1 und Signal 4)

Würden die Zwischenzeiten $Z_{ij}=z$ als konstant angenommen, so vereinfachten sich die Formeln für die Umlaufzeit und die Freigabezeiten zu:

$$t_U = \sum_{i=1(1)3} (p_i + q_i) \quad (R1)$$

$$t_1 = p_1 + p_2 + q_3 - z \quad (R2)$$

$$t_2 = q_1 + p_2 + p_3 - z \quad (R3)$$

$$t_3 = p_1 + q_2 + p_3 - z \quad (R4)$$

$$t_4 = q_1 + p_2 + q_3 - z \quad (R5)$$

$$t_5 = q_1 + q_2 + p_3 - z \quad (R6)$$

$$t_6 = p_1 + q_2 + q_3 - z \quad (R7)$$

Werden die Zeitversätze p_i und q_i entsprechend den in dem Kreisverkehrsplatz gefahrenen Geschwindigkeiten gewählt und entsprechend in den Gleichungen (R1) bis (R7) eingesetzt, so bestimmen sie nach DAVIES/JAMIESON die "natürliche" Umlaufzeit des Signalprogramms mit der höchsten Leistungsfähigkeit bei allen Einfahrten in den Kreisverkehrsplatz.

Im folgenden wird dargestellt, wie sich diese Bedingungen eindeutig über eine graphentheoretische Betrachtungsweise herleiten lassen. In Abbildung 5.3-3 sind der dem dargestellten Kreisverkehrsplatz zugehörige Konfliktgraph und der Verträglichkeitsgraph dargestellt; aus letzterem ergeben sich Cliques, die alle, außer den Cliques mit den Knotenmengen $\{1,2,3\}$ und $\{4,5,6\}$, in der o.a. Signalprogrammstruktur berücksichtigt werden.

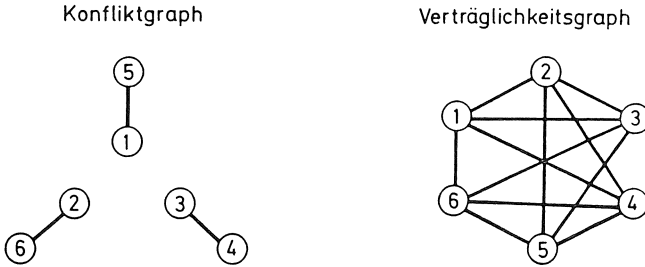


Abb. 5.3-3: Konfliktgraph und Verträglichkeitsgraph des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1

Um die Freigabezeiten, Zwischenzeiten und die o.a. Versetzzeiten zu berücksichtigen, wird ein Bedingungsdiagraph konstruiert, der für jeden Schaltzeitpunkt der Freigabezeiten einen Knoten enthält und für den der Reihungsindex aufgrund der o.a. Signalprogrammstruktur bereits bestimmt ist.

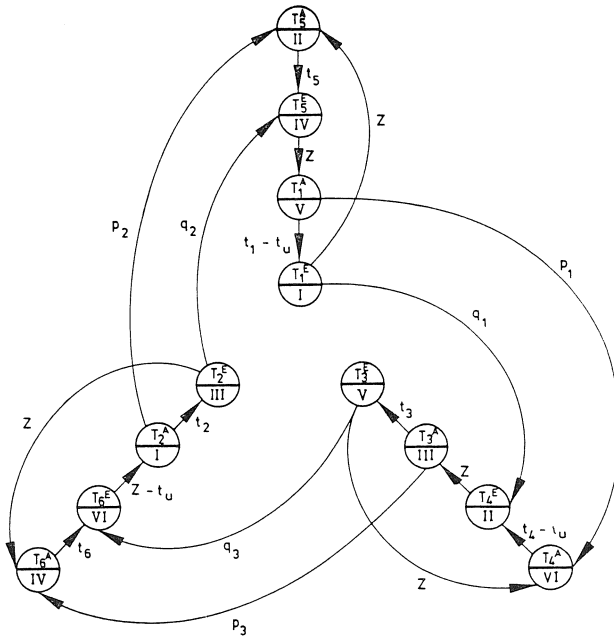


Abb. 5.3-4: Bedingungsdiagraph des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1

Der gezeigte Bedingungsdiagraph besitzt eine starke Zusammenhangskomponente, da jeder Knoten von jedem Knoten aus über eine Pfeilfolge zu erreichen ist und besitzt deshalb nach dem Satz von BERGE (1967) (s. Seite 69) eine Basis mit $s = 18 - 12 + 1 = 7$ Zyklen.

Betrachtet man folgende zwei Zyklen in dem Bedingungsdiagraph

$$SZ1: \quad \begin{array}{cccccccccccc} & E & & E & & A & & E & & E & & A & & E & & E & & A & & E \\ T_1 & - & T_4 & - & T_3 & - & T_3 & - & T_6 & - & T_2 & - & T_2 & - & T_5 & - & T_1 & - & T_1 \end{array}$$

$$\text{Reihungsindex:} \quad I - II - III - V - VI - I - III - IV - V - I$$

$$SZ2: \quad \begin{array}{cccccccccccc} & A & & A & & E & & A & & A & & E & & A & & A & & E & & A \\ T_2 & - & T_5 & - & T_5 & - & T_1 & - & T_4 & - & T_4 & - & T_3 & - & T_6 & - & T_6 & - & T_2 \end{array}$$

$$\text{Reihungsindex:} \quad I - II - IV - V - VI - II - III - IV - VI - I,$$

so ergeben sich aus ihnen folgende Restriktionen

$$(1): q_1 + z + t_3 + q_3 + z - t_U + t_2 + q_2 + z + t_1 - t_U = 0$$

$$(2): p_2 + t_5 + z + p_1 + t_4 - t_U + z + p_3 + t_6 + z - t_U = 0$$

In der Summe erhält man:

$$(1) + (2): \quad \sum_{i=1(1)3} (p_i + q_i) + \sum_{i=1(1)6} t_i + 6 \cdot z = 4 \cdot t_U$$

Außerdem existieren drei aus den Unverträglichkeiten resultierende Zyklen, die folgende Restriktionen ergeben:

$$(3) \quad t_1 + t_5 + 2 \cdot z = t_U$$

$$(4) \quad t_2 + t_6 + 2 \cdot z = t_U$$

$$(5) \quad t_3 + t_4 + 2 \cdot z = t_U$$

Damit ergibt sich (R1) aus

$$(1)+(2)-[(3)+(4)+(5)]: \quad \sum_{i=1(1)3} (p_i + q_i) = t_U$$

Außer (1) und (2) gibt es weiterhin sechs Zyklen, bei denen in der Summe jeweils eine beliebige Kombination der p_i und q_i , jedoch jeder Index $i=1(1)3$ nur einmal auftaucht.

Hieraus lassen sich die sechs Freigabezeitbedingungen (R2) bis (R7) herleiten; als Beispiel wird t_4 gezeigt:

$$\text{SZ6:} \quad \begin{array}{cccccccccc} & A & A & E & A & A & E & A & E & E & A \\ T_1- & T_4- & T_4- & T_3- & T_6- & T_6- & T_2- & T_2- & T_5- & T_1 \end{array}$$

$$\text{Reihungs-} \\ \text{index:} \quad V - VI- II- III- IV- VI- I -III- IV- V$$

$$(6): p_1 + t_4 - t_U + z + p_3 + t_6 + z - t_U + t_2 + q_2 + z = 0$$

$$(6)-(4): \quad p_1 + t_4 + z + p_3 \quad + q_2 \quad = t_U$$

$$(R1): \quad p_1 + p_2 \quad + p_3 \quad + q_1 + q_2 + q_3 = t_U$$

$$(6)-(4)-(R1): t_4 - p_2 + z \quad - q_1 \quad - q_3 = 0 \quad (\hat{=}(R5))$$

Da die Restriktionen (R1) bis (R7) linear unabhängig sind, stellen sie die Restriktionen dar, die sich aus der Auswertung der Zyklen einer Basis des Bedingungsdiagrammen ergeben.

6. ERMITTLUNG DER SIGNALPROGRAMMSTRUKTUREN

In den Kapiteln 4 und 5 werden zwei Modelle beschrieben, mit denen das Problem der Berechnung eines bezüglich bestimmter Kriterien optimalen Festzeitsignalprogramms gelöst werden kann. Beide Modelle erwarten als Eingabe grundsätzlich die Vorgabe einer festen Signalprogrammstruktur. Die Struktur eines Signalprogramms ist dann eindeutig festgelegt, wenn für je zwei zueinander unverträgliche Signalgruppen feststeht, in welcher Reihenfolge sie, auf einen Referenzzeitpunkt bezogen, Freigabezeit erhalten. In dem oben beschriebenen, herkömmlichen Ablauf (s. Abb. 1-1) bei der Erstellung eines Signalprogramms ist dieser Punkt dann erreicht, wenn Phaseneinteilung und Phasenfolge festliegen.

Um die Ermittlung einer globalen optimalen Lösung zu erreichen, müssen zuerst alle zulässigen Signalprogrammstrukturen systematisch ermittelt werden. Anschließend kann für jede Struktur das optimale Signalprogramm berechnet werden, um durch den Vergleich der Ergebnisse die globale Optimallösung zu erhalten. In dem vorliegenden Bericht wird dieser Weg eingeschlagen, da im Vergleich zu einer impliziten Lösung des Auswahlproblems (s. IMPROTA/CANTARELLA (1984)) die Steuerung des Enumerationsprozesses von außen relativ einfach möglich ist, um z.B. für die zulässigen Signalprogrammstrukturen vom Bearbeiter zu bestimmende Eigenschaften vorzuschreiben.

Nach einer kurzen Darstellung der Zielsetzung in Kapitel 6.1 wird eine wesentliche Vorarbeit auf diesem Gebiet von TULLY (1976), das EDV-Programm "SEQUENCE GENERATOR" (SQGN), im Kapitel 6.2 diskutiert und bezüglich seiner Einsatzmöglichkeiten beurteilt.

Anschließend wird im Kapitel 6.3 beschrieben, welche Teile aus dem "SEQUENCE GENERATOR" übernommen werden können und welche Erweiterungen vorgenommen werden müssen.

6.1 Zielsetzung

Formal gesehen muß innerhalb des Arbeitsschrittes eine Anzahl von Signalprogrammstrukturen festgelegt und an das Berechnungsmodell übergeben werden. In Hinsicht auf eine spätere Anwendung der Modelle ist es wichtig, die Möglichkeit des Bearbeiters zur Steuerung des Prozesses bei der Konzeption des Algorithmus mit zu berücksichtigen. Aus dieser Überlegung heraus wird der Arbeitsablauf, wie in Abb. 6.1-1 dargestellt, gestaltet.

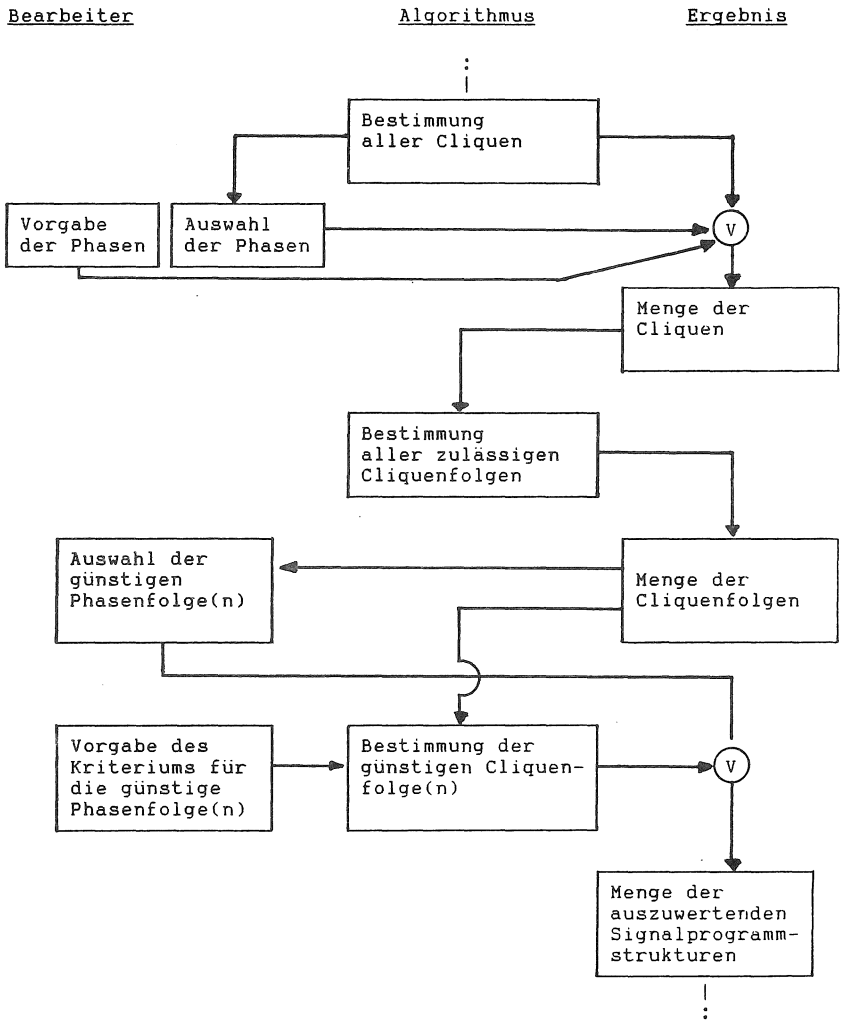


Abb. 6.1-1: Abfolge der Verfahrensschritte bei der "Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"

6.2 Vorarbeiten

Auf der Grundlage der Arbeit von STOFFERS (1968) entwickelte TULLY (1976) das EDV-Programm "SEQUENCE GENERATOR (SQGN)" zur Bestimmung aller möglichen maximalen Cliquenfolgen, wobei eine Clique als maximale Menge paarweise verträglicher Signalgruppen definiert wird. Die Clique kann, muß aber nicht notwendigerweise als Phase im endgültigen Signalprogramm auftauchen. Nach der Ermittlung aller Cliquen im ersten Schritt werden im Programm sukzessiv alle maximalen Cliquenfolgen gebildet, wobei jede Signalgruppe genau einmal Freigabezeit pro Umlaufzeit erhalten muß.

Da das EDV-Programm SQGN für die Ermittlung der Signalprogrammstrukturen wesentliche Vorarbeiten leistet, wird es im Anhang ausführlicher beschrieben und an einem Beispiel erläutert; anhand einer Cliquenfolge werden anschließend die in Kapitel 6.3 beschriebenen Erweiterungen zum Programm vorgeführt.

Problematisch beim Einsatz des SQGN ist auf jeden Fall, daß für den Algorithmus die einfache Forderung gilt, keine Cliquenfolge solle doppelt generiert werden. Für die oben beschriebenen Modelle sind jedoch nicht die einzelnen Cliquenfolgen maßgebend, sondern nur die Reihenfolgen, in denen zueinander unverträgliche Signalgruppen Freigabezeit erhalten. Bei der Anwendung dieses Kriteriums auf die Ausgabe des SQGN erhält man allerdings viele "gleichartige" Cliquenfolgen, die jeweils zur gleichen Signalprogrammstruktur führen. Deshalb wird in Kapitel 6.3 ein Verfahren entwickelt, mit dem die aus dem SQGN stammenden Cliquenfolgen auf die essentiell notwendigen Cliquen reduziert werden können und sich damit als Resultat dieses Schrittes nur eindeutig verschiedene Signalprogrammstrukturen ergeben.

6.3 Weiterverarbeitung von maximalen Cliquenfolgen

Mit dem SQGN werden sehr viele maximale Cliquenfolgen erzeugt, die sich zwar von der Menge und/oder der Reihenfolge der in den vorher gebildeten Folgen enthaltenen Cliquen unterscheiden, jedoch keine neue Signalprogrammstruktur ergeben. Deshalb wird jede neu gebildete maximale Cliquenfolge und ihre Umkehrung daraufhin untersucht, ob eine neuartige Signalprogrammstruktur abzuspeichern ist.

Der Prozeß der Überprüfung läuft in drei Schritten ab. Im ersten Schritt werden Cliquen, die keine zusätzliche Information im Vergleich zu den angrenzenden Cliquen enthalten, aus der Cliquenfolge gestrichen (Reduzierung der Cliquenfolge). Im zweiten Schritt werden die noch vorhandenen Cliquen, soweit möglich, zusammengefaßt, so daß die Cliquenanzahl minimiert wird (Bildung der Kernsequenz). Im abschließenden Schritt wird ein für jede Signalprogrammstruktur charakteristischer Schlüssel berechnet, um die Neuartigkeit der Struktur durch den Vergleich mit den bisher erhaltenen Schlüsseln festzustellen.

6.3.1 Reduzierung der Cliquenfolge

Für je drei Cliquen C_{i-1} , C_i und C_{i+1} auf den Positionen $i-1$, i und $i+1$ ist zu überprüfen, ob die Clique C_i bezüglich der Wechsel der Freigabezeiten der Signalgruppen zusätzliche Informationen enthält, die in den angrenzenden Cliquen C_{i-1} und C_{i+1} nicht enthalten ist. Ist dies nicht der Fall, so kann C_i ohne Informationsverlust gestrichen werden (s. Abb. 6.3-1).

Redundant

|

Signal- gruppe	...	C_{i-1}	C_i	C_{i+1}	...
1					
2					
3					
4					
5					
6					

Abb. 6.3-1: Reduzierung einer Cliquenfolge

6.3.2 Bildung der Kernsequenz

Oft kann durch Zusammenfassen von jeweils zwei Cliquen zu einer Clique die Anzahl der Cliquen ohne Informationsverlust verringert werden; die so entstehende Cliquenfolge wird als Kernsequenz bezeichnet.

In Abbildung 6.3-2 wird ein Beispiel für einen Knotenpunkt mit 12 getrennt signalisierten Strömen erläutert; die inneren Cliquen C_k und C_l können unter Beachtung der Verträglichkeiten zu einer einzigen Clique C_k' zusammengefaßt werden.

Signal- gruppe	...	C_i	C_k	C_l	C_m	...
1						
2						
3						
4						
5						
6						
7						
8						
9						
10						
11						
12						

Signal- gruppe	...	C_i	C_k'	C_m	...
1					
2					
3					
4					
5					
6					
7					
8					
9					
10					
11					
12					

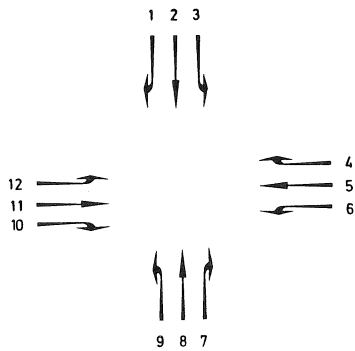


Abb. 6.3-2: Zusammenfassen von Cliquen

6.3.3 Berechnung des charakteristischen Schlüssels

Für jede Signalprogrammstruktur wird ein Schlüssel berechnet, der diese Struktur charakterisiert; er kann somit als Vergleichskriterium zur Ausscheidung neu gebildeter Signalprogrammstrukturen, die schon vorhanden sind, verwendet werden. Der Unterschied in den Signalprogrammstrukturen entsteht durch Unterschiede in der Abfolge, in der unverträgliche Signalgruppen freigegeben werden. Statt nun jedoch jede einzelne Unverträglichkeit zu betrachten, können die Sperrgruppen herangezogen werden, da je zwei unverträgliche Signalgruppen in mindestens einer Sperrgruppe vorkommen; die Anzahl der Sperrgruppen kann darüberhinaus nie größer werden als die Anzahl der Unverträglichkeiten.

Der charakteristische Schlüssel für eine Signalprogrammstruktur ergibt sich aus einzelnen Schlüsselwerten, die die Abfolge der unverträglichen Signalgruppen in einer Sperrgruppe beschreiben. Gibt es n Signalgruppen in einer Sperrgruppe, so existieren $n!$ verschiedene Abfolgen der Signalgruppen, die mit den Schlüsselwerten 1 bis $n!$ versehen werden können. Die Sortierung der möglichen Abfolgen erfolgt nach folgendem Gesetz: Ist m , in der Abfolge der Positionen von links nach rechts gesehen, die erste Position, in der sich zwei Abfolgen A und B unterscheiden, so muß der Schlüsselwert für Abfolge A ($K(A)$) größer als derjenige für B ($K(B)$) sein, falls die Signalgruppennummer S_m^A auf der Positionsnummer m bei Abfolge A größer ist als bei Abfolge B (S_m^B):

$$S_m^A > S_m^B \Rightarrow K_A > K_B$$

Für eine Sperrgruppe mit vier Signalgruppen $\{1,2,3,4\}$ ergibt sich damit folgende Sortierung:

Tab. 6.3-1: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit vier Signalgruppen

Schlüsselwert	Abfolge	Schlüsselwert	Abfolge
1	1 - 2 - 3 - 4	13	3 - 1 - 2 - 4
2	1 - 2 - 4 - 3	14	3 - 1 - 4 - 2
3	1 - 3 - 2 - 4	15	3 - 2 - 1 - 4
4	1 - 3 - 4 - 2	16	3 - 2 - 4 - 1
5	1 - 4 - 2 - 3	17	3 - 4 - 1 - 2
6	1 - 4 - 3 - 2	18	3 - 4 - 2 - 1
7	2 - 1 - 3 - 4	19	4 - 1 - 2 - 3
8	2 - 1 - 4 - 3	20	4 - 1 - 3 - 2
9	2 - 3 - 1 - 4	21	4 - 2 - 1 - 3
10	2 - 3 - 4 - 1	22	4 - 2 - 3 - 1
11	2 - 4 - 1 - 3	23	4 - 3 - 1 - 2
12	2 - 4 - 3 - 1	24	4 - 3 - 2 - 1

Um den Schlüsselwert direkt berechnen zu können, muß das Bildungsgesetz berücksichtigt werden: Betrachtet man in der gleichen Abfolge die Positionen 1 bis n , so muß auf jeder Position j überprüft werden, wieviele auf den bisherigen Positionen noch nicht vorkommende Signalgruppen mit kleinerer Signalgruppennummer es gibt. Denn diese Signalgruppen werden auf der Position j Abfolgen ergeben, die einen kleineren Schlüsselwert als die betrachteten Abfolgen erhalten. Multipliziert man diese Anzahl mit der Anzahl der Möglichkeiten auf Stufe j , nämlich $(n-j)!$ und addiert den Bezugswert für die erste Abfolge (1), so erhält man den Schlüsselwert.

Für die Berechnung werden in der Stufe j alle $(n-j+1)$ in den bisherigen Positionen noch nicht vorkommenden Signalgruppen nach der Größe der Signalgruppennummer sortiert und mit dem aufsteigenden Index $I_j^{S_r}$ für Signalgruppe S_r versehen. Der Schlüsselwert K_A der Abfolge A läßt sich damit wie folgt berechnen:

$$K_A = k(A) = k(S_1 - S_2 - \dots - S_n)$$

$$= 1 + \sum_{j=1}^n (I_j^{S_j} - 1)(n - j)!$$

Die Zusammenstellung aller Schlüsselwerte K für alle Sperrgruppen ergibt den charakteristischen Schlüssel für die betrachtete Signalprogrammstruktur.

In Tab. 6.3-2 wird als Beispiel der Schlüsselwert für die Abfolge 3-1-4-2 einer Sperrgruppe mit $n=4$ Signalgruppen berechnet.

Tab. 6.3-2: Beispiel für die Berechnung des Schlüsselwertes für eine Abfolge

Stufe j	Signal- gruppe S_j	S_r	Noch nicht vorkom- mende Signalgruppen	$(I_j^{S_j} - 1)(n - j)!$
		$I_j^{S_r}$	Sortierreihenfolge	
1	3	S_r	1 2 ③ 4	$(3-1)(4-1)! = 2 \cdot 6 = 12$
		$I_j^{S_r}$	1 2 3 4	
2	1	S_r	① 2 4	$(1-1)(4-2)! = 0$
		$I_j^{S_r}$	1 2 3	
3	4	S_r	2 ④	$(2-1)(4-3)! = 1$
		$I_j^{S_r}$	1 2	
4	2	S_r	②	$(1-1)(4-4)! = 0$
		$I_j^{S_r}$	1	
$K(3-1-4-2) = 1 + \sum_{j=1}^n (I_j^{S_j} - 1)(n - j)! = 1 + 13 = 14$				

Umgekehrt lässt sich aus dem Schlüsselwert K eindeutig eine bestimmte Abfolge $A=(S_1-S_2-\dots-S_n)$ ableiten; die Position $I_j^{S_j}$ berechnet sich aus

$$I_j^{S_j} = \text{INTEGER} \left[\frac{K_j - 1}{(n - j)!} \right] + 1 ; \quad j = 1(1)n$$

wobei

$$K_1 := K$$

$$K_j := K_{j-1} - (n-j+1)! \cdot (I_{j-1}^{S_{j-1}} - 1); \quad j = 2(1)n$$

In Tabelle 6.3-3 wird ein Berechnungsbeispiel für $K=20$ wiederum bei $n=4$ Signalgruppen in der Sperrgruppe dargestellt.

Tab. 6.3-3: Beispiel für die Bestimmung einer Abfolge aus dem Schlüsselwert

Stufe j	(n-j)!	K _j	INT[$\frac{K_j-1}{(n-j)!}$]+1	$I_j^{S_r}$	Sortierreihenfolge Noch nicht vorkom- mende Signalgruppen	S _j
		K _{j-1}		S _r		
1	(4-1)!=6	20	[$\frac{19}{6}$]+1 = 3 + 1 = 4	$I_1^{S_r}$	1 2 3 ④	4
		19		S _r	1 2 3 4	
2	(4-2)!=2	2	INT[$\frac{1}{2}$]+1 = 1	$I_2^{S_r}$	① 2 3	1
		1		S _r	1 2 3	
3	(4-3)!=1	2	INT[$\frac{1}{1}$]+1 = 2	$I_3^{S_r}$	1 ②	3
		1		S _r	2 3	
4	(4-4)!=1	1	INT[$\frac{0}{1}$]+1 = 1	$I_4^{S_r}$	①	2
		0		S _r	2	
K(A) = 20 ⇒ A = (4 - 1 - 3 - 2)						

Um Vergleiche der Schlüssel zwischen verschiedenen Cliquenfolgen vornehmen zu können, muß ein eindeutiger Startpunkt festgelegt werden, der für jede Cliquenfolge maßgebend ist. Dies kann z.B. der Beginn der Freigabezeit einer bestimmten Signalgruppe sein. Nach der Berechnung wird mithilfe der Schlüssel eine Hierarchie der bisher gefundenen Signalprogrammstrukturen aufgebaut; hiermit kann festgestellt werden, ob eine neu generierte Cliquenfolge zu einer bereits vorhandenen oder nicht vorhandenen Signalprogrammstruktur führt.

6.4 Kriterien für die Auswahl günstiger Signalprogrammstrukturen

Um zu einer globalen Optimallösung innerhalb des vorgeschlagenen Lösungsweges zu kommen, muß für jede zulässige Signalprogrammstruktur ein Signalprogramm berechnet werden, so daß über den Vergleich aller Signalprogramme das beste ermittelt werden kann. In der Praxis gibt es jedoch oft Bedingungen, die nur schwer formalisierbar sind und deren Einhaltung deshalb oft erst anhand des endgültigen Signalprogramms beurteilt werden kann. Andererseits kann der Verkehrsingenieur aufgrund seiner persönlichen Erfahrung ggf. schon vorher abschätzen, ob das aus einer speziellen Signalprogrammstruktur resultierende Signalprogramm die gestellten Bedingungen überhaupt erfüllen kann. Aus diesem Grund ist es das Ziel dieses Schrittes, einige Kriterien zu beschreiben, die aufgrund der Erfahrung des Bearbeiters zu "günstigen" Signalprogrammstrukturen führen können. Die im Arbeitsablauf (s. Abb. 6.1-1) vorher eingebaute Möglichkeit für den Bearbeiter, selbst eigene Phasen definieren oder unter allen möglichen Cliquen eine Auswahl zulässiger Cliquen treffen zu können, bleibt hier von unberührt.

Das erste Kriterium betrifft die Abfolge bestimmter Signalgruppen; diese kann durch die Festlegung der Abfolge der Cliquen sichergestellt werden. Darüberhinaus kann unter der Voraussetzung der Unverträglichkeit der Signalgruppen die Auswertung des Schlüssels der Sperrgruppe, in der sich die Signalgruppen gemeinsam befinden, bereits ausreichen.

Das zweite Kriterium bezieht sich auf die Anzahl der Phasen, die nach der Reduzierung und Zusammenfassung der Cliquenfolgen zu Kernsequenzen, außer in wenigen Ausnahmen, den in der Kernsequenz verbleibenden Cliquen entsprechen. Damit kann sehr leicht eine Auswahl anhand des Kriteriums der Phasigkeit getroffen werden. Dies Kriterium hat seine Begründung darin, daß - bei Vermeidung jeglicher bedingten Verträglichkeit - die übliche Anzahl der Phasen der Anzahl der Zufahrten entspricht (Kreuzung - 4 Phasen, Einmündung - 3 Phasen). Damit werden normalerweise Signalprogramme berechnet, deren Struktur die kleinstmögliche Umlaufzeit ergeben.

Bei dem dritten Kriterium werden die Belastungen bereits miteinbezogen; ebenso müssen für die Anwendung des Kriteriums die Sperrzyklen innerhalb des durch die Signalprogrammstruktur bestimmten gerichteten Konfliktteilgraphen bekannt sein.

Das Kriterium lehnt sich an das Kriterium von GLEUE (1972) an, dessen Ziel eine möglichst hohe Auslastung der Phasen ist; hiermit ist gemeint, daß möglichst ähnlich stark belastete Signalgruppen in einer Phase zusammen bzw. über mehrere Phasen verteilt hintereinander, freigegeben werden. Für den Spezialfall des vierarmigen Knotenpunktes mit 12 getrennt signalisierten Strömen ohne Fußgänger und Radfahrer hat STAMM (1983) einen Entscheidungsbaum entwickelt, der alle nach diesem Kriterium zulässigen Phasenfolgen ermittelt; Probleme gibt es in seinem Fall neben der Einbeziehung der

Fußgänger auch bei stark belasteten Rechtsabbiegeströmen. Der vorliegende Algorithmus arbeitet demgegenüber auf der Grundlage der Verträglichkeitsmatrix allgemein und damit mit jeder beliebigen Knotenpunktgeometrie und Spuraufteilung und bezieht ebenfalls nicht-motorisierte Ströme mit ein. Das oben angesprochene Kriterium der möglichst hoch ausgelasteten Phasen läßt sich formalisieren, indem für jede Signalprogrammstruktur die Belastungssumme der Sperrzyklen gebildet, durch die Umlaufanzahl dividiert und das jeweilige Maximum dieser Werte für jede Signalprogrammstruktur als Auswahlkriterium genommen wird; niedrige Werte ergeben dementsprechend günstige Signalprogrammstrukturen.

Das vierte Kriterium stellt die Ermittlung der Signalprogrammstruktur mit der kleinsten mindestens erforderlichen Umlaufzeit dar; für jede Signalprogrammstruktur muß hierbei mit dem in Kapitel 4.3.1 beschriebenen Modell die mindestens erforderliche Umlaufzeit berechnet werden. Um dem Bearbeiter eine weitere Auswahl nach eigenen Kriterien zu ermöglichen, sollten die Signalprogrammstrukturen mit den k kleinsten Umlaufzeiten ausgegeben werden.

Auf der Grundlage der Gesamtmenge der zulässigen Cliquenfolgen können weitere Auswahlkriterien problemlos definiert werden.

7. INTEGRATION DES MODELLES IN EIN EDV-PROGRAMM

Im Rahmen einer Studienarbeit für das Fach Informatik ist ein am Institut für Verkehrswesen der Universität (TH) Karlsruhe vom Verfasser dieser Arbeit entwickelter Programmwurf in ein Programmsystem mit dem Namen "ERSPRO" (Interaktives Programm zur Erstellung von Festzeitsignalprogrammen) umgesetzt worden (HUBER (1984)); das Programmsystem enthält je ein Modul für die Dateneingabe, die Zwischenzeitenberechnung, die Berechnung, die interaktive Veränderung und die graphische Darstellung eines Signalprogramms. Die Algorithmen für die Berechnung der Umlaufzeit und der Freigabezeiten sind an das in Kapitel 3 beschriebene Verfahren AkF nach GLEUE (1972) angelehnt.

Für die Weiterentwicklung des Programmsystems wird der in Kapitel 4 beschriebene Modellansatz für die Berechnung der mindestens erforderlichen Umlaufzeit und für die Berechnung eines Signalprogramms nach dem Kriterium "Maximale Leistungsfähigkeit" mit anschließender Verteilung der Pufferzeiten verwendet; die einzelnen Algorithmen, die weiter oben detailliert beschrieben werden, sind bereits als einzelne Bausteine an Beispielen getestet worden. Für die Ermittlung der Signalprogrammstrukturen ist das EDV-Programm "SEQUENCE GENERATOR" von TULLY (1976) mit den in Kapitel 6.3 beschriebenen Schritten der Weiterverarbeitung der maximalen Cliquenfolgen bereits in einem eigenen neuen Modul realisiert. Die Erweiterung um die Auswahlmöglichkeiten unter den Signalprogrammstrukturen für den Bearbeiter (s. Kapitel 6.4) ist vorgesehen.

Im folgenden wird das Programmsystem "ERSPRO" näher dargestellt. Das Kapitel 7.1 beschreibt die wesentlichen Charakteristika des EDV-Programms. Im Kapitel 7.2

wird die Struktur der Programmodule erläutert, deren inhaltliche Gestaltung im Rahmen dieser Arbeit detailliert diskutiert worden ist.

7.1 Programmcharakteristika

Das EDV-Programm "ERSPRO" (Erstellung von Signalprogrammen) ist in der Programmiersprache PASCAL 1000 an der institutseigenen Rechenanlage HEWLETT PACKARD 1000 implementiert; soweit Befehle benutzt werden, die von STANDARD PASCAL abweichen, sind die entsprechenden Programmstellen in der Dokumentation aufgeführt. Das Programmsystem belegt in der aktuellen Version aus Komfortgründen die Funktionstasten an einem HEWLETT PACKARD 2647 Terminal mit bestimmten Benutzereingaben. Für die Ausgaben des Programmsystems wird kein grafikfähiges Terminal und kein grafikfähiger Drucker benötigt.

Für die vorhandene Rechenanlage mit einem Arbeitsspeicher von 64 KByte mußte das Programmsystem segmentiert werden; es arbeitet außerdem mit einem virtuellen Speicherplatz von nochmals 64 KByte.

7.2 Programmstruktur

Die grundsätzliche Programmstruktur von ERSPRO orientiert sich an dem Arbeitsablauf bei der manuellen Erstellung eines Signalprogramms und ist in Abb. 7.2-1 wiedergegeben:

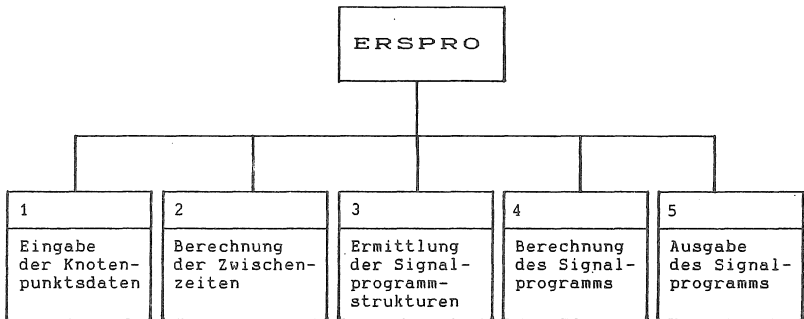


Abb. 7.2-1: Grundstruktur des EDV-Programmes ERSPRO

Die einzelnen Module sind derart gestaltet, daß der Benutzer die von ihm interaktiv eingegebenen bzw. berechneten Daten auf eine Datei ausgeben kann, um diese Daten bei einem erneuten Programmstart als Eingabe benutzen zu können; diese Eingabedateien können ebenso mit dem Editor erstellt werden. Diese Vorgehensweise wird im besonderen gewählt bei der Möglichkeit zur Speicherung der Knotenpunktsdaten, der Zwischenzeitenmatrix, des Signalprogramms und des Signalzeitenplanes (graphische Darstellung des Signalprogramms) auf Datei.

Im folgenden werden die im Rahmen der vorliegenden Arbeit interessanten Module 3 und 4 detaillierter beschrieben.

7.2.1 Modulbeschreibung

"Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"

Nach der Eingabe der Knotenpunktsdaten und der Zwischenzeitenmatrix kann dieses Modul zum ersten Mal aufgerufen werden; es wird folgendermaßen unterteilt:

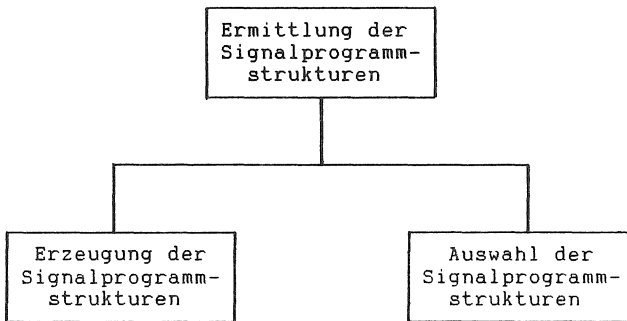
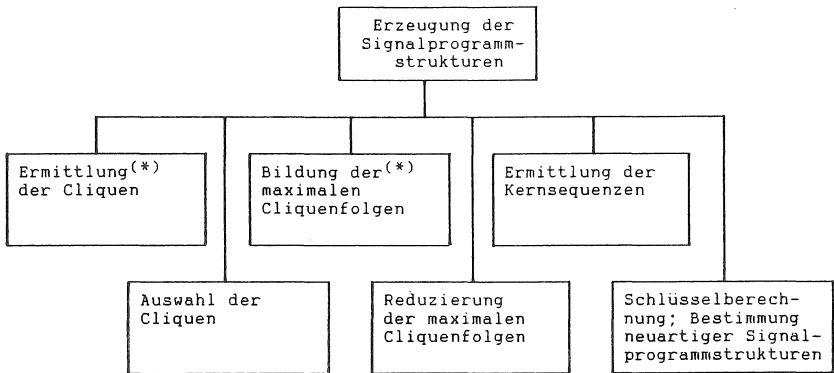


Abb. 7.2-2: Inhalt des Moduls
"Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"

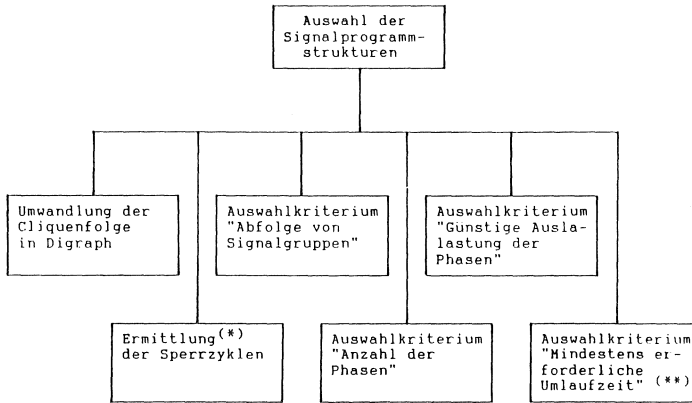
Für die Erzeugung der Signalprogrammstrukturen wird als Grundlage der Algorithmus des "SEQUENCE GENERATOR" von TULLY (1976) benutzt; die so erzeugten maximalen Cliquenfolgen werden anschließend mit den in Kapitel 6.3 beschriebenen Algorithmen weiterverarbeitet (s. Abb. 7.2-3).



(*) Verwendung des Algorithmus aus SQGN von TULLY (1976)

Abb. 7.2-3: Inhalt des Moduls
"Erzeugung der Signalprogrammstrukturen"

Die Auswahl der Signalprogrammstrukturen kann, wie in Kapitel 6.4 beschrieben, nach unterschiedlichen Kriterien erfolgen; während für die "Abfolge von Signalgruppen" und die "Anzahl der Phasen" eine Betrachtung der Kernsequenzen ausreicht, müssen für die restlichen beiden Kriterien bereits die Sperrzyklen jeder Kernsequenz bestimmt werden. Darüberhinaus wird für das Kriterium "Mindestens erforderliche Umlaufzeit" die Problemformulierung aus Kapitel 4.3.1 gewählt, bei der die Lösung mit einem Verfahren der linearen Optimierung bestimmt werden kann (s. Abb. 7.2-4). Die verwendeten Unterprogramme "ADJZYK" und "SIMOPT" stammen aus der Programmbibliothek "OPRES" des Instituts für Wirtschaftstheorie und Operations Research der Universität (TH) Karlsruhe; "OPRES" enthält bereits programmierte Standardverfahren und Algorithmen des Operations Research, die als Unterprogramme in eine je nach Anwendungsfall neu zu definierende Programmumgebung eingebaut werden können.



(*) Verwendung des Algorithmus
ADJZYK aus der Programmbibliothek OPRES

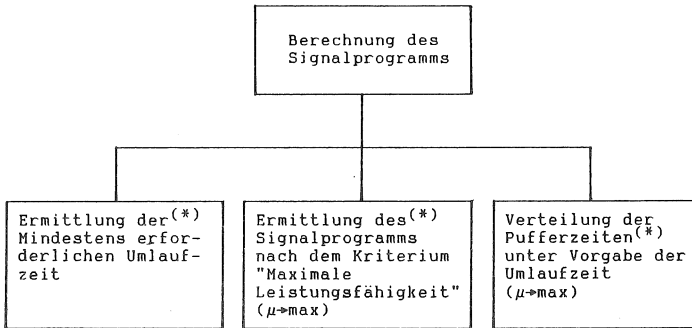
(**) Verwendung des Algorithmus
SIMOPT aus der Programmbibliothek OPRES

Abb. 7.2-4: Inhalt des Moduls
"Auswahl der Signalprogrammstrukturen"

Die so ermittelten Signalprogrammstrukturen werden zusammen mit den ggf. schon zusätzlich bestimmten Informationen (Menge der Sperrzyklen, mindestens erforderliche Umlaufzeit) abgespeichert.

7.2.2 Modulbeschreibung "Berechnung des Signalprogramms"

Dieses Modul wird aufgerufen für jede Signalprogrammstruktur; soweit nicht schon vorher geschehen, kann die mindestens erforderliche Umlaufzeit ermittelt werden (s. Abb. 7.2.5).



(*) Verwendung des Unterprogramms SIMOPT
aus der Programmbibliothek OPRES

Abb. 7.2-5; Inhalt des Moduls
"Berechnung des Signalprogramms"

Alternativ hierzu können die Umlaufzeit und die Freigabezeiten nach dem Kriterium der maximalen Leistungsfähigkeit, wie in Kapitel 4.3.2 formuliert, berechnet werden. Anschließend ist es unter der Vorgabe einer festen Umlaufzeit möglich, die aufgrund der erforderlichen Zwischenzeiten noch bestehenden Pufferzeiten mit dem Algorithmus aus Kapitel 4.4 nach dem Kriterium der maximalen Leistungsfähigkeit zu verteilen. Das berechnete Signalprogramm wird abgespeichert und damit für die Programmmodule zur Veränderung, graphischen Ausgabe und Sicherung des Signalprogramms bereitgestellt.

8. ZUSAMMENFASSUNG

Innerhalb des Bereiches der Lichtsignalsteuerung bleibt der Einsatz von Festzeitsignalprogrammen an Einzelknotenpunkten, bei der Steuerung von Knotenpunktgruppen und Netzen trotz der zunehmenden Bedeutung der verkehrsabhängigen Steuerung wichtig; vor allem finden die Festzeitsignalprogramme in koordinierten Systemen weiterhin Verwendung, wobei üblicherweise die Auswahl unter einer Menge von alternativen Programmen tageszeitabhängig oder verkehrslageabhängig erfolgt.

Bei der manuellen Berechnung von Festzeitsignalprogrammen durch den Verkehrsingenieur gibt es eine bestimmte Abfolge von Arbeitsschritten, die in verschiedenen Ansätzen algorithmisiert worden sind; hierunter findet das Verfahren AkF (Addition kritischer Fahrzeugströme) nach GLEUE (1972), auf dem auch das Verfahren nach RiLSA (1981) aufbaut, in der Bundesrepublik Deutschland in der Praxis breite Anwendung. Während dieses Verfahren für die überschlägliche Überprüfung der Leistungsfähigkeit geeignet ist und für den Ingenieur bei der manuellen Berechnung eines Festzeitsignalprogramms eine gute Arbeitshilfe darstellt, läßt es sich jedoch für die Formulierung eines geschlossen lösbaren Optimierungsproblems nicht verwenden; diese Problematik wird innerhalb der Arbeit an einem Beispiel erläutert.

Eine derartige Formulierung ist jedoch wünschenswert, wenn der Verkehrsingenieur bei der Berechnung von Festzeitsignalprogrammen durch ein EDV-Programm weitestgehend unterstützt werden soll. Deshalb wird mit Hilfe der Graphentheorie ein neues signalgruppenorientiertes Modell entwickelt. Mit dem Modell werden die Optimierungsprobleme für zwei unterschiedliche Kriterien formuliert: Bei dem ersten Kriterium wird ein Signalprogramm mit der mindestens erforderlichen Umlaufzeit, bei dem zweiten Kriterium eines mit maximaler Leistungsfähigkeit berechnet.

Während bei der manuellen Berechnung eines Festzeitsignalprogramms einzelne Freigabezeiten unter Beachtung der erforderlichen Zwischenzeiten eingepaßt werden müssen, kann dieser Arbeitsschritt mithilfe des neuen Modelles in einen Algorithmus mit einem eindeutigen Optimierungskriterium übersetzt und ebenfalls in einem EDV-Programm realisiert werden.

Außerdem wird eine Erweiterung des Modelles diskutiert, in der über die erforderlichen Zwischenzeiten hinaus beliebige, zeitpunktsbezogene Nebenbedingungen berücksichtigt werden können.

Das neu entwickelte Modell arbeitet unter Vorgabe einer festen Signalprogrammstruktur, d.h. mit fester Phaseneinteilung und Phasenfolge. Zur Bestimmung der vorzuziehenden Signalprogrammstrukturen wird das EDV-Programm "SEQUENCE GENERATOR" von TULLY (1976) verwendet. Für die praktische Anwendung ist dieses EDV-Programm in zwei Punkten erweitert worden. Erstens erzeugt das EDV-Programm eine Vielzahl von Signalprogrammstrukturen, die sich jedoch in dem wesentlichen Kriterium, nämlich in der Abfolge der Freigabezeiten zueinander unverträglicher Signalgruppen, nicht unterscheiden. Zur Entscheidung über die Neuartigkeit einer erzeugten Signalprogrammstruktur wird deshalb ein nach dem angegebenen Kriterium berechneter Schlüssel ausgewertet. Zweitens gibt es eine Reihe von Bedingungen, die der Verkehrsingenieur bereits an die Signalprogrammstruktur stellt. Innerhalb der Arbeit werden die Kriterien "Abfolge bestimmter Signalgruppen", "Anzahl der Phasen", "Hohe Auslastung der Phasen" und "Kleinste mindestens erforderliche Umlaufzeit" besprochen.

Nach dem bereits erfolgten Test des Modelles und der angeschlossenen Algorithmen als isolierte Module ist der Einbau in ein EDV-Programmsystem zur Unterstützung des Verkehrsingenieurs bei der Berechnung von Festzeit-

signalprogrammen vorzunehmen. Damit ergibt sich für den planenden Ingenieur die Möglichkeit, in kurzer Zeit mehrere alternative Signalprogramme zu berechnen, um z.B. die Auswirkungen von Schwankungen in den Eingabedaten bei den Ergebnissen zu erkennen oder den Einfluß der Anwendung unterschiedlicher Optimierungskriterien zu testen. In letzteren Bereich gehört ebenfalls die diskutierte Formulierung des Optimierungsproblems für das Kriterium "Minimierung des durchschnittlichen Zeitverlustes" mit dem neu entwickelten Modell. Darüberhinaus sollte die in der Praxis angewandte Technik der Vergabe mehrfacher Freigabezeiten pro Umlaufzeit für bestimmte Signalgruppen weiter formalisiert und in den Auswirkungen bei der Formulierung der Optimierungsprobleme verfolgt werden.

Literaturverzeichnis

AKCELIK, R. (1981):

Traffic Signals: Capacity and Timing Analysis.
Australian Road Research Board, Research Report No.
123

ALLSOP, R.E. (1971):

Delay-minimising settings for fixed-time traffic
signals at a single road junction.
In: J. Inst. Maths Applics, Vol. 8, S.164-185.

ALLSOP, R.E. (1975):

Computer Program SIGCAP for assessing the Traffic
Capacity of Signal-controlled Road Junctions -
Description and Manual for Users.
University of Newcastle upon Tyne, Department of
Civil Engineering, Division of Transport Engineer-
ing,
Working Paper No. 11.

ALLSOP, R.E. (1980):

Festzeitsteuerung von Lichtsignalanlagen.
Schriftenreihe des Instituts für Verkehrswesen der
Universität Karlsruhe, Heft 21.

ALLSOP, R.E. (1981):

Computer Program SIGSET for Calculating
Delay-Minimising Traffic Signal Timings. Description
and Manual for Users.
Research Report, University College London,
Transport Studies Group, London.

LITERATUR-2

- ANTON, H.E./LIEMANDT, E.:
- KNOTEN2 - Ein Dialogprogramm zum Entwerfen von Signalplänen für die Straßenknotensteuerung.
- In: SIEMENS: Grünlicht - Informationen zur Straßenverkehrstechnik, Ausgabe 15, S.1-6.
- BERGE, C./GHOUILA-HOURI, A. (1967):
- Programme, Spiele, Transportnetze.
- B.G. Teubner Verlagsgesellschaft, Leipzig.
- BERGE, C. (1973):
- Graphs and Hypergraphs.
- North Holland Publ. Co, Amsterdam.
- DAVIES, P./JAMIESON, B. (1980):
- Traffic signal control at roundabouts.
- In: Traffic Engineering & Control, 21, S. 354-357.
- DICKSON, T.J./MURCHLAND, J.D. (1977):
- Two false propositions about traffic signal stage sequences.
- Transport Studies Group, University College London (unveröffentlicht).
- DUNKER, L./GLEUE, A.W. (1975):
- Straßenverkehrsanlagen: Entwurf-Bemessung-Betrieb.
- Dr. Lüdecke-Verlagsgesellschaft mbH., Heidelberg.
- FORSCHUNGSGESELLSCHAFT FÜR STRASSEN- UND VERKEHRSWESEN, (1981):
- Richtlinien für Lichtsignalanlagen (RILSA),
- Ausgabe 1981.
- GALLIVAN, S. (1982):
- A delay formula for a traffic stream receiving two greens in a signal cycle.
- Transport Studies Group, University College London.

LITERATUR-3

GALLIVAN, S./HEYDECKER, B.G. (1983):

Optimising the control performance of traffic signals at a single junction.

Vortrag auf der University Transport Studies Group Conference, Imperial College London.

GLEUE, A.W. (1972):

Vereinfachtes Verfahren zur Berechnung signalgeregelter Knotenpunkte.

Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik, Heft 136, Bundesminister für Verkehr, Bonn.

HEYDECKER, B. (1982):

Generation of signal control sequences with double green intervals.

University College London, Transport Studies Group, London.

HUBER, E. (1984):

ERSPRO - Interaktives Programmsystem zur Erstellung von Festzeitsignalprogrammen. Dokumentation.

Studienarbeit am Institut für Verkehrswesen der Universität (TH) Karlsruhe.

IMPROTA, G./CANTARELLA, G.E. (1984):

Control system design for an individual signalized junction.

In: Transportation Research B, Vol. 18B, No. 2, S.147-167.

MÜLLER, P. (1969):

Bemessung von Knotenpunkten mit Lichtsignalanlagen mit Hilfe von Konfliktbelastungen.

In: Straßenverkehrstechnik 13, Heft 3, S.71-77.

LITERATUR-4

- MATSON, T.M./SMITH, W.S./HURD, F.W. (1955):
Traffic Engineering.
McGraw-Hill Book Company Inc.,
New York, Toronto, London.
- MOTT, P. (1984):
Signalsteuerungsverfahren zur Priorisierung des
öffentlichen Personennahverkehrs.
Schriftenreihe des Instituts für Verkehrswesen der
Universität (TH) Karlsruhe, Heft 27.
- NEUMANN, K. (1975):
Operations Research Verfahren, Band III.
Carl Hauser Verlag München-Wien.
- PAVEL, G./ANTON, H.E. (1975):
KNOTEN - Ein Programm zum Entwerfen von Signalplänen
für Einzelknoten.
In: Straßenverkehrstechnik, Heft 5, S.151-158.
- STAMM, J.M. (1983):
Überlegungen zur optimalen Phasenaufteilung an
Knotenpunkten mit Lichtsignalanlagen.
In: THD-Jahrbuch '83, "Verkehr".
Technische Hochschule Darmstadt,
Fachgebiet Verkehrsplanung und Verkehrstechnik.
- STOFFERS, K.E. (1968):
Berechnung von optimalen Signalzeitenplänen.
Schriftenreihe des Instituts für Verkehrswesen
der Universität (TH) Karlsruhe, Heft 2.
- TULLY, Z. (1976):
Synthesis of Sequences for Traffic Signal
Controllers Using Techniques of the Theory of
Graphs,
Thesis at the Faculty of Physical Sciences of the
University of Oxford, Ouel Report No. 1189/77.

TULLY, Z./MURCHLAND, J.D. (1977):

Calculation and use of the critical cycle time for a single traffic controller.

Vortrag auf dem PTRC Summer Annual Meeting, Warwick.

WEBSTER, F.V. (1958):

Traffic Signal Settings.

Road Research Technical Paper No. 39,

Her Majesty's Stationary Office, London.

WIEDEMANN, R./MÖLLER, K./MOTT, P. (1983):

Berücksichtigung aller Verkehrsteilnehmer bei der Beurteilung von Lichtsignalgesteuerten Knoten.

Abschlußbericht zum Forschungsauftrag 3.132 S 81 D des Bundesministers für Verkehr, Bonn.

WIEDEMANN, R. (o.D.):

Umdruck zur Vorlesung "Steuerung des Straßenverkehrs".

Institut für Verkehrswesen der Universität (TH) Karlsruhe.

Verzeichnis der Abbildungen

- Abb. 1-1: Arbeitsablauf bei der Erstellung eines Festzeitsignalprogramms
- Abb. 2.2-1: Beispiel für ein Signalprogramm mit zwei Phasen und zwei Phasenübergängen
- Abb. 3.1-1: Arbeitsschema für die Berechnung eines Signalprogramms (aus GLEUE (1972), S. 33); es entspricht: $M_k \hat{=} q_k$; erf $t_u \hat{=} t_u^{\min}$; $\min t_{Gr} \hat{=} t_{Gr}^{\min}$
- Abb. 3.2-1: Prinzipskizze und Ausgangsdaten des Beispielknotenpunktes
- Abb. 3.2-2: Phaseneinteilung für den Knotenpunkt in Abb. 3.2-1
- Abb. 3.2-3: Zwischenzeitenmatrizen A und B für den Knotenpunkt in Abb. 3.2-1
- Abb. 3.2-4: Signalzeitenplan für Zwischenzeitenmatrix A
- Abb. 3.2-5: Signalzeitenplan mit den maßgebenden Signalgruppen für Zwischenzeitenmatrix B
- Abb. 3.2-6: Darstellung des Sperrzyklus 2-5-8-11-9-2 innerhalb des Signalzeitenplans
- Abb. 3.2-7: Signalzeitenplan für Zwischenzeitenmatrix B
- Abb. 3.2-8: Darstellung der Matrix der erforderlichen und der aktuellen Zwischenzeiten im Signalzeitenplan und der Differenzmatrix
- Abb. 3.3-1: Konfliktgraph zum Beispielknotenpunkt aus Kapitel 3.2
- Abb. 3.3-2: Erläuterung des Begriffes "Maximaler vollständiger Untergraph"
- Abb. 3.3-3: Beispiel für einen Verträglichkeitsgraphen (Knotenpunkt aus Kapitel 3.2)
- Abb. 3.3-4: Mögliche Phasen am Knotenpunkt aus Kapitel 3.2
- Abb. 3.3-5: Übergang vom Konfliktgraphen (KG) zum symmetrischen Konfliktdigraph (SKD) (Knotenpunkt aus Kapitel 3.2)
- Abb. 3.3-6: Dreiecksungleichung der Zwischenzeiten

- Abb. 3.3-7: Übergang vom Konfliktgraphen (KD) über den symmetrischen Konfliktdigraphen (SKD) zu den gerichteten Konflikttteilgraphen (GKTG) des Beispiels aus Kapitel 3.2
- Abb. 3.3-8: Sperrzyklen im gerichteten Konflikttteilgraphen GKTG (a) des Beispiels aus Kapitel 3.2
- Abb. 4.1-1: Beispiel für einen Konfliktgraph mit zwei Zusammenhangskomponenten
- Abb. 4.1-2: Beispiel für einen GKTG mit Reihungsindex (Konfliktgraph entspricht dem Beispiel in DICKSON/MURCHLAND (1977))
- Abb. 4.1-3: Beispieldigraph (aus: NEUMANN (1975), S. 239)
- Abb. 4.2-1: Beispiel für einen BGKTG mit Reihungsindex (Konfliktgraph entspricht dem Beispiel in DICKSON/MURCHLAND (1977))
- Abb. 4.4-1: Beispielknotenpunkt (Zwischenzeitenmatrix und Prinzipskizze aus RiLSA (1981); hier ohne Fußgängerströme)
- Abb. 4.4-2: Cliques und Cliquesfolgen zum Beispielknotenpunkt in Abb. 4.4-1
- Abb. 4.4-3: Gerichteter Konflikttteilgraph mit Sperrzyklen zum Beispielknotenpunkt in Abb. 4.4-1 für Cliquesfolge A
- Abb. 4.4-4: Ergebnis des ersten Schrittes des Algorithmus
- Abb. 4.4-5: Ergebnis des zweiten Schrittes des Algorithmus
- Abb. 4.4-6: Ergebnis des dritten Schrittes des Algorithmus
- Abb. 4.4-7: Ergebnis des vierten Schrittes des Algorithmus
- Abb. 4.4-8: Ergebnis des fünften Schrittes des Algorithmus
- Abb. 4.5-1: Beispiel für zwei Freigabezeiten pro Umlaufzeit
- Abb. 5.1-1: Darstellung des Beispiels aus Kapitel 3.2 in einem Digraph - vorgangsorientiert und ereignisorientiert

- Abb. 5.3-1: Prinzipskizze eines Kreisverkehrsplatzes mit der Abfolge der Freigabezeiten der Signale (Linksverkehr)
(aus: DAVIES/JAMIESON (1980))
- Abb. 5.3-2: Signalprogrammstruktur des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1
- Abb. 5.3-3: Konfliktgraph und Verträglichkeitsgraph des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1
- Abb. 5.3-4: Bedingungsdiagraph des Kreisverkehrsplatzes in Abb. 5.3-1
- Abb. 6.1-1: Ablauf der Verfahrensschritte bei der "Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"
- Abb. 6.3-1: Reduzierung einer Cliquenfolge
- Abb. 6.3-2: Zusammenfassen von Cliquen
- Abb. 7.2-1: Grundstruktur des EDV-Programmes ERSPRO
- Abb. 7.2-2: Inhalt des Moduls "Ermittlung der Signalprogrammstrukturen"
- Abb. 7.2-3: Inhalt des Moduls "Erzeugung der Signalprogrammstrukturen"
- Abb. 7.2-4: Inhalt des Moduls "Auswahl der Signalprogrammstrukturen"
- Abb. 7.2-5: Inhalt des Moduls "Berechnung des Signalprogramms"
- Abb. A1-1: Konfliktgraph zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)
- Abb. A1-2: Mögliche Knotengeometrie (Prinzipskizze) zum Konfliktgraph in Abb. A1-1
- Abb. A1-3: Zulässiger Signalzeitenplan zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)
- Abb. A1-4: Gerichteter Konfliktteilgraph (entspricht symmetrischem Konfliktdiagraphen) zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)
- Abb. A2.3-1: Beispielknotenpunkt
- Abb. A2.3-2: Ausgabe des Programms SQGN für das in Abbildung A2.3-1 dargestellte Beispiel (nur eine Cliquenfolge abgebildet)

Verzeichnis der Tabellen

- Tab. 3.1-1: Gruppenschema eines vierarmigen Knotenpunktes, bei dem jedem Fahrzeugstrom eigene Fahrstreifen zur Verfügung stehen (aus: GLEUE (1972), S. 28)
- Tab. 3.2-1: Reduziertes Gruppenschema und Belastungssumme der Sperrgruppen für den Knotenpunkt aus Abb. 3.2-1
- Tab. 3.2-2: Auswertung der maßgebenden Belastungen unter Vorgabe der Phaseneinteilung aus Abb. 3.2-2
- Tab. 3.2-3: Auswertung der Sperrgruppen
- Tab. 4.1-1: Sperrzyklenauswertung für den GKTG in Abb. 4.1-2
- Tab. 4.2-1: Sperrzyklenauswertung für den GKTG in Abb. 4.2-1
- Tab. 6.3-1: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit vier Signalgruppen
- Tab. 6.3-2: Beispiel für die Berechnung des Schlüsselwertes für eine Abfolge
- Tab. 6.3-3: Beispiel für die Bestimmung einer Abfolge aus dem Schlüsselwert
- Tab. A1-1: Sperrzyklen im gerichteten Konflikteilgraphen in Abb. A1-4
- Tab. A2.3-1: Beispiel für die Reduzierung einer Cliquenfolge
- Tab. A2.3-2: Reduzierte Cliquenfolge zur maximalen Cliquenfolge in Tab. A2.3-1
- Tab. A2.3-3: Sperrgruppe für den Beispielknoten
- Tab. A2.3-4: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit 3 Signalgruppen
- Tab. A2.3-5: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit 4 Signalgruppen
- Tab. A2.3-6: Kernsequenz zur reduzierten Cliquenfolge in Tab. A2.3-3
- Tab. A2.3-7: Schlüssel für die Kernsequenz in Tab. A2.3-5

A n h a n g

A1. Gegenbeispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)

DICKSON/MURCHLAND (1977) entwickelten ein Gegenbeispiel zu der Hypothese, daß es immer eine Sperrgruppe mit paarweise untereinander unverträglichen Signalgruppen gibt, für die die Summe aus Freigabezeiten und Zwischenzeiten exakt die mindestens erforderliche Umlaufzeit t_U^{\min} ergibt. Von ihnen wurde folgender Konfliktgraph untersucht:

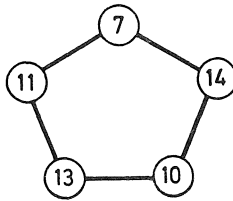


Abb. A1-1: Konfliktgraph zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)

Die zugrundeliegende Knotengeometrie könnte folgendermaßen aussehen:

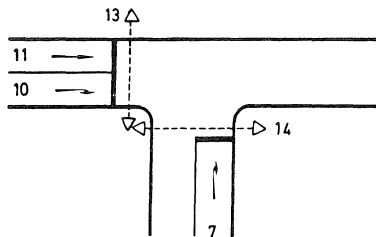


Abb. A1-2: Mögliche Knotengeometrie (Prinzipskizze) zum Konfliktgraph in Abb. A1-1

Nimmt man eine konstante Freigabezeit M für alle fünf Signalgruppen und die Zwischenzeiten jeweils zu Null an, so ergibt die Auswertung der t_U^{\min} für alle fünf Sperrgruppen:

$$t_U^{\min} = 2 \cdot M$$

Ein zulässiger Signalzeitenplan läßt sich jedoch erst für $t_U^{\min} = 5 \cdot M/2$ zusammenstellen:

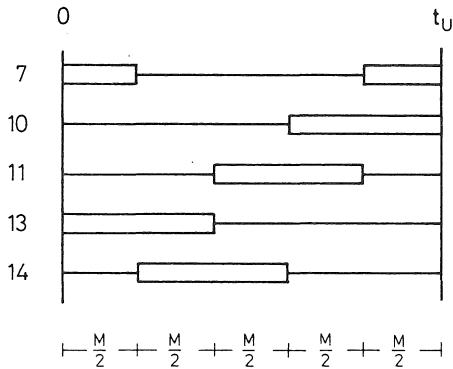


Abb. A1-3: Zulässiger Signalzeitenplan zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)

Diesen Wert erhält man ebenfalls, wenn man die Sperrzyklen in dem gerichteten Konflikteilgraphen mit Reihenfolgeindex (Begriffsbestimmungen siehe Kapitel 4.1) in Abb. A1-4 auswertet (s. Tab. A1-1); in diesem Fall, in dem die Sperrgruppen nur aus jeweils zwei Signalgruppen bestehen, entspricht der symmetrische Konfliktdigraph exakt dem gerichteten Konflikteilgraphen. Durch eine Änderung der Phasenfolge ergibt sich ebenfalls keine geringere t_U^{\min} .

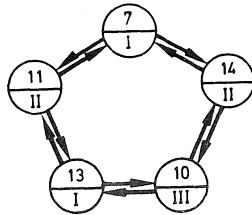


Abb. A1-4: Gerichteter Konflikteilgraph
(entspricht symmetrischem Konfliktdigraphen)
zum Beispiel nach DICKSON/MURCHLAND (1977)

Tab. A1-1: Sperrzyklen im gerichteten Konflikteilgraphen in Abb. A1-4

		Umlauf- anzahl n_i	\min t_U
SZ ₁ Reihungs- index	7 - 14 - 7 I - II - I	1	2 · M
SZ ₂ Reihungs- index	14 - 10 - 14 II - III - II	1	2 · M
SZ ₃ Reihungs- index	10 - 13 - 10 III - I - III	1	2 · M
SZ ₄ Reihungs- index	13 - 11 - 13 I - II - I	1	2 · M
SZ ₅ Reihungs- index	11 - 7 - 11 II - I - II	1	2 · M
SZ ₆ Reihungs- index	7 - 14 - 10 - 13 - 11 - 7 I - II - III - I - II - I	2	$\frac{5 \cdot M}{2}$
SZ ₇ Reihungs- index	7 - 11 - 13 - 10 - 14 - 7 I - II - I - III - II - I	3	$\frac{5 \cdot M}{3}$

A2. Beschreibung des EDV-Programms "SEQUENCE GENERATOR" (SQGN) von TULLY (1977) mit Erweiterungen und Beispiel

A2.1 Zielsetzung

Mit dem Programm SQGN sollen alle möglichen maximalen Cliquenfolgen (maximal stage sequences) für ein Festzeitsignalprogramm an einem gegebenen Knotenpunkt bestimmt werden. Die eigentliche Übersetzung für "stage" lautet "Phase". Der Begriff der Phase hat jedoch nach den Begriffsbestimmungen der Forschungsgesellschaft für Straßen- und Verkehrswesen (FGSV) eine exakte Definition, die für die folgenden Ausführungen zu eng gefaßt ist; sie bezieht sich nur auf das endgültige Signalprogramm, während hier, wie in dem vorliegenden Bericht insgesamt, für den Berechnungsprozeß allgemein von maximalen Mengen untereinander verträglicher Signalgruppen oder "Cliquen" gesprochen wird. Diese Cliquen müssen nicht notwendigerweise als Phasen im endgültigen Signalprogramm vorkommen.

Zur Bestimmung der Cliquen muß für je zwei Signalgruppen am Knotenpunkt eindeutig festgelegt sein, ob sie verträglich oder unverträglich zueinander sind; diese Information wird in Form einer Verträglichkeitsmatrix als Eingabe für das Programm SQGN bereitgestellt.

TULLY (1976) führt nun folgende, von STOFFERS (1968) teilweise bereits erarbeitete Bedingungen an, denen die Cliquen und Cliquenfolgen genügen müssen:

Bedingungen für die Cliques:

- S1: Alle Signalgruppen innerhalb einer Clique müssen untereinander verträglich sein.
- S2: Eine Clique soll soviel wie möglich untereinander verträgliche Signalgruppen enthalten.

Bedingungen für die Cliquenfolgen:

- S3: Jede Signalgruppe muß Freigabezeit in mindestens einer Clique erhalten.
- S4: Jede Signalgruppe hat ein einziges Freigabezeitintervall, d.h. die Freigabezeiten für eine spezielle Signalgruppe in mehreren Cliques müssen direkt aufeinanderfolgen.
- S5: Jede Folge muß maximal sein, d.h. keine weitere Clique ist in die Folge einfügbar.

Bedingungen an den Erzeugungsprozeß für die Folgen:

- S6: Jede Folge soll nur einmal erzeugt werden.

A2.2 Beschreibung der Algorithmen

A2.2.1 Erzeugung der Cliques

Die Verträglichkeitsmatrix läßt sich in den Verträglichkeitsgraphen VG umwandeln, der für jede Signalgruppe einen Knoten und für jede Verträglichkeit eine Kante enthält. Die Cliques, die so viel wie möglich untereinander verträgliche Signalgruppen enthalten sollen, erhält man nun, indem alle maximalen, vollständigen Untergraphen im Verträglichkeitsgraphen bestimmt werden.

A2.2.2 Erzeugung der Cliquenfolgen

Zur Erzeugung der Folgen wird ein sogenannter "back-track"-Algorithmus benutzt; die Idee besteht darin, eine Teilfolge durch Anhängen jeweils eines weiteren Elementes zu erzeugen, bis zu erkennen ist, ob die erzeugte Folge einerseits allen Bedingungen für eine vollständige Folge genügt oder andererseits selbst bei einer Erweiterung durch neue Elemente den Bedingungen nie genügen wird. In jedem Fall wird für die Bildung der nächsten Folge das zuletzt gewählte Element gelöscht und das nächste verfügbare Element angehängt. Gibt es kein solches Element mehr, so wird auch das als vorletztes gewählte Element gelöscht und hier das nächst verfügbare Element angehängt. Der Prozeß beginnt mit der Wahl des ersten möglichen Elementes für die erste Position und endet, falls für diese Position kein Element mehr verfügbar ist.

Aus den o.a. Bedingungen S3 bis S5 leitet TULLY die Kriterien für die Entscheidung ab, ob eine Folge vollständig ist oder nicht mehr vollständig werden kann. Die wesentliche Überlegung hierbei ist, daß für jede Signalgruppe genau ein Wechsel von Freigabezeit zu Sperrzeit und ein Wechsel von Sperrzeit zu Freigabezeit auftritt. Dies bedeutet, daß genau dann eine Clique an eine schon bestehende Teilfolge angehängt werden kann, wenn nach dem Anhängen dieser Clique die Anzahl der Wechsel insgesamt kleiner oder gleich zweimal der Anzahl der Signalgruppen ist und jede Signalgruppe entweder zwei oder keinen Wechsel hat; bei keinem Wechsel ist die Signalgruppe in den Cliquen der Teilfolge bisher noch nicht enthalten. Eine Folge ist dann als vollständig zu betrachten, falls nach diesem Kriterium keine der Cliquen mehr angehängt werden kann.

Die Bedingung S6 wird durch eine spezielle Vorgehensweise bei der Auswahl der zulässigen Cliques in Abhängigkeit ihrer Position innerhalb der Teilfolge sichergestellt.

A2.3 Beispiel

A2.3.1 Eingabedaten

Als Beispiel wird ein vierarmiger Knotenpunkt gewählt, an dem alle 12 motorisierten Ströme getrennt signalisiert werden (s. Abb. A2.3-1).

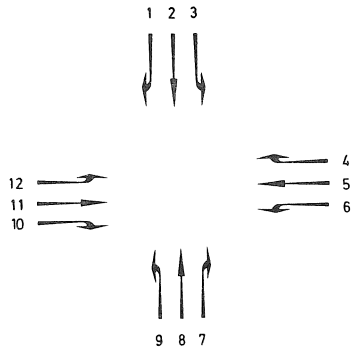


Abb. A2.3-1: Beispielknotenpunkt

A2.3.2 Ausgabe des Programms SQGN

Die Ausgabe ist in Abb. A2.3-2 dargestellt.

CASE TITLE:
MUSTER-KNOTEN B, GETRENNTE SIGNALE

CASE COMPATIBILITY MATRIX (. DENOTES SPECIFIED COMPATIBLE, X INCOMPATIBLE)

1 IV	1												
2 IV	2				X	X		X	X	X	X		
3 IV	3				X	X	X	X	X	X	X		
4 IV	4							X	X	X	X		
5 IV	5	X	X	X				X	X	X	X		
6 IV	6		X	X				X	X	X	X		
7 IV	7			X						X	X		
8 IV	8			X	X	X	X			X	X		
9 IV	9	X	X		X	X				X	X		
10 IV	10					X							
11 IV	11			X	X		X	X	X				
12 IV	12		X	X	X	X		X	X				

Verträglich-
keitsmatrix
X unverträglich
. verträglich

CLIQUE OF GROUPS FOR CASE (ARBITRARILY NUMBERED)

CLIQUE	GROUPS			
1	1	4	7	2
2	1	4	7	6
3	1	4	7	10
4	1	4	3	2
5	1	4	3	10
6	1	4	11	10
7	1	8	7	2
8	1	8	7	10
9	1	12	7	6
10	1	12	7	10
11	1	12	11	10
12	5	4	7	6
13	5	4	7	10
14	5	4	11	10
15	9	10	7	8
16	9	10	7	4
17	9	10	3	4

Menge der
Cliques

Erste
maximale
Cliques-
folge

THE GRAPH HAS 17 CLIQUES

SEQUENCE NUMBER 1

GROUP NUMBER	NUMBER OF GREEN STAGES	NUMBER OF RED STAGES	--- INDICATES GREEN															
			3	5	6	3	8	7	9	10	3	13	16					
1	9	2																
2	1	10																
3	1	10																
4	7	4																
5	1	10																
6	1	10																
7	9	2																
8	2	9																
9	1	10																
10	9	2																
11	1	10																
12	2	9																

SEQUENCE NUMBER 2

-
-
-
-

Abb. A2.3-2: Ausgabe des Programms SQGN für das in Abbildung A2.3-1 dargestellte Beispiel (nur eine Cliquesfolge abgebildet)

Nach einer Wiedergabe der Verträglichkeitsmatrix werden die Cliquen, d.h. die möglichen Phasen, eines Signalprogramms ausgegeben. Danach erfolgt die Auflistung aller gefundenen Cliquenfolgen; im vorliegenden Beispiel werden 395 Cliquenfolgen vom Programm SQGN gefunden, von denen auch die jeweilige Umkehrung als zulässige maximale Cliquenfolge betrachtet werden kann.

A2.3.3 Bestimmung der Signalprogrammstrukturen

Für die Verwendung der Cliquenfolgen als Eingabe für die nachfolgenden Optimierungsprobleme ist es entscheidend, in welcher Reihenfolge die zueinander unverträglichen Signalgruppen Freigabezeit erhalten, d.h. welche Signalprogrammstruktur aus der Cliquenfolge abgeleitet werden kann. Jede in der Ausgabedatei des EDV-Programmes SQGN enthaltene maximale Cliquenfolge führt nun nicht notwendigerweise zu einer neuen, durch die vorher gebildeten Cliquenfolgen noch nicht beschriebenen Signalprogrammstruktur.

Zur Entscheidung hierüber werden in einem ersten Schritt die Cliquenfolgen ohne Verlust der wesentlichen Information über die Signalprogrammstruktur reduziert; in der reduzierten Cliquenfolge können danach ggf. Cliquen zusammengefaßt werden und für die so entstehende Kernsequenz kann anschließend ein charakteristischer, d.h. ein eindeutig die Signalprogrammstruktur identifizierender Schlüssel berechnet werden. Die Kernsequenz wird gebildet, um im Hinblick auf die praktische Anwendung eine möglichst gute Annäherung an das Ergebnis des Arbeitsschrittes "Bestimmung der Phaseneinteilung und Phasenfolge" zu erreichen. Anhand eines Beispielles werden diese drei Möglichkeiten erläutert.

Um die Fähigkeiten des EDV-Programms SQGN von TULLY ausnutzen zu können, sind die wesentlichen Algorithmen in einem eigenen Modul des Programmsystems ERSPRO programmiert und um die nachstehend erläuterten Verarbeitungsschritte ergänzt worden. Mithilfe der Auswertung der Schlüssel ergeben sich für den in Abb. A2.3-1 dargestellten Knotenpunkt statt der $2 \times 395 = 790$ maximalen Cliquenfolgen insgesamt 132 unterschiedliche Signalprogrammstrukturen.

A2.3.3.1 Reduzierung der Cliquenfolge

Die gewählte Cliquenfolge ist in Tabelle A2.3-1 dargestellt.

Tab. A2.3-1: Beispiel für die Reduzierung einer Cliquenfolge

Clique Signalgruppe	5	4	1	2	9	10	8	15	16	13	14	6
1	1	1	1	1	1	1	1					1
2		2	2									
3	3	3										
4	4	4	4	4					4	4	4	4
5										5	5	
6				6	6							
7			7	7	7	7	7	7	7	7		
8							8	8				
9								9	9			
10	10					10	10	10	10	10	10	10
11											11	11
12					12	12						
Streichen		*		*		*	*		*	*		*

Nach dem Kriterium der Reduzierbarkeit einer Folge können Cliques genau dann gestrichen werden, wenn das Streichen keinen Informationsverlust in Hinsicht auf die Abfolge untereinander unverträglicher Signalgruppen bedeutet; danach können alle in der letzten Zeile mit einem * gekennzeichneten Cliques gestrichen werden.

A2.3.3.2 Bestimmung der Kernsequenz

Die reduzierte Cliquesfolge ist in Tabelle A2.3-3 dargestellt.

Tab. A2.3-2: Reduzierte Cliquesfolge zur maximalen Cliquesfolge in Tab. A2.3-1

Clique \ Signalgruppe	5	1	9	15	14
1	1	1	1		
2		2			
3	3				
4	4	4			4
5					5
6			6		
7		7	7		
8				8	
9				9	
10	10			10	10
11					11
12			12		

Streicht man nun in der Clique 5 die Signalgruppe 10 und in der Clique 1 die Signalgruppe 7 (in der Tabelle eingekreist), so lassen sich diese beiden Cliques ohne weiteren Informationsverlust zu der Clique 4 mit den Signalgruppen (1, 2, 3, 4) zusammenfassen. Damit ist die ursprüngliche Folge mit 12 Cliques auf 4 essentiell notwendige Cliques verkleinert worden.

A2.3.3.3 Berechnung des charakteristischen Schlüssels

In einem ersten Schritt werden die Sperrgruppen bestimmt; hierzu wird der zu dem Verträglichkeitsgraph (VG) komplementäre Konfliktgraph (KG) gebildet. Als Sperrgruppen erhält man die maximalen, vollständigen Untergraphen des Konfliktgraphen; die an dem Beispielknoten vorhandenen Sperrgruppen sind in Tabelle A2.3-3 dargestellt.

Tab. A2.3-3: Sperrgruppe für den Beispielknoten

Nr.	Sperrgruppen
1	1 - 5 - 9
2	2 - 6 - 10
3	3 - 7 - 11
4	4 - 8 - 12
5	2 - 5 - 9 - 12
6	2 - 6 - 9 - 11
7	3 - 6 - 8 - 11
8	3 - 5 - 8 - 12

Für eine Sperrgruppe mit drei aufsteigend sortierten Signalgruppen (A, B, C) ergeben sich folgende Schlüsselwerte:

Tab. A2.3-4: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit 3 Signalgruppen

Schlüsselwert	Abfolge
1	A - B - C
2	A - C - B
3	B - A - C
4	B - C - A
5	C - A - B
6	C - B - A

Entsprechend erhält man die Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit vier Signalgruppen (A, B, C, D):

Tab. A2.3-5: Schlüsselwerte für eine Sperrgruppe mit 4 Signalgruppen

Schlüsselwert	Abfolge	Schlüsselwert	Abfolge
1	A - B - C - D	13	C - A - B - D
2	A - B - D - C	14	C - A - D - B
3	A - C - B - D	15	C - B - A - D
4	A - C - D - B	16	C - B - D - A
5	A - D - B - C	17	C - D - A - B
6	A - D - C - B	18	C - D - B - A
7	B - A - C - D	19	D - A - B - C
8	B - A - D - C	20	D - A - C - B
9	B - C - A - D	21	D - B - A - C
10	B - C - D - A	22	D - B - C - A
11	B - D - A - C	23	D - C - A - B
12	B - D - C - A	24	D - C - B - A

Tab. A2.3-6: Kernsequenz zur reduzierten Cliquesfolge in Tab. A2.3-2

Clique Signalgruppe	4	9	15	14
1	1	1		
2	2			
3	3			
4	4			4
5				5
6		6		
7		7	7	
8			8	
9			9	
10			10	10
11				11
12		12		

Die in Tabelle A2.3-6 dargestellte Kernsequenz erhält somit folgenden charakteristischen Schlüssel, der sich aus den Schlüsselwerten der einzelnen Sperrgruppen zusammensetzt: (2,1,1,2,6,1,1,6).

Tab. A2.3-7: Schlüssel für die Kernsequenz in Tab. A2.3-6

Nr.	Abfolge Sperrgruppe	Abfolge allgemein	Schlüsselwert
1	1 - 9 - 5	A - C - B	2
2	2 - 6 - 10	A - B - C	1
3	3 - 7 - 11	A - B - C	1
4	4 - 12 - 8	A - C - B	2
5	2 - 12 - 9 - 5	A - D - C - B	6
6	2 - 6 - 9 - 11	A - B - C - D	1
7	3 - 6 - 8 - 11	A - B - C - D	1
8	3 - 12 - 8 - 5	A - D - C - B	6

Alle Schlüsselwerte sind in diesem Falle nicht größer als 6, da Clique 4 mit den Signalgruppen (1, 2, 3, 4) auf der ersten Position steht; würde die Kernsequenz mit Clique 9 statt mit Clique 4 begonnen, so ergäben sich auch größere Schlüsselwerte.

A3. Grundbegriffe der Lichtsignalsteuerung

Auszug aus den Begriffsbestimmungen der Forschungsgesellschaft für Straßen- und Verkehrswesen:

Festzeit-Signalsteuerung:

Lichtsignalsteuerung mit festgelegten Signalzeiten ohne Einwirkungsmöglichkeit durch Verkehrsteilnehmer.

Freigabezeit (Grünzeit):

Zeitdauer, während der ein Freigabesignal gegeben wird.

Mindestfreigabezeit:

Kleinste, unabhängig von der Verkehrsmenge zu gebende Freigabezeit (z.B. Mindestgrünzeit).

Phase:

Teil eines Signalprogrammes, während dessen ein bestimmter Grundzustand der Signalisierung unverändert bleibt.

Phasenfolge:

Zeitliche Folge der verschiedenen Phasen eines Signalprogrammes.

Sättigungsverkehrsstärke:

Maximale Verkehrsstärke einer Spur während der Freigabezeit.

Signalgruppe:

Signale, die zu jedem Zeitpunkt übereinstimmen.

Signalprogramm:

Hinsichtlich Dauer und Zuordnung festgelegte Signalzeiten einer Lichtsignalanlage.

Signalzeitenplan:

Graphische Darstellung des Signalprogrammes im Zeitmaßstab.

Sperrzeit (Rotzeit):

Zeitdauer, während der ein Sperrsignal gegeben wird.

Übergangszeit (Gelbzeit und Rotgelbzeit):

Zeitdauer, während der ein Übergangssignal gegeben wird.

Umlauf:

Einmaliger Ablauf eines Signalprogrammes.

Umlaufzeit:

Zeitdauer des einmaligen Ablaufs eines Signalprogrammes.

Zwischenzeit:

Zeitdauer zwischen dem Ende der Freigabezeit und dem Beginn der Freigabezeit für zwei dieselbe Konfliktfläche nacheinander benutzende Verkehrsströme.

A4. Grundbegriffe der Graphentheorie

Die angegebenen Definitionen und Bemerkungen stammen aus NEUMANN (1975). Die Definitionen sind im folgenden mit lateinischen Zahlen durchnummeriert, die Bemerkungen durch Buchstaben gekennzeichnet.

Def.1: Ein **Graph G** besteht aus einer Menge E und einer nichtleeren Menge V mit $V \cap E = \emptyset$ sowie einer auf E definierten Abbildung h (Inzidenzabbildung), die jedem $e \in E$ genau ein Paar von Elementen $v, w \in V$ zuordnet. Ist das jedem $e \in E$ zugewiesene Paar von Elementen aus V nicht geordnet, so heißt G ungerichteter Graph oder Graph schlechthin. Ist das Elementepaar geordnet, dann wird G gerichteter Graph genannt. Die Elemente von V bezeichnet man als Knoten, Ecken oder Eckpunkte und diejenigen von E als Kanten oder Bögen bzw. bei einem gerichteten Graphen als gerichtete Kanten oder Pfeile.

Bem.A: Für einen ungerichteten Graphen mit der Knotenmenge V und der Kantenmenge E verwenden wir im folgenden die Schreibweise (V, E) , für einen gerichteten Graphen $[V, E]$.

Bem.B: Die einer ungerichteten Kante e zugeordneten Knoten v, w heißen Endknoten von e. Wir schreiben auch $e = (v, w)$ und sagen, daß die Kante e inzident mit den Knoten v und w sei oder v und w "verbinde". Ist der Graph gerichtet und somit einer gerichteten Kante e ein geordnetes Paar von Knoten v und w zugeordnet, wobei v bezüglich der Ordnungsrelation "vor" w liege, so heißt v Anfangs- und w Endknoten von e. Wir verwenden dann die Bezeichnung $e = [v, w]$ und sagen, daß der Pfeil e positiv inzident mit dem mit dem Knoten v sei oder "vom Knoten v aus-

gehe" und negativ inzident mit dem Knoten w sei oder "in den Knoten w einmünde".

Bem.C: Gibt es mehr als eine Kante, die zwei Knoten eines ungerichteten Graphen miteinander verbindet, so nennt man diese Kanten parallel. Entsprechend heißen Pfeile eines gerichteten Graphen, die denselben Anfangs- und denselben Endknoten haben, parallel. Stimmen die beiden Endknoten einer Kante (bzw. bei einem gerichteten Graphen Anfangs- und Endknoten eines Pfeils) miteinander überein, dann bezeichnet man diese Kante bzw. diesen Pfeil als Schlinge.

Def.2: Ein (ungerichteter oder gerichteter) Graph heißt vollständig, wenn je zwei verschiedene Knoten v und w des Graphen durch mindestens eine Kante (v,w) bzw. bei einem gerichteten Graphen durch mindestens einen Pfeil $[v,w]$ sowie einen entgegengesetzt gerichteten Pfeil $[w,v]$ miteinander verbunden sind.

Def.3: Ein gerichteter Graph $[V,E]$ heißt *symmetrisch*, wenn mit $[v,w] \in E$ auch $[w,v] \in E$ ist, und *antisymmetrisch*, wenn aus $[v,w] \in E$ $[w,v] \notin E$ folgt.

Def.4: Ein (ungerichteter oder gerichteter) Graph G mit der Kanten- bzw. Pfeilmenge E wird transitiv genannt, wenn für je drei verschiedene Knoten u,v,w von G aus $(u,v), (v,w) \in E$ bzw. $[u,v], [v,w] \in E$ bzw. $[u,w] \in E$ bzw. $[u,w] \in E$ folgt.

Bem.C: Ein vollständiger (ungerichteter oder gerichteter) Graph ist stets transitiv. Ein vollständiger gerichteter Graph ist transitiv und symmetrisch.

- Def.5: Wir nennen einen (ungerichteten oder gerichteten) Graphen *schlicht*, wenn er weder parallele Kanten bzw. Pfeile noch Schlingen besitzt.
- Def.6: Ein (ungerichteter oder gerichteter) Graph G heißt *endlich*, wenn sowohl die Knotenmenge als auch die Kanten- bzw. Pfeilmenge von G endlich sind.
- Def.7: Die Anzahl der Elemente der Menge der mit einem Knoten v eines ungerichteten Graphen inzidenten Kanten - wobei Schlingen doppelt zu zählen sind - heißt *Grad* von v , in Zeichen $\delta(v)$. Die Anzahl der Elemente der Menge der mit einem Knoten v eines gerichteten Graphen positiv (negativ) inzidenten Pfeile - also der von v ausgehenden (in v einmündenden) Pfeile - wird *positiver (negativer) Grad* oder *Außen- (Innen-) Grad* von v , in Zeichen $\delta^+(v)$ bzw. $\delta^-(v)$, genannt.
- Def.8: Ein Knoten q eines gerichteten Graphen mit $\delta^+(q) > 0$, $\delta^-(q) = 0$ heißt *Quelle* und ein Knoten s mit $\delta^+(s) = 0$, $\delta^-(s) > 0$ *Senke* von G . Einen Knoten v eines ungerichteten oder gerichteten Graphen mit $\delta(v) = 0$ bzw. $\delta^+(v) = \delta^-(v) = 0$ nennen wir auch *isoliert*.
- Def.9: Einen (ungerichteten oder gerichteten) Graphen $G' = (V', E')$ bzw. $G' = [V', E']$ mit der Inzidenzabbildung h' nennen wir *Teilgraph* eines Graphen $G = (V, E)$ bzw. $G = [V, E]$ mit der Inzidenzabbildung h , wenn $V' \subseteq V$ und $E' \subseteq E$ sowie $h'(e) = h(e)$ für alle $e \in E'$ gilt. G' heißt *echter Teilgraph*, wenn $E' \subset E$ ist. G' wird *Untergraph* von G genannt, wenn G' Teilgraph von G ist und jede zwei Knoten von G' verbindende Kante (bzw. gerichtete Kante im Falle eines gerichteten Graphen) von G auch zu G' gehört.

Bem.E: Ein Untergraph G' eines (ungerichteten oder gerichteten) Graphen G ist ein Teilgraph von G mit vorgegebener Knotenmenge V' und größtmöglicher Kantenzahl. Er ist durch V' eindeutig festgelegt und enthält alle zu G gehörigen Kanten mit Endknoten aus V' (bzw. Pfeile mit Anfangs- und Endknoten aus V').

Bem.F: Unter einem Graphen wird im folgenden stets ein endlicher schlichter ungerichteter Graph verstanden.

Def.10: Ein endlicher schlichter gerichteter Graph heißt Digraph (Symbol D).

Def.11: Sei $G=(V,E_G)$ ein Graph. Dann heißt der symmetrische Digraph $D_G=[V,E_D]$ mit

$$(v,w) \in E_G \leftrightarrow [v,w],[w,v] \in E_D$$

der dem Graphen G zugeordnete Digraph D_G .

Def.12: Sei $D=[V,E_D]$ ein Digraph. Der Graph $G_D=(V,E_G)$ mit

$$(v,w) \in E_G \leftrightarrow [v,w] \in E_D \text{ oder } [w,v] \in E_D$$

wird dann der dem Digraphen D zugeordnete Graph G_D genannt.

Def.13: Sei $D=[V,E]$ ein Digraph. Eine Folge e_{k_1}, \dots, e_{k_s} von Pfeilen $e_{k_\sigma} \in E$ heißt *Pfeilfolge* oder *gerichtete Kantenfolge* F von D , wenn eine Folge von Knoten, etwa v_{i_0}, \dots, v_{i_s} , existiert, so daß $e_{k_\sigma} = [v_{i_{\sigma-1}}, v_{i_\sigma}]$ ist ($\sigma=1(1)s$). Als Bezeichnungswiese wählen wir $F=[v_{i_0}, v_{i_s}]$. v_{i_0} wird Anfangs- und v_{i_s} Endknoten von F genannt. Die Pfeilfolge heißt geschlossen, wenn $v_{i_0} = v_{i_s}$ ist und im anderen Fall offen. Die Anzahl der Pfeile von F nennen wir Pfeilanzahl von F , in Zeichen $z(F)$.

Def.14: Eine Pfeilfolge $[v_{i_0}, v_{i_1}, \dots, v_{i_s}]$ mit lauter verschiedenen Pfeilen $e_{k_\sigma} := [v_{i_{\sigma-1}}, v_{i_\sigma}]$ ($\sigma=1(1)s$) wird als Pfeilzug oder gerichteter Kantenzug bezeichnet.

Def.15: Ein Pfeilweg oder kurz Weg ist eine offene Pfeilfolge $[v_{i_0}, v_{i_1}, \dots, v_{i_s}]$ mit lauter verschiedenen Knoten v_{i_σ} ($\sigma=0(1)s$). Eine geschlossene Pfeilfolge $[v_{i_0}, v_{i_1}, \dots, v_{i_s}]$ mit lauter verschiedenen "Zwischenknoten" v_{i_p} ($v_{i_p} \neq v_{i_0} = v_{i_s}$ ($p=1(1)s-1$)) heißt Zyklus oder Schleife.

Bem.G: Man sagt, daß zwei verschiedene Wege, die den gleichen Anfangs- und Endknoten haben, eine Masche bilden.

Def.16: Ein Knoten w eines Digraphen $D=[V,E]$ heißt von einem Knoten $v \in V$ aus erreichbar, wenn es in D eine Pfeilfolge und damit einen Weg mit dem Anfangsknoten v und dem Endknoten w gibt. v und w heißen miteinander verbunden, wenn in D eine Kantenfolge und damit eine Kette mit den Endknoten v und w existiert.

Bem.H: Zweckmäßigerweise vereinbaren wir, daß ein Knoten v von sich selbst aus "erreichbar" und mit sich selbst "verbunden" sei.

Def.17: Ein Digraph D heißt stark zusammenhängend, wenn für je zwei Knoten v und w von D sowohl w von v aus als auch v von w aus erreichbar sind. D wird schwach zusammenhängend oder kantenweise zusammenhängend genannt, wenn je zwei Knoten von D miteinander verbunden sind.

Bem.J: Entsprechend kann man die starken und die schwachen Zusammenhangskomponenten eines Digraphen D definieren. Zwei Knoten v und w von D liegen genau dann in einer starken (schwachen) Zusammenhangskomponente, wenn w von v aus und v von w aus erreichbar (v und w miteinander verbunden) sind.

Veröffentlichungen aus dem Institut für Verkehrswesen

Die mit +) versehenen Veröffentlichungen sind vergriffen!

Schriftenreihe des Instituts (ISSN 0341-5503)

- Heft 1: Baron, P. S.: Weglängen als Kriterium zur Beurteilung von Fluggast-Empfangsanlagen; 1967 +)
- Heft 2: Stoffers, K. E.: Berechnung von optimalen Signalzeitenplänen; 1968 +)
- Heft 3: Koehler, R.: Verkehrsablauf auf Binnenwasserstraßen - Untersuchungen zur Leistungsfähigkeitsberechnung und Reisezeitverkürzung; 1968 +)
- Heft 4: Böttger, R.: Die numerische Behandlung des Verkehrsablaufs an signalgesteuerten Straßenkreuzungen; 1970 +)
- Heft 5: Droste, M.: Stochastische Methoden der Erfassung und Beschreibung des ruhenden Verkehrs; 1971
- Heft 6: 10 Jahre Institut für Verkehrswesen; 1973 +)
- Heft 7: Bey, I.: Simulationstechnische Analyse der Luftfrachtabfertigung; 1972 +)
- Heft 8: Wiedemann, R.: Simulation des Straßenverkehrsflusses; 1974
- Heft 9: Köhler, U.: Stabilität von Fahrzeugkolonnen; 1974
- Heft 10: Thomas, W.: Sensitivitätsanalyse eines Verkehrsplanungs-Modells; 1974
- Heft 11: Pape, P.: Weglängen-Reduzierung in Fluggast-Empfangsanlagen durch flexible Vorfeldpositionierung; 1976
- Heft 12: Koffler, Th.: Vorausschätzung des Verkehrsablaufs über den Weg; 1977 +)
- Heft 13: Haenicke, W.: Der Einfluß von Verflechtungen in einem bedarfsorientierten Nahverkehrssystem auf die Reisegeschwindigkeit; 1977 +)

- Heft 14: Bahm, G.: Kabinengröße und Betriebsablauf neuer Nahverkehrssysteme; 1977 +)
- Heft 15: Laubert, W.: Betriebsablauf und Leistungsfähigkeit von Kleinkabinenbahnstationen; 1977
- Heft 16: Sahling, B.-M.: Verkehrsablauf in Netzen - Ein graphentheoretisches Optimierungsverfahren; 1977 +)
- Heft 17: Zahn, E. M.: Berechnung gesamtkostenminimaler außerbetrieblicher Transportnetze; 1978
- Heft 18: Handschmann, W.: Sicherheit und Leistungsfähigkeit städtischer Straßenkreuzungen unter dem Aspekt der Informationsverarbeitung des Kraftfahrzeugführers; 1978
- Heft 19: Willmann, G.: Zustandsformen des Verkehrsablauf auf Autobahnen; 1978 +)
- Heft 20: Sparmann, U.: ORIENT - Ein verhaltensorientiertes Simulationsmodell zur Verkehrsprognose; 1980 +)
- Heft 21: Allsop, R. E.: Festzeitsteuerung von Lichtsignalanlagen; 1980 +)
- Heft 22: Adolph, U.-M.: Systemsimulation des Güterschwerverkehrs auf Straßen; 1981
- Heft 23: Jahnke, C.-D.: Kolonnenverhalten von Fahrzeugen mit autarken Abstandswarnsystemen; 1982
- Heft 24: Leutzbach, W.: Verkehr auf Binnenwasserstraßen; 1982 +)
- Heft 25: 20 Jahre Institut für Verkehrswesen; 1982 +)
- Heft 26: Hubschneider, H.: Mikroskopisches Simulationssystem für Individualverkehr und Öffentlichen Personennahverkehr; 1983 +)
- Heft 27: Mott, P.: Signalsteuerungsverfahren zur Priorisierung des Öffentlichen Personennahverkehrs; 1984 +)
- Heft 28: May, A. D.: Traffic Management Research at the University of California; 1984
- Heft 29: Haas, M.: LAERM - Mikroskopisches Modell zur Berechnung des Straßenverkehrslärms; 1985

- Heft 30: Bosserhoff, D.: Statische Verfahren zur Ermittlung von Quelle-Ziel-Matrizen im Öffentlichen Personennahverkehr - Ein Vergleich; 1985
- Heft 31: Baaß, K.: Ermittlung eines optimalen Grünbandes auf Hauptverkehrsstraßen; 1985
- Heft 32: Benz, Th.: Mikroskopische Simulation von Energieverbrauch und Abgasemission im Straßenverkehr (MISEVA); 1985
- Heft 33: Stucke, G.: Bestimmung der städtischen Fahrtenmatrix durch Verkehrszählungen; 1985
- Heft 34: Young, W.: Modelling the Circulation of Parking Vehicles - a Feasibility Study; 1985
- Heft 35: Gipps, P.G.: Simulation of Pedestrian Traffic in Buildings; 1986 (noch nicht erschienen)
- Heft 36: 25 Jahre Institut für Verkehrswesen; 1987
- Heft 37: Möller, K.: Signalgruppenorientiertes Modell zur Optimierung von Festzeitprogrammen an Einzelknotenpunkten; 1987

Vorläufige Berichte des Instituts

- Nr. 1: Leutzbach, W.; Koehler, R.: Binnenwasserstraßenverkehr als Zufallsverteilung; 1964
- Nr. 2: Eick, P.: Experimentelle Überprüfung des Folgetests von WALD; 1964
- Nr. 3: Bexelius, S.: Größe der Verkehrstheorie - ihre Definition und Anwendung; 1965
- Nr. 4: Leutzbach, W.; Ernst, R.: Untersuchung über den Einfluß der Fahrbahnmarkierung auf das Verhalten der Fahrzeuglenker; 1965
- Nr. 5: Gullon Löw, M.: Die Planung des spanischen Stadt- und Landstraßennetzes; 1965
- Nr. 6: Bexelius, S.: An extended Model for Car Following; 1965
- Nr. 7: Bexelius, S.: Beschreibung des Verkehrsablaufs im Hinblick auf verschiedene Arten von Engpässen; 1965
- Nr. 8: Leutzbach, W.; Lenz, K.-H.: Wartezeitverluste an Schleusen; 1966
- Nr. 9: Martin, W.: Zeitstudie über die Passagierabfertigung am Flughafen Stuttgart; 1967
- Nr. 10: Droste, M.: Parkraumerhebungen in Intervallen; 1968
- Nr. 11: Leutzbach, W.: Bewegung als Funktion von Zeit und Weg; 1968 (reprinted in Transportation Research, Vol. 3 (1969) 421-428)
- Nr. 12: Droste, M.: Die Berechnung optimaler Signalzeitenpläne als Problem der ganzzahligen linearen Programmierung; 1969
- Nr. 13: Ludes, K.; Siegener, W.: Untersuchung des Verkehrsablaufs im Hinblick auf riskantes Fahrverhalten; 1969
- Nr. 14: Haigth, F.A.: Problems in Transport Safety; 1970
- Nr. 15: Dilling, J.: Reisegeschwindigkeit und Straßencharakteristik; 1970

- Nr. 16: Coblentz, H.S.: Transportation Planning and Social Issues: Function and Dysfunction; 1971
- Nr. 17: Köhler, U.: Zusammenhang zwischen Geschwindigkeitsganglinie bzw. Geschwindigkeitsprofil und Häufigkeitsdichte der Geschwindigkeiten; 1971
- Nr. 18: Brilon, W.: Der Zusammenhang zwischen räumlich-zeitlichen Kennwerten des Verkehrsablaufs und lokal ermittelten Parametern; 1973
- Nr. 19: Vasarhelyi, B.: Stochastische Simulation an Straßenkreuzungen nach dem "rechts-vor-links-Prinzip"; 1975
- Nr. 20: Bahm, G.; Laubert, W.: Modelle zur Simulation des Betriebsablaufs von neuen Personennahverkehrssystemen; 1977
- Nr. 21: Wiedemann, R.; Brilon, W.; Brannolte, U.: Simulation des Verkehrsablaufs auf zweispurigen Landstraßen; 1977
- Nr. 22: Brannolte, U.; Vasarhelyi, B.: Simulationsmodell für den Verkehrsablauf auf kurvigen Landstraßen; 1977
- Nr. 23: Sparmann, U.: Zusammenhang zwischen Geschwindigkeit und Vorbeifahrtenhäufigkeit auf zweispurigen BAB-Richtungsfahrbahnen; 1979
- Nr. 24: Stucke, G.: Ermittlung der Teilströme aus Querschnittsmessungen; 1979
- Nr. 25: Leutzbach, W.: Zur Problematik der Messungen und Beobachtungen aus einem fahrenden Fahrzeug; 1981

Institutsnotizen

- Nr. 1: Bisbee, E. F.: Beispiele zur Transportanalyse; 1967 (Übersetzt von W. Siegener) +)
- Nr. 2: Vergleich einiger Verkehrserzeugungs- und Verteilungsmodelle; Seminarbericht SS 1968 +)
- Nr. 3: Berechnungsbeispiel zum Verkehrsablauf an Engpässen; Seminarbericht WS 1968/69
- Nr. 4: Zusammenhang zwischen der Leistungsfähigkeit des Straßennetzes und der Kapazität des Parkraums; Seminarbericht SS 1969 +)
- Nr. 5: Brilon, W.: Erzeugung von Zufallszahlen; 1970 +)
- Nr. 6: Dilling, J.: Charakteristik des Verkehrsablaufs auf einem Autobahnabschnitt; 1970
- Nr. 7: Leistungsfähigkeit und Wirtschaftlichkeit verschiedener Ausbauvarianten einer Straßenkreuzung; Seminarbericht WS 1969/70
- Nr. 8: Untersuchung der Verkehrssicherheit einer Straßenkreuzung; Seminarbericht SS 1970
- Nr. 9: Einsatz eines Kabinen-Taxi-Systems (CAT) für den Bereich der Universität Karlsruhe; Seminarbericht SS 1971
- Nr. 10: Wirtschaftlichkeitsrechnung im Straßenbau - ein Optimierungsbeispiel; Seminarbericht WS 1971/72 +)
- Nr. 11: Möglichkeiten der Steuerung von Lichtsignalanlagen in städtischen Netzen; Seminarbericht SS 1972
- Nr. 12: Exkursionsbericht SS 1973
- Nr. 13: Unfalluntersuchung und Stauberechnung auf einem Abschnitt der Bundesautobahn; Seminarbericht SS 1973 +)
- Nr. 14: Wochenendverkehr im nördlichen Schwarzwald; Seminarbericht WS 1973/74
- Nr. 15: Geschwindigkeitsbeschränkungen; Seminarbericht SS 1974
- Nr. 16: Autohöfe - ihre Bedeutung für den Güterverkehr; Seminarbericht WS 1974/75

- Nr. 17: Die Karlsruher Häfen; Seminarbericht SS 1975
- Nr. 18: Lärmschutz an Straßen; Seminarbericht WS 1975/76 +)
- Nr. 19: Der Einfluß des Fluglärms auf Planung und Betrieb von Flughäfen und Landeplätzen; Seminarbericht SS 1976
- Nr. 20: Kombiniertes Verkehr; Seminarbericht WS 1976/77
- Nr. 21: Koordinierung eines Straßenzuges mit Lichtsignalanlagen; Seminarbericht SS 1977
- Nr. 22: Die Sicherheit von Verkehrssystemen; Seminarbericht WS 1977/78
- Nr. 23: Verkehrsablauf als Warteschlangenproblem; Seminarbericht SS 1978
- Nr. 24: Bordsteinparken; Seminarbericht WS 1978/79
- Nr. 25: Verkehrssteuerungssysteme; Seminarbericht SS 1979
- Nr. 26: Das Planspielmodell PLUS; Seminarbericht WS 1979/80
- Nr. 27: Stauwarnanlagen auf Bundesautobahnen; Seminarbericht SS 1980
- Nr. 28: Planungsmodelle im Verkehrswesen; Seminarbericht WS 1980/81
- Nr. 29: Linienplanung im Öffentlichen Personennahverkehr; Seminarbericht SS 1981
- Nr. 32: Standardisierte Bewertung von Verkehrsweginvestitionen im ÖPNV; Seminarbericht WS 1982/83
- Nr. 34: Fachwörterbuch Verkehrswesen (deutsch-englisch); Fortbildungsseminare 1978-1983; 1984 +)
- Nr. 35: Tempo 30 in Wohngebieten; Seminarbericht WS 83/84
- Nr. 37: Geschwindigkeitsbegrenzungen auf Autobahnen; Seminarbericht WS 84/85 +)
- Nr. 39: Young, W.: Traffic Simulation Modelling in Australia; 1985

- Nr. 41: Fachwörterbuch Verkehrswesen (deutsch-englisch);
Fortbildungsseminare 1978-1986; 1987
- Nr. 42: Schnittger, St.: Richtlinien zur Dokumentation
von Programmen;
Axhausen, K., Fellendorf, M.: Merkblatt zur
Anfertigung von Studien- und Diplomarbeiten; 1987

Anderweitig publizierte Forschungsberichte

LEUTZBACH, W.; BEXELIUS, S.:

Probleme der Kolonnenfahrt; Heft 44 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1966

LENZ, K.-H.:

Ein Beitrag zur Anwendung der Theorie der Warteschlangen; Heft 66 der Forschungsarbeiten aus dem Straßenwesen, Kirschbaum-Verlag, Bad Godesberg, 1966

ERNST, R.:

Verkehrsablauf an Straßenknoten; Heft 60 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1967

WIEDEMANN, R.:

Verkehrsablauf hinter Lichtsignalanlagen - Untersuchungen über die Ausbreitung von Fahrzeugpuls; Heft 74 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1968

ZIEGLER, M.:

Wegewahl als Regelkreis - Untersuchungen über den Zusammenhang zwischen Wegewahl, Reisezeiten und Verkehrsmengen; Heft 99 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1970

HOEFS, D.H.:

Untersuchung des Fahrverhaltens in Fahrzeugkolonnen; Heft 140 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1972

DILLING, J.:

Fahrverhalten von Kraftfahrzeugen auf kurvigen Strecken; Heft 151 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1973

LEUTZBACH, W.; WETTERLING, K.:

Kurzfassungen ausgewählter Arbeiten aus der Bundesrepublik Deutschland, Techn. Untersuchungen; Heft 3 der Schriftenreihe "Forschung Stadtverkehr - Sonderreihe", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1974

FINDEISEN, H.-G.:

Das Verhalten verkehrsrechtlich untergeordneter Fahrzeuge an Knotenpunkten ohne Lichtsignalanlagen; Heft 178 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1975

BRILON, W.:

a) Unfallgeschehen und Verkehrsablauf.

b) Warteschlangenmodell des Verkehrsablaufs auf zweispurigen Landstraßen;

Heft 210 der Schriftenreihe "Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1976

BRILON, W.; BRANNOLTE, U.:

Simulationsmodell für den Verkehrsablauf auf zweispurigen Straßen mit Gegenverkehr; Heft 239 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1977

HANDSCHMANN, W.; VOSS, M.:

Der Mensch als Fahrzeugführer; Informationsaufnahme und -verarbeitung durch den Menschen; Heft 8 der FAT (Forschungsvereinigung Automobiltechnik e. V.) - Schriftenreihe, Frankfurt, 1978

LEUTZBACH, W. et al.:

Güterfernverkehr auf Bundesautobahnen - Ein Systemmodell; Heft 9 der FAT (Forschungsvereinigung Automobiltechnik e.V.)-Schriftenreihe, Frankfurt, 1978

SPARMANN, U.:

Spurwechselforgänge auf zweispurigen BAB-Richtungsfahrbahnen; Heft 263 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1978

MARTIN, W.:

Verkehrsablauf auf Stadtstraßen mit Lichtsignalanlagen; Heft 268 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1979

MOHAMED IBRAHIM, M. Y.:

Modell zur Anpassung eines städtischen Erschließungsnetzes an die wachsende Motorisierung in Entwicklungsländern unter besonderer Berücksichtigung des Radverkehrs; Dissertation Universität Karlsruhe, Fakultät für Bauingenieur- und Vermessungswesen, 1979

KOFFLER, TH., METZGER, W.:

Untersuchung über zweckmäßige Zeit- und Wegeabschnitte zur Erfassung des Verkehrsablaufs; Heft 283 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1980

BOLL, C.:

Reißverschlußverfahren zur Regelung des Verkehrs an Engstellen; Heft 291 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1980

WETTERLING, K.:

Mehrspuriger Richtungsverkehr bei unterschiedlichen Fahrvorschriften; Heft 292 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1980

LEUTZBACH, W., et al.:

Güterverkehr auf Bundesautobahnen - Ein Systemmodell, 2. Teil; Heft 16 der FAT (Forschungsvereinigung Automobiltechnik e. V.)-Schriftenreihe, Frankfurt, 1980

BRANNOLTE, U.:

Verkehrsablauf an Steigungsstrecken von Richtungsfahrbahnen; Heft 318 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1980

WINZER, TH.:

Messung von Beschleunigungsverteilungen; Heft 319 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1980

LEUTZBACH, W.; BEIL, D.:

Ein Matrixmodell zur Ermittlung der Verkehrsbelastung in Netzen; Heft 338 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1981

LEUTZBACH, W.; MAIER, W.; HANDSCHMANN, W.; SCHULER, M.:

- a) Einfluß von Verkehrsbeschränkungen und Ausbauformen auf die Sicherheit an plangleichen, außerörtlichen Knotenpunkten ohne Lichtsignalanlagen
 - b) Einfluß von Verkehrsbeschränkungen und Ausbauformen auf die Sicherheit an plangleichen Knotenpunkten ohne Lichtsignalanlagen außerhalb bebauter Gebiete;
- Heft 376 der Schriftenreihe "Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1982

BRANNOLTE, U.; HOLZ, S.:
Simulation des Verkehrsablaufs auf Landstraßen -
Modellerweiterung -; Heft 402 der Schriftenreihe
"Forschung Straßenbau und Straßenverkehrstechnik",
Bundesminister für Verkehr, Bonn, 1983

LEUTZBACH, W.; HOLZ, S.:
Unfallcharakteristik von Radfahrern auf Außerorts-
straßen; Heft 433 der Schriftenreihe "Forschung
Straßenbau und Straßenverkehrstechnik", Bundesminister
für Verkehr, Bonn, 1984

Im Buchhandel erhältlich:

LENZ, K.-H.; GARSKY, J.:
Anwendung mathematisch-statistischer Verfahren in
der Straßenverkehrstechnik; Kirschbaum-Verlag
Bad Godesberg, 1968

LEUTZBACH, W.:
Einführung in die Theorie des Verkehrsflusses;
Springer-Verlag Berlin/Heidelberg/New York, 1972

BECKMANN, H.; JACOBS, F.; LENZ, K.-H.; WIEDEMANN, R.;
ZACKOR, H.:
Das Fundamentaldiagramm; Kirschbaum-Verlag
Bad Godesberg, 1973

HERZ, R.; SCHLICHTER, H. G.; SIEGENER, W.:
Angewandte Statistik für Verkehrs- und Regionalplaner;
Werner-Ingenieur-Texte 42, Werner-Verlag,
Düsseldorf, 1976 ISBN 3-8041-1934-4

RUPPERT, W.-R.; LEUTZBACH, W.; ADOLPH, U.-M. et al.:
Achslasten und Gesamtgewichte schwerer Lkw. Nutzen-
Kosten-Untersuchung einer Anhebung der zulässigen
Höchstwerte; Hrsg. Bundesminister für Verkehr, Bonn.
Verlag TÜV Rheinland GmbH, Köln 1981, ISBN
3-88585-035-4

WIEDEMANN, R.; HUBSCHNEIDER, H.:
Simulationsmodelle
in: LAPIERRE, R., STEIERWALD, G.
Verkehrsleittechnik für den Straßenverkehr,
Band 1, Springer-Verlag Berlin/Heidelberg/New
York, 1987

LEUTZBACH, W.:
Introduction to the Theorie of Traffic Flow;
Springer-Verlag Berlin/Heidelberg/New York, 1987

Sonderheft zum 20jährigen Jubiläum:

Ein Institut stellt sich vor:
Hrsg.: Institut für Verkehrswesen, Universität
Karlsruhe, 1982

Die mit *¹⁾ versehenen Veröffentlichungen sind vergriffen!