HOKKAIDO UNIVERSITY

Title	交差点遅れを考慮した利用者均衡配分モデルの構築に関する研究
Author(s)	内田, 賢悦
Degree Grantor	北海道大学
Degree Name	博士(工学)
Dissertation Number	甲第5154号
Issue Date	2000-03-24
DOI	https://doi.org/10.11501/3168719
Doc URL	https://hdl.handle.net/2115/51652
Type	doctoral thesis
File Information	000000353911.pdf

Hokkaido University Collection of Scholarly and Academic Papers : HUSCAP

交差点遅れを考慮した
利用者均衡配分モデルの構築に関する研究

内田 敬治

(1)

交差点遅れを考慮した
利用者均衡配分モデルの構築に関する研究

内田　賢悦

目　次

第1章　序論 ……1
1.1　本研究の背景と目的 ……2
1.2　本研究の内容と構成 ……3
参考文献 ……5
第2章　交通量配分モデルの体系化 ……6
2.1　概説 ……7
2.2　交通ネットワークフローモデル ……7
2.3　交通量配分モデルの概念とその発展経緯 ……8
2.4　交通均衡配分モデル ……9
2.4.1　交通均衡配分の概念 ……9
2.4.2　交通均衡配分の種類 ……11
2.4.3　確定的利用者均衡配分 ……14
2.4.4　確率的利用者均衡配分 ……29
2.4.5　動的利用者均衡配分 ……33
2.5　交通均衡配分の特徴および課題 ……39
2.6　本研究の対象範囲 ……41
参考文献 ……42
第3章　交通量配分における信号交差点の問題 ……44
3.1　概説 ……45
3.2　道路の交通容量 ……45
3.2.1　交通容量の考え方 ……45
3.2.2　単路部の交通容量 ……46
3.2.3　計画・設計のための交通容量 ……51
3.2.4　道路区間の交通状況評価 ……54
3.3　平面交差点の交通容量 ……56
3.3.1　交通容量の考え方 ……56
3.3.2　飽和交通流率の算定 ……57
3.3.3　計算例 ……61
3.3.4　信号交差点の交通状況評価 ……64
3.4　交通量配分における信号交差点の問題 ……64
参考文献 ……67
第4章　ファジィ関数による交差点遅れ推計式の構築 ……68
4.1　概説 ……69
4.2　既存式 ……69

4.2.1 基本式 ……69
4.2.2 過飽和式 ……71
4.2.3 中間式 ……72
4.3 ファジィ関数による交差点遅れの推計法 ……81
4.3.1 推計方法 ……81
4.3.2 パラメータ値の設定 ……84
4.3.3 パラメータ値の計測 ……87
4.3.4 交差点遅れ推計式の検証 ……90
4.3.5 ファジィ関数による交差点遅れ推計式の特徴 ……91
参考文献 ……92
第5章 北大型利用者均衡配分（HUSE: Hokkaido University user equilibrium assignment considering Signal Effects）モデルの構築 ……94
5.1 概説 ……94
5.2 HUSE モデルの特性を考慮した解法 ……95
5.3 最短経路探索法 ……96
5.3.1 ダイクストラ法 ……96
5.3.2 ラベル修正法 ……98
5.3.3 効率的な最短経路探索のためのデータ構造 ……99
5.3.4 最小ラベル探索におけるヒープ構造 ……101
5.4 利用者均衡配分の解法 ……103
5.4.1 All-or-Nothing 配分法 ……103
5.4.2 非線形最適化問題の解法 ……104
5.4.3 Frank-Wolf 法 ……106
5.5 HUSE モデル ……108
5.5.1 HUSE モデルの構成 ……108
5.5.2 HUSE モデルの解法 ……109
5.5.3 HUSE モデルの特徴 ……118
参考文献 ……120
第6章 HUSE モデルの適用とその評価 ……121
6.1 概説 ……122
6.2 都心部における HUSE モデル適用の前提条件 ……122
6.2.1 配分対象ネットワークの選定 ……122
6.2.2 二段階配分法による配分対象ネットワークにおける OD 交通量の推計 ……122
6.2.3 配分対象ネットワークにおけるゾーン分割と内々OD 交通量の推計 ……123

6.3 二段階配分法 ……123
6.3.1 一段階目の配分計算 ……123
6.3.2 配分対象ネットワークでの OD 交通量の推計 ……124
6.3.3 断面交通量の検証 ……128
6.3.4 二段階目の配分計算 ……128
6.4 HUSE モデルの現況再現性の検証 ……128
6.5 適用事例 1:創成川通り連続アンダーパス化の評価 ……133
6.5.1 背景 ……133
6.5.2 既存研究 ……134
6.5.3 道路ネットワーク構造による札幌都心部の交通問題 ……134
6.5.4 創成川通り連続アンダーパス化計画 ……136
6.5.5 配分対象ネットワークと OD 交通量 ……139
6.5.6 地下自動車道路の整備効果 ……142
6.5.7 まとめ ……143
6.6 適用事例 2:大規模再開発事業に伴う交通規制計画案の評価 ……143
6.6.1 背景 ……143
6.6.2 既存研究 ……145
6.6.3 一段階目の配分交通量の検証 ……146
6.6.4 配分対象ネットワークと OD 交通量 ……146
6.6.5 二段階目の配分交通量の推計 ……148
6.6.6 交通規制計画案と交差点飽和度の算出 ……148
6.6.7 交通規制計画案の評価 ……151
6.6.8 まとめ ……152
参考文献 ……153
第7章 結論 ……155
7.1 本研究の成果 ……156
7.2 今後の課題 ……157
参考文献 ……159

謝辞 ……160

第1章

序　論

1.1 本研究の背景と目的

交通量配分は，交通需要予測の標準的手法である 4 段階推定法の最終段階に位置づけられ，その目的は，それぞれの起終点（OD）をもった交通が道路ネットワーク内をいかに走行するかを知るとともに，各道路区間（リンク）上の交通量を推計し，道路ネットワークの計画を検討することである[1].

これまで交通量配分モデルの拡張は，Wardrop 均衡をそのままの形で定式化するか，または最適化問題として定式化されてきた.たとえば動的モデル[2],時間帯別均衡配分モデル[3],ファジィリンク所要時間を導入したモデル[4]などが挙げられる.

一方，交通現象として信号交差点での自動車の挙動を考えると，右折車の交差点遅れが対向直進車の影響を受けるように，一般にリンクコスト関数にはリンク間で相互干渉がある．すなわち，各リンクのコストは，そのリンク上の交通量だけでなく，他のリンク上の交通量も変数とする関数で表現される．さらに，都市部における道路ネットワークでの交通現象を考えると，交差点遅れが経路所要時間に占める割合は無視できないほど大きい．したがって，こうした道路ネットワークでの交通量配分には，リンク間相互干渉がある交差点遅れを表現したモデルが必要である．しかし，これまでこうしたモデル化はさまざまな問題から，あまりなされてこなかった.

一方，こうしたリンク間干渉のある利用者均衡配分に関する研究として，Meneguzzer[5]やWalting[6]の研究が挙げられる．一般に，リンク間干渉のある利用者均衡配分には，均衡解の唯一性，安定性に問題があることが知られている．この問題点に対処するために，全てのリンクを収束させるのではなく，95%のリンクが収束したときに，近似的均衡状態にあるとして計算を終了して解を求める方法が提案されている．その結果，初期実行可能解に関わらず，相応な配分交通量が再現されることもわかっている.

一方，信号交差点の影響を交通量配分にとりいれた Meneguzzer の研究では，交差点容量解析[7]によってあらかじめ飽和交通流率を算定して，交差点遅れを表現する必要がある．しかし交差点遅れは，交通の到着分布に変動がある[8]ため，その推計にはこうした要因に対する調整プロセスが必要である.

こうした背景から，筆者は信号交差点での通過性指数を用いた交差点遅れ推計式を開発してきた[9), 10), 11)]．同モデルにおける交差点遅れは，一様到着による平均交差点遅れを中心値とする三角ファジィ数で表現される．ファジィ交差点遅れの右・左スプレッドを決定するパラメータ値は，交差点遅れを再現するために重要な要素であるため，交差点遅れを計測することにより算定する方法を提案している.

本研究は，同交差点遅れ推計式を確定的利用者均衡配分にとりいれた交通量配分モデル，すなわち，北大型利用者均衡配分（HUSE: Hokkaido University user equilibrium assignment considering Signal Effects）モデルを都市部における交通流解析法として提案したものである.

1.2 本研究の内容と構成

本研究の構成は，図-1.1 に示す通りであり，以下に各章の概要を述べる．

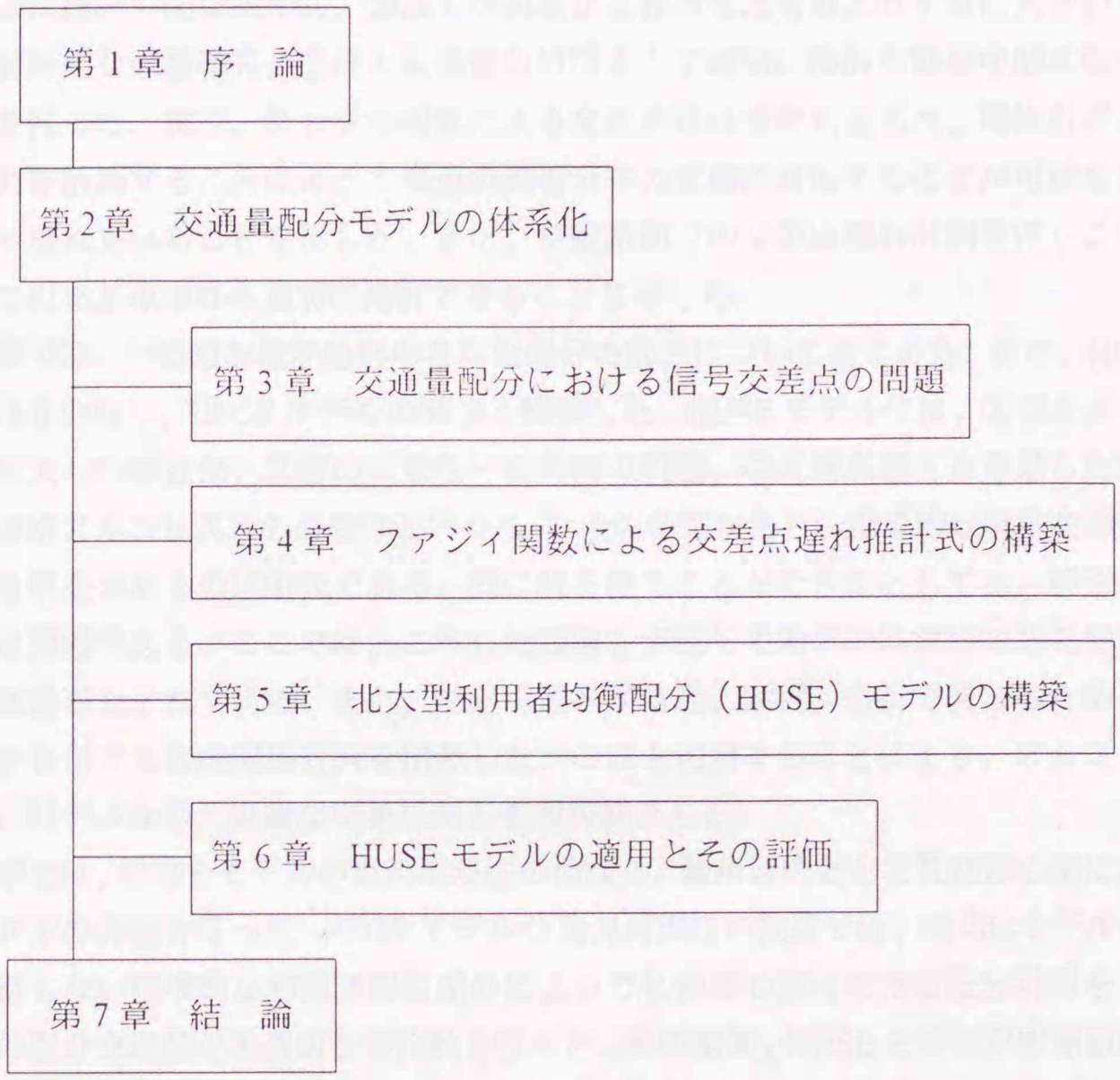


図-1.1　本論文の構成

第 2 章では，交通量配分モデルの発展経緯を整理し，さらに交通量配分モデルの体系化を行うことによって，本研究の位置づけおよび特徴を明らかにした．すなわち，交通量配分モデルを非均衡型，均衡型，さらに均衡型モデルを確定的，確率的，動的という観点から体系化し，その特徴と課題をまとめた．さらに本研究では，その中から確定的モデルをとりあげた．各均衡モデルについては定式化を行い，特に本研究の対象とする確定的モデルでは，解の一意性・安定性の議論を行った．解の一意性・安定性の議論は，モデルの拡張を行う際に極めて重要な問題であり，第 5 章で示す HUSE モデルの特性を調べるときにも用いられることになる．

第 3 章では，単路部および平面交差点の交通容量をとりあげ，交差点部において交通容量が著しく減少することを示し，このことによる交通量配分モデルの問題点を明らかにした．すなわち，既存の交通量配分では，信号交差点による遅れを全く考慮してなく，あたかも信号交差点を立体交差であるかのように表現していた．このことは，特に都市交通を対象とした場合，適切な配分結果を得ることができない原因の 1 つとなっている．すなわ

ち，すべての平面交差が立体交差であるという仮定が非現実的であることから，信号交差点の影響を考慮可能なモデル構築の必要性を示した．

第 4 章では，既存の交差点遅れ推計式として，①流入交通量が交差点交通容量未満のときに適切に推計可能な基本式，②流入交通量が交差点交通容量より十分に大きいときに適切に推計可能な過飽和式，③流入交通量の値によらず適切に推計可能な中間式に分類して体系化を行った．次に，ファジィ関数による交差点遅れ推計式を述べ，同推計式では，交差点遅れを計測することによって交通の到着分布の変動に対応することが可能なため，既存式より優れていることを示した．また，積雪路面での交差点遅れ計測を行うことで，積雪路面での交差点遅れも適切に推計できることを示した．

第 5 章では，一般的な確定的利用者均衡配分の解法についてまとめた．次に，HUSE モデルの特性を分析し，HUSE モデルの解法を構築した．HUSE モデルには，①交差点コスト関数の無限大への漸近化，②解の一意性・安定性の問題，③交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズムの必要性といった 3 点の特性があり，標準的な解法を適用して意味のある解を求めるのは困難である．仮に解を得ることができたとしても，解法の効率化は重要な課題である．ここでは，こうした問題を克服して効率的に意味のある解を求めるための議論がなされている．また，交差点遅れが直進，左折，右折で異なるため，筆者はそれらを表現する接続関係行列を開発した．これを適用することにより，アルゴリズムの効率化だけではなく，複雑な交通規制も表現可能とした．

第 6 章では，HUSE モデルの現況再現性の検証と，適用研究として札幌都心部におけるプロジェクトの評価を行った．HUSE モデルの現況再現性の検証では，HUSE モデルと交差点遅れ考慮しない標準的な利用者均衡配分によって札幌都心部における配分計算を行い，それぞれの配分交通量と実測値との比較を行った．その結果，HUSE モデルが実測値に近い値を推計することを示し，HUSE モデルの信頼性および妥当性を示した．さらに，HUSE モデルにより積雪路面が出現する冬期を想定した配分計算も行い，総走行時間を求めることで冬期における交通混雑の原因が交差点遅れの増大にあることを定量的に示した．適用研究 1 では，札幌都心部で計画されている創成川通り連続アンダーパス化の効果を測定した．連続アンダーパス化の効果は，その区間では信号交差点の影響を受けないこと，地上交通の減少等のさまざまな効果が考えられるが，それらを定量的に示すことができた．さらに適用研究 2 として，札幌駅南口再開発事業による交通規制計画案の評価を行った．交通規制計画案の評価は，配分交通量を推計することによって得られる，交差点飽和度によるミクロ的な評価と，総走行時間によるマクロ的な評価を行い，総合評価を行った．

第 7 章では，本研究で得られた結論をまとめ，今後の課題と展望について述べた．

第1章　参考文献

1）　佐佐木綱監修：交通工学，オーム社，1992

2）　赤松隆他：時間帯別 OD 需要と渋滞を内生化した準動的交通配分，土木計画学研究論文集，No15，pp535～545，1998

3）　藤田素弘他：時間帯別交通量配分モデルの開発と実用化に関する研究，土木学会論文集，No389，pp111～119，1988

4）　秋山孝正:ファジィ経路情報に基づくネットワーク解析,土木学会論文集,No449/Ⅳ-17, pp.145～154，1992

5）　CLAUDIO MENEGUZZER : AN EQUILIBRIUM ROUTE CHOICE MODEL WITH EXIPLICIT TREATMENT OF THE EFFECT OF INTERSECTIONS, TRANSPORTATION RESERCH Vol. 29B, No. 5, PP329～356, 1995

6）　DAVID WALTING: ASYMMETRIC PROBLEMS STOCHASTIC PROCESS MODELS OF TRAFFIC ASSIGNMENT, TRANSPORTATION RESERCH, Vol. 30, No. 5, PP339～357, 1996

7）　交通工学研究会編：平面交差点の計画と設計－応用編－，交通工学研究会，1983

8）　鹿田成則他：信号交差点における飽和交通流率の変動の基本特性，土木計画学研究・論文集，No.14，pp.877～882，1997.

9）　Ken-etsu UCHIDA, Shin-ei TAKANO, Seiichi KAGAYA and Keiichi SATOH: ESTIMATION OF THE ASSIGNED TRAFFIC VOLUME IN CONSIDERATION OF SIGNALIZED INTERSECTIONS, Journal of the Eastern Asia Society for Transportation Studies, Vol2, No3, pp777～793，1997

10）内田賢悦，加賀屋誠一，佐藤馨一: ファジィ交差点遅れを考慮した積雪寒冷地における交通ネットワーク解析，日本ファジィ学会誌 Vol.11 No.2: 38-48, 1999

11）内田賢悦，岸邦宏，佐藤馨一: 交差点遅れを考慮した利用者均衡配分に関する研究，土木計画学研究・論文集 16,pp.577～586，1999

第2章

交通量配分モデルの体系化

2.1 概説

本章では，交通量配分モデルの発展経緯をまとめ，その体系化を行った．交通量配分モデルは，非均衡型モデルと均衡型モデルに分類され，さらに均衡型モデルは，確定的モデル，確率的モデル，動的モデルに分類される．本研究で対象とする確定的モデルについては，その定式化，解の一意性，解の安定性についての議論を行った．確率的モデルと動的モデルについても同様に，解の一意性，解の安定性の議論が可能であるが，ここでは，その定式化のみを行った．均衡モデルにおいて，解の一意性および安定性の議論は，モデル構築を行う上で避けては通れない重要な問題である．

2.2 交通ネットワーク・フローモデル [1)]

一般に，点（ノード）の集合とこれらを結ぶ線（リンク）の集合からなる抽象化されたネットワーク構造で表現できるものが現実社会に多くみられる．道路網や鉄道網などの交通ネットワークはその代表例であり，交通計画の分野では，交通ネットワーク計画がその中心的な位置を占め，数多くの研究がなされてきた．この交通ネットワークに関する研究は大別して2つに分類される．1つは，ネットワーク上のフローを現象的に捉えようとする「交通ネットワーク・フロー」に関する研究であり，他の 1 つはネットワークを規範的に捉えようとする「交通ネットワークの計画」に関する研究である．この 2 つの分野の研究は相互に影響を与えながらも，それぞれ独自の発展過程を歩んできた．

「交通ネットワーク・フロー」に関する研究の中心は，いわゆる交通量配分問題（traffic assignment problem）である．これは現実の道路交通網を抽象化した交通ネットワークを対象に，需要 OD 交通量と配分原則を与件として，ネットワーク上の各リンクを流れる交通量を予測する問題である．交通量配分問題は，交通計画立案の際に必要となる将来交通需要の標準的予測手法である四段階推定法の最終段階に位置づけられ，これに関する研究は第二次世界大戦直後にアメリカを中心に始められ，すでにおよそ 50 年の歴史がある．交通量配分という言葉が示すように，交通量配分は交通ネットワーク上の各経路に需要交通を割り当てるという，計画者自身の意志が反映されるものとなっていた．しかし，最近の研究では，もっと広い意味において交通量配分問題が取り扱われ，現在では，利用者の経路選択行動を基本とした，より現象記述的なモデルが主流になってきている．その中心にあるのが利用者均衡配分である．

一方，「交通ネットワークの計画」に関する研究は，もともと Operations Research の分野で発展してきた理論を基本としており，最短経路問題（minimum path problem），最大フロー問題（maximum flow problem），最小コストフロー問題（minimum cost flow problem）などの古典的問題から，近年のネットワーク容量やネットワークの最適計画，あるいはネットワークのリダンダンシー（redundancy）に関する研究まで幅広い．これらの研究の中には，確

かに最大フローや最小コストフローなどのように，ネットワーク・フローを扱った研究があるが，これらは，与えられた目的に基づく最適な流れのパターンを求めるという，あくまでもネットワーク計画を指向しているという点で規範的であり，前者の現象記述的な交通ネットワーク・フローの研究とは区別される．もちろん「交通ネットワーク・フロー」の研究と「交通ネットワークの計画」の研究とは全く独立ではなく，相互依存の関係にあるものも多い．たとえばネットワーク容量を求めるときの下位モデルとして交通量配分モデルが使用され，逆に最短経路問題の効率的な解法が，交通量配分問題での経路探索に利用される．

2.3　交通量配分モデルの概念とその発展経緯[1),2)]

交通量配分は1950年代当初アメリカにおいて計画された高速道路に一般道路からどのくらい転換するかを推定する作業から始まった．その評価基準は所要時間が中心であり，高速道路と一般道路の所要時間を変数として高速道路の利用率を示した転換率曲線が広く用いられていた．これは転換率曲線（diversion curve）法と呼ばれる手法であり，わが国では日本道路公団，首都高速公団等でコストを加味した転換率曲線が用いられている．高速道路と競合する一般道路の経路探索は，当初技術者の勘と経験を活かして手作業で行われてきた．その後コンピュータの飛躍的な発展や，Moore[3)]や Dantzig[4)]らによって最短経路探索のための計算アルゴリズムが開発されたことによって，大規模なネットワークを対象としたヒューリスティックな配分手法が次々に提案されるようになった．

こうした手法はOD間の最短経路を探索し，その経路にOD交通量を100%配分するのでAll-or-Nothing 法と呼ばれている．しかし道路には容量があり，交通量が増えるにつれて道路が混雑し所要時間が長くなるため，最短経路は交通量が割り当てられるにつれて変化する．こうした各リンクの所要時間と交通量の関係を表したものが走行時間（リンクコスト）関数である.走行時間関数を適用した配分手法には,IA 法(Incremental Assignment Method)，CATS 法，BPR 法などがあり，特に IA 法はわが国では分割配分法と呼ばれて発展し，現在でも実務面で最も実用化されている配分手法である．

交通量配分には，時間比原則，等時間原則（Wardrop の第 1 原則），総走行時間最小化原則（Wardrop の第 2 原則）の 3 つの配分原則がある．これまでに提案されている多くの配分手法は，全てこのいずれかの配分原則に基づいてモデル化がなされている．この 3 つの配分原則のうち，時間比と等時間の配分原則は，運転者の自主的判断で経路選択が行われるモデル構造となっているが，総走行時間最小化原則は，管理者によって選択経路が指定されることが前提となっている．先述の転換率曲線法は，時間比原則に基づいて定式化されたものであり，走行時間の短い経路ほど選択率が高くなるというモデル構造となっている．また，分割配分法は等時間原則または総走行時間最小化原則に基づいてモデル化されており，次節で述べる利用者均衡配分の簡便計算法（または近似解法）として位置づけられる．

交通量配分の主たる目的は，交通網計画作成の基礎情報を提供することであり，そのために，交通量配分によって各リンク交通量を予測し，交通網上のボトルネックを知り，またOD間の走行時間を予測することにより,ネットワークのサービス水準を知ることによって，交通ネットワークの計画や評価を行うことである．しかしながら，時とともに交通量配分の目的が単なる交通網計画にとどまらず，交通運用計画，交通管理計画，道路交通情報提供などソフト的対策にも利用範囲が広がってくると，人間の交通行動に基づく，より論理性のある配分理論が要求されるようになってきた．このような要請に対応できる配分理論は，今のところ利用者均衡配分である．

交通均衡問題の研究は，1952年に発表されたWardrop均衡に始まるが，その後理論の精緻化とともに応用範囲の拡大が図られ，また解法についても大きな発展をみて，いまや実用段階に達している．したがって，今日の交通量配分モデルは大別して均衡型配分（equilibrium assignment）と非均衡型配分（non-equilibrium assignment）に分類されるといってよい．このうち非均衡型は，従来から用いられてきた転換率曲線による配分や，分割配分など，今日なお実用的配分手法の主流を占めているが，均衡型配分は理論の理解がそれほど容易でないこと，従来の配分手法に比べて利点が必ずしも明確でなかったこともあって，その実用利用はこれまであまりされてこなかった．

2.3 交通均衡配分モデル[1)]

2.3.1 交通均衡の概念

需要と供給における均衡という概念は，元来，新古典派経済学の分野で発展してきた．したがって，ネットワークを介して展開される交通の需要と供給の相互関係について注目し，その均衡状態の存在について解かれた研究は，経済学の分野ではすでに例題として紹介している．しかし交通量配分の問題として明らかにしたのは，Wardrop[5)]が最初である．Wardropは2つの配分原則を提唱し，それぞれ以下のように定義している．

Wardropの第1原則

利用される経路の走行時間は皆等しく，利用されない経路の走行時間よりも小さいか，せいぜい等しい．

Wardropの第2原則

道路網上の総走行時間が最小となる．

第1原則は，その定義から等時間原則ともいわれ，今日の交通均衡の基本概念をなすものである．また，この配分原則は利用者が自己の経路選択行動を最適化した結果到達する

均衡状態を表すものであることから，利用者均衡配分（UE: User Equilibrium assignment）または記述的モデル（descriptive model）と呼ばれる．ただしこのような等時間原則が成立するためには，次のような前提条件が満たされなければならない．

①全ての利用者は常に走行時間を最小とするように行動する．

②利用者は常に利用可能な経路についての完全な情報を得ている．

すなわち，全ての利用者は常に走行時間最小化という同一の評価基準に基づいて行動し，かつその走行時間情報は完全に正しいということが前提である．

一方，Wardrop の第 1 原則によって実現する交通均衡状態は以下のように表現することもできる．

Wardrop 均衡（利用者均衡）

均衡状態においては，もはやどの利用者も経路を変更することによって自己の走行時間をそれ以上短縮することはできない．

このように利用者はもはやこれ以上目的関数を改善できないという意味において，Wardrop 均衡はまた N 人 Nash 均衡[6]と等価であることが知られている．

一方，Wardrop 均衡の第 2 原則はシステム全体の最適化を目指すものであり，たとえば中央に司令センターがあって，交通ネットワーク上の交通を中央集権的に管理することによって実現できるものであるから，システム最適化配分（SO: System Optimum assignment）または規範的モデル（normative model）と呼ばれる．

Wardrop の両原則による交通量配分結果は，当然のことながら一般的には異なる．両者が一致するのは，交通混雑がなく走行時間が一定の場合である．両原則の間には，ある種の関係があることがわかっており，システム最適化配分は，経路の平均走行時間を限界走行時間に置き換えることによって，利用者均衡配分と数学的に等価となることが証明できる．このことから，Wardrop の第 2 原則は「利用される経路の限界走行時間は皆等しく，利用されない経路の限界走行時間よりも小さいかせいぜい等しい」とも表現できる．さらに各リンクの限界走行時間と平均走行時間の差に相当する分を，たとえば混雑税として課すことにすれば，理論的には両原則による交通量配分結果は一致する．

Wardrop の均衡に関して，Braess[7]は有名な“Braess のパラドクス”を示している．これは，道路網に新しいリンクを追加してネットワークの容量を増強したとしても，Wardrop 均衡に従って利用者が経路選択を行う場合には，逆に以前よりも総走行時間が増加する例を示したものである．一方，Smith[8]は信号制御においても Braess と同様のパラドクスが生じることを明らかにしている．以上のことは，ハード面およびソフト面対策を援用して道路網容量を増強しても，結果的には総走行時間を逆に増加させることもあり得ることを示唆したものである．

交通ネットワーク上の交通量配分に対して，Wardrop は 2 つの重要な配分原則を提唱した

が，数学的にどのように定式化するかについては明らかにしなかった．交通ネットワーク上の交通均衡問題が，ある種の目的関数を最小化する数理計画問題と等価となることを初めて明らかにしたのは，Beckmann ら[9]が最初である．ただし Beckmann が定式化したのは，需要変動型利用者均衡配分であって，Wardrop 均衡に対するいわゆる需要固定型利用者均衡配分を最初に定式化したのは Jorgensen[10]である．ところで，Wardrop 均衡にはリンクコスト関数や需要関数に関しては何の条件も必要としないが，これを数理最適化問題として定式化する場合にはリンクコスト関数や需要関数にある種の条件が付加される．

一方，定式化にあたって，2 つの変数のとり方が考えられる．1 つは，各 OD 間の経路交通量を変数（パスフロー）にとる場合であり，他の 1 つはネットワークの各リンク交通量を変数（リンクフロー）にとる場合である．Beckmann はリンクフローを用いて定式化しており，また Jorgensen はパスフローとしての定式化を行っている．パスフローによる定式化は制約条件の構造が簡単で，何よりも等式制約条件式の数がリンクフローに基づく定式化に比べて少なくて済む利点がある．パスフローの場合，等式制約条件式の数は，一般に（リンク数）＋（OD の数）であるのに対し，リンクフローの場合は，（リンク数）＋（OD の数）×（ノードの数）となる．

交通均衡解が数理最適化問題の解と等価であることが明らかになって以来，利用者均衡配分は飛躍的に発展した．さらに Frank-Wolfe による分解定理の適用によって大規模なネットワークにも適用が可能となり，実用的な配分手法となった．Frank-Wolfe 法の特徴は，All-or-Nothing 法による最短経路探索と，一次元上の関数における最小化の反復計算となることであり，計算プログラムの作成が簡単で，また記憶容量も少なくて済むという利点がある．この解法は従来の非均衡型配分の代表である分割配分法と似た解法であるため理解もしやすい．また逆に，分割配分法が利用者均衡配分の近似解法であるとの裏付けともなっている．Wardrop 均衡条件はきわめて一般的で，非負条件以外はリンクコスト関数や需要関数に何の条件もないことは述べたとおりであるが，これを等価な数理最適化問題として定式化するときには，凸型計画問題としての解の存在条件を満たすため，リンクコスト関数や需要関数に厳しい条件が加わる．すなわち，用いる関数型によって解が求められない場合もあるということである．そこで Wardrop 均衡をそのままの形で定式化することが考えられた．これが変分不等式問題（VIP: Variational Inequality Problem），非線形相補性問題（NCP: Nonlinear Complementarity Problem），あるいは不動点問題（FPP: Fixed Point Problem）への変換である．しかし，こうした変換を行ったとしても用いる関数型によって解を得ることができないこともある．

2.3.2　交通均衡配分モデルの種類

Wardrop 均衡に始まる交通均衡問題の研究は，その後大きな発展をみて，理論の拡張と解法の発展が進められた．その結果，今日では様々なタイプの交通均衡モデルが開発され，

その適用範囲が広がってきた．

伝統的な交通均衡問題は，Jorgensen[10]の定式化に始まるOD需要を固定した利用経路間の均衡問題である．今日，この交通均衡問題は需要固定型利用者均衡配分（UE/FD: User Equilibrium assignment with Fixed Demand）と呼ばれている．特にネットワークの各リンク交通量とリンク走行時間の関係を与えるリンクコスト関数（link cost function）を連続で厳密な増加関数と仮定すると，問題は非線形凸計画問題と定式化でき，均衡解が常に一意に決まることが証明できる．

Wardrop均衡に基づく交通均衡モデルは，今日様々な拡張型へと発展してきている．たとえば交通需要を所与とせず，ネットワークサービス条件によって変動する（この関係は需要関数として与えられる）形に拡張したものは，今日，需要変動型利用者均衡配分（UE/VD: User Equilibrium assignment with Variable Demand）と呼ばれている．このモデルでは，もし発生・集中交通量を所与とすれば，将来交通需要の標準的予測手法である四段階推定法のOD分布と交通量配分を同時決定する総合モデルとして位置づけられる．このような総合モデルの原型は，Beckmannのモデル[9]にみることができるが，今日，分布-配分統合モデルの他に分担-配分統合モデル，分布-分担-配分統合モデルなどが開発されている．このようなモデルの統合化によって，各予測段階で共通に用いられている交通サービス水準の整合化が図れるようになった．

ところで，UE/VDモデルは仮想リンクの導入によって，UE/FDモデルと等価な問題に変換できることが，Murchland[11]やGartner[12]らによって明らかにされた．このことは，UE/FDモデルに用いられている解法がUE/VDモデルにも有効であるということを意味している．

Wardrop均衡が成立する前提条件として既に明らかにしたように，全ての利用者は常に走行時間最小化という同一の評価基準に基づいて行動し，かつ利用者は利用経路の完全な走行時間情報を得ていることが前提である．しかしながら，利用者は必ずしも最小走行時間の経路を確定的に利用するとは限らず，また利用者の持つ経路情報は完全に正しいとはいえない．そこで現実にみられる利用者の経路選択の多様性や不確実性に着目して，非集計行動モデルに用いられるランダム効用最大化理論に基づいた利用者均衡問題に拡張したのが，確率的利用者均衡配分（SUE: Stochastic User Equilibrium assignment）であり，Daganzoら[13]やFisk[14]によって拡張された．確率的利用者均衡はWardrop均衡をさらに一般化した概念であり，次のように定義される．

確率的利用者均衡

もはやどの利用者も経路を変更することによって，自己の走行時間をそれ以上短縮することはできないと信じている均衡状態．

これに対し，利用者のもつ走行時間情報が交通情報提供システムや過去の利用経験からおよその量として認識すると仮定した，秋山ら[15]によるファジィ所要時間による利用者均

衡配分問題も定式化されている．このモデルは，確率変数をファジィ数に拡張したという点で確率的利用者均衡配分の拡張とも考えられるが，経路所要時間の代表値を確定的にファジィ数の重心値としている点では，確定的利用者均衡配分と等価な問題となる．

Wardrop 均衡に基づくもう 1 つの拡張は，本研究が対象とするリンクコスト関数の一般化である．これまで述べてきた交通均衡配分モデルでは，各リンクの走行時間はそのリンク上の交通量のみに依存するという前提があった．しかしながら，たとえばネットワークの交差部を考えると，方向別の交通流に相互干渉がみられるように，リンクの走行時間が他のリンクの交通量にも依存する（より一般的には全てのリンクの交通量に依存する）場合が考えられる．また，ネットワーク・フローが乗用車とバスから構成され，車種ごとに異なるリンクコスト関数を持つときは，リンクコスト関数は乗用車とバスの両交通量の関数として表されることになる．こうした一般的なリンクコスト関数を用いた交通均衡問題は，Dafermos ら [16),17)]によって初めて取り扱われた．しかし，リンクコスト関数の一般化によって，問題を数理計画問題として解くことがきわめて困難となる．このため近年の研究は，Wardrop 均衡をそのままの形で定式化して解く方法が多く用いられている．これが変分不等式問題，非線形相補性問題，あるいは不動点問題への変換である．

しかし，このように問題を変換して解くことが可能なリンクコスト関数の条件は依然として厳しく，現実の交通現象を観察および解析して得られたリンクコスト関数を用いると，ほとんどの場合解くことは困難となる．逆に，解くための条件を満たすように設定したリンクコスト関数は恣意的であり，妥当性に欠けるものとなる．こうした問題点に対処するために，全てのリンクで収束させるのではなく，ほとんどのリンクが収束したときに，計算を終了し，近似的均衡状態を再現するする方法が Meneguzzer ら [18)]によって提案されている．

交通量配分モデルが単に道路網計画といったハード分野の計画にとどまらず交通管理や交通制御といったソフト分野の計画にも活用したいという社会的ニーズの高まりから，近年では，交通均衡問題の動的化，すなわち動的利用者均衡配分の理論構築が赤松ら [19)]によって進められている．

動的利用者均衡は Wardrop 均衡（利用者均衡）を動的な場合に拡張した概念であり，一般に以下のように定義される．

動的利用者均衡

任意の時刻に出発した車が目的地に到着するまでの経路の走行時間に対して，常に Wardrop 均衡が成立する．

一方，従来の静的な利用者均衡配分を用いながら，1 日中の時間変動を組み込んだ時間帯別利用者均衡配分（TUE: Time-of-day User Equilibrium assignment）が藤田/松井ら [20)]によって開発されている．この配分手法は，従来の静的な利用者均衡配分をベースにしながら，前

時間帯の残留交通量の影響を加味しているという点で，半動的配分モデルと位置づけられる．時間帯ごとの交通量配分においては前時間帯からの残留交通量の取り扱いが問題となるが，藤田/松井らはこれを OD ごとに修正する方法が需要変動型利用者均衡配分と等価な問題として定式化できることを明らかにしている．

動的利用者均衡配分は，次世代の高度化した交通システムといえる ITS（Intelligent Transport System）に対して有効な交通量配分モデルと考えられているが，多起点・多終点の配分計算が現在は不可能であり，また求解アルゴリズムの収束の保証，大規模ネットワークへの適用を可能とする効率化等の課題が残されており，現段階では実用段階には達していない．

2.3.3 確定的利用者均衡配分 [1)]

ここでは，確定的利用者均衡配分の最適化問題としての定式化および解の一意性・安定性をみていくことにする．

(1) 利用者均衡の定式化

ここで扱う利用者均衡モデルは OD 交通量が固定で，経路選択規範が Wardrop の第 1 原則に従うものである．その原則は以下の通りであった．

Wardrop 均衡の利用者均衡（UE: User Equilibrium）または等時間原則

利用者均衡の状態において，それぞれのドライバーは自分にとって最も所要時間の小さい経路を選択する．その結果として，起終点間に存在する経路のうち，利用される経路の所要時間は皆等しく，利用されない経路の所要時間よりも小さいか，せいぜい等しいという均衡状態となる．

Wardrop の利用者均衡は配分モデルとして以下のように定式化される．

$$f_k^{rs}>0 \quad \text{のとき} \quad c_k^{rs}=c_{rs} \qquad \forall k \in K_{rs}, \ \forall rs \in \Omega \tag{2.1a}$$

$$f_k^{rs}=0 \quad \text{のとき} \quad c_k^{rs} \geqq c_{rs} \qquad \forall k \in K_{rs}, \ \forall rs \in \Omega \tag{2.1b}$$

制約条件：

$$\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - Q_{rs} = 0 \qquad \forall rs \in \Omega \tag{2.2a}$$

$$f_k^{rs} \geqq 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \ \forall rs \in \Omega \tag{2.2b}$$

f_k^{rs}: OD ペア rs 間第 k 経路の経路交通量

c_k^{rs}: OD ペア rs 間第 k 経路の経路所要時間で，リンク所要時間，リンク交通量（または経路交通量）の関数

c_{rs}: OD ペア rs 間最短経路所要時間

Q_{rs}: OD ペア rs 間分布交通量

ここで，OD ペア rs 間最短経路所要時間 c_{rs} は所定の入力データ（OD 交通量とネットワークとリンクコスト関数）が与えられたとき，各 OD 間の固有の特性として一意に与えられる定数と考える．上式では利用される経路（$f_k^{rs}>0$）の所要時間 c_k^{rs} は，c_{rs} に皆等しく，利用されない経路（$f_k^{rs}=0$）の所要時間よりも小さいか，せいぜい等しいという利用者均衡の条件を表している．よって利用者均衡配分とは上式の条件を満たした配分交通量を得ることである．上式は等時間原則の条件であると同時に数理最適化問題の条件ともなっている．以下では上式をベースとしていくつかの数式の展開がなされる．また，c_{rs} が定数となることは，上式の解の一意性が証明されることによっており，c_{rs} は実際に数値計算によって他の解（リンク交通量等）と同時に求められる．上記の式(2.1a)，(2.1b)は，以下の表現においても示される．

$$f_k^{rs}(c_k^{rs}-c_{rs})=0 \qquad \forall k\in K_{rs},\ \forall rs\in\Omega \tag{2.3a}$$

$$(c_k^{rs}-c_{rs}) \geqq 0 \qquad \forall k\in K_{rs},\ \forall rs\in\Omega \tag{2.3b}$$

上式は式(2.1a)，(2.1b)と等価である．これは上式において経路交通量を $f_k^{rs}>0$ と $f_k^{rs}=0$ に場合分けして考えたとき，c_k^{rs} と c_{rs} の関係が式(2.1a)，(2.1b)と一致する．

上述の利用者均衡式は，経路交通量および経路所要時間による記述であるが，経路がいくつかのリンクによって構成される一般的なネットワークでの表記方法を考える．この場合，経路所要時間 c_{rs} を以下のように置き換える．

$$c_k^{rs}=\sum_{a\in A}\delta_{a,k}^{rs}t_a(x_a) \qquad \forall k\in K_{rs},\ \forall rs\in\Omega \tag{2.4a}$$

$$x_a=\sum_{k\in K_{rs}}\sum_{rs\in\Omega}\delta_{a,k}^{rs}f_k^{rs} \qquad \forall a\in A \tag{2.4b}$$

$t_a(x_a)$: リンク a のリンクコスト関数

x_a: リンク a のリンク交通量

$\delta_{a,k}^{rs}$: $=\begin{cases}1: \text{OD ペア } rs \text{ 間第 } k \text{ 経路がリンク } a \text{ を含むとき}\\ 0: \text{そうでないとき}\end{cases}$

上記のように経路所要時間 c_k^{rs} は，経路交通量 f_k^{rs} → リンク交通量 x_a → リンク所要時間 $t_a(x_a)$ → c_k^{rs} の順に構成される．これらの変数の中で経路交通量 f_k^{rs} が最も基本的な変数となり，それは最終的に経路所要時間を通して，利用者均衡式(2.1)と OD 交通量の制約条件式(2.2)に関係する．

(2) 等価な最適化問題への変換

Wardrop の利用者均衡は配分原則として合理的であるが，現実ネットワークにおいてその

解を得ることは当初非常に困難であった．そのような状況においてBeckmannら[9]は，利用者均衡の定義が以下に示す数理最適化問題として置き換えられることを示し，利用者均衡の数学的な位置づけを明確にした．これは利用者均衡配分の解における特性を分析する上で有利であったばかりでなく，数理最適化問題としてならば既にいくつかの数値計算法が確立されていたため，効率よく均衡解を求められることを意味した．その利用者均衡の定義と等価な最適化問題は以下のようになる．

【UE/FD-Primal】

$$\min . Z_p = \sum_{a \in A} \int_0^{x_a} t_a(w) dw \tag{2.5a}$$

制約条件:

$$\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - Q_{rs} = 0 \qquad \forall rs \in \Omega \tag{2.5b}$$

$$x_a = \sum_{k \in K_{rs}} \sum_{rs \in \Omega} \delta_{a,k}^{rs} f_k^{rs} \qquad \forall a \in A \tag{2.5c}$$

$$f_k^{rs} \geqq 0,\ x_a \geqq 0 \tag{2.5d}$$

上記の問題は前述の利用者均衡の式 {(2.1),(2.2)および(2.4)} を式(2.5a)のような目的関数をもつ最小化問題として置き換えたものである．すなわち，この式(2.5)を最小化することによって式(2.1)の利用者均衡の条件を得られる．

式(2.5)は制約条件付き非線形最適化問題である．その問題の最適性条件であるKuhn-Tucker条件を調べることによって，最適化問題 {式(2.5)} の解が利用者均衡を満足するフローを与えることを以下に示す．Kuhn-Tucker条件とは，通常，微分=0とするような制約条件のない最小化問題の一次の最適性条件を，制約条件付きの問題における最適性条件に拡張したものである．まず，式(2.5)をLagrangian関数Lとして再定義することによって，非負制約式(2.5b)以外に制約条件をもたないf_k^{rs}に関する最適化問題に置き換える．

$$L(\mathbf{f}, \lambda) = Z_p - \sum_{rs \in \Omega} \lambda_{rs} \{ \sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - Q_{rs} \} \tag{2.6}$$

$$f_k^{rs} \geqq 0$$

ここでλ_{rs}はODペアrsに対するLagrangian乗数である．このLagrangian関数の最適性条件はKuhn-Tucker条件より以下の通りである．

$$f_k^{rs} \frac{\partial L(\mathbf{f}^*, \lambda^*)}{\partial f_k^{rs}} = 0 \ and \ \frac{\partial L(\mathbf{f}^*, \lambda^*)}{\partial f_k^{rs}} \geq 0, \quad f_k^{rs} \geqq 0 \qquad \forall k, \quad \forall rs \tag{2.7a}$$

$$\frac{\partial L(\mathbf{f}^*, \lambda^*)}{\partial \lambda_k^{rs}} = 0 \qquad \forall rs \tag{2.7b}$$

式(2.7b)が等式制約条件式(2.5b)となることがわかる．次に式(2.7a)は次式を意味する．

$$f_k^{rs} \geqq 0 \quad \text{のとき} \quad \frac{\partial L}{\partial f_k^{rs}} = 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.8a)$$

$$f_k^{rs} = 0 \quad \text{のとき} \quad \frac{\partial L}{\partial f_k^{rs}} \geq 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.8b)$$

ここで，

$$\frac{\partial L}{\partial f_k^{rs}} = \partial\{\sum_{a \in A} \int_0^{x_a} t_a(w)dw\} / \partial f_k^{rs} - \partial[\sum_{rs \in \Omega} \lambda_{rs}\{\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - Q_{rs}\}] / \partial f_k^{rs}$$

$$= \sum_{a \in A} d\{\int_0^{x_a} t_a(w)dw\} / dx_a \cdot \frac{\partial x_a}{\partial f_k^{rs}} - \lambda_{rs}$$

$$\forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.9a)$$

また，

$$\frac{\partial x_a}{\partial f_k^{rs}} = \partial\{\sum_{rs \in \Omega} \sum_{k \in K_{rs}} \delta_{a,k}^{rs} f_k^{rs}\} / \partial f_k^{rs} = \delta_{a,k}^{rs} \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.9b)$$

より，

$$\frac{\partial L}{\partial f_k^{rs}} = \sum_{a \in A} \delta_{a,k}^{rs} t_a(x_a) - \lambda_{rs} \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.9c)$$

となる．式(2.9c)および $\sum_{a \in A} \delta_{a,k}^{rs} t_a(x_a)$ が経路所要時間 c_k^{rs} を表していることを考慮すれば，式(2.8)は，

$$f_k^{rs} \geqq 0 \quad \text{のとき} \quad c_k^{rs} - \lambda_{rs} = 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.10a)$$

$$f_k^{rs} = 0 \quad \text{のとき} \quad c_k^{rs} - \lambda_{rs} \geqq 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in \Omega \quad (2.10b)$$

となる．

ここで，c_k^{rs} は経路所要時間であるので，式(2.10a)は利用されている経路（$f_k^{rs} \geqq 0$）の経路所要時間は全て λ_{rs} に等しいことを意味する．一方，式(2.10b)は λ_{rs} が利用されていないどの経路の所要時間よりも小さいかせいぜい等しいことを意味する．さらに全ての経路における所要時間はこの λ_{rs} よりも小さいことがないことから，この λ_{rs} は OD ペア rs 間の最短経路所要時間である．これらより，式(2.10)は利用者均衡の定義｛式(2.1)｝となる．従って，式(2.5)を最適化すれば利用者均衡を満足する解（経路交通量およびリンク交通量）を得ることができる．また，Kuhn-Tucker 条件より解を求めることができるのは，経路が数本程度の簡単なネットワークだけであり，実際規模のネットワークでは，式(2.5)の最適化問題を解くことになる．

(3) 解の一意性

もし，解が一意に決まらなければ，より良い解（または目的関数の値を同じくする他の解）が存在する可能性が残り，何度も計算し直す必要がある．よって，解の一意性が証明

できることは，解の信頼性および解の探索に際して有益である．

最適化問題が唯一の解を持つためには，制約条件式によって示される変数の実行可能領域が凸で，かつ目的関数が狭義の凸関数であることが証明されればよい．制約条件式が全て線形であることから，変数の実行領域の凸性は保証される．目的関数 Z が狭義凸関数であることを証明するためには，目的関数に関する 2 次の偏微分マトリクス（Hessian）が正定値行列になっていることを調べればよい．式(2.5a)より

$$\frac{\partial Z_p}{\partial x_a} = t_a(x_a) \qquad \forall a \in A \tag{2.11a}$$

$$\frac{\partial^2 Z_p}{\partial x_a \partial x_b} = \begin{cases} dt_a(x_a)/dx_a > 0 & (a=b) \text{ のとき} \\ 0 & (a \neq b) \text{ のとき} \end{cases} \qquad \forall a,b \in A \tag{2.11b}$$

よって，Hessian は以下のように対角要素以外は 0 の対角行列となる．

$$\nabla^2 Z_p = \begin{pmatrix} dt_a(x_a)\,dx_a & \cdots & 0 \\ \cdots & dt_a(x_a)\,dx_a & \cdots \\ 0 & \cdots & dt_n(x_n)\,dx_n \end{pmatrix} \tag{2.12}$$

一般にリンクコスト関数は単調増加関数であるから，

$$dt_a(x_a)\,dx_a > 0 \qquad \forall a \in A \tag{2.13}$$

このとき任意のベクトル $\mathbf{h} \neq 0$ に対して

$$\mathbf{h}^t(\nabla^2 Z_p)\,\mathbf{h} = \sum_{a \in A} h_a{}^2 \cdot dt_a(x_a)/dx_a > 0 \tag{2.14}$$

となり，$\nabla^2 Z_p$ は正定値であることがわかる．よって，目的関数 Z_p は狭義の凸関数となっており，最小解の唯一性が証明された．

しかしながら，上記の証明はリンク交通量に関するものであり，経路交通量に関するものではない．したがって，経路交通量に関しての解の唯一性を保証するものでなく，一組のリンク交通量に対する経路交通量の解はいくつも存在する．

(4) システム最適化配分と混雑料金政策

Wardrop は以下のような交通量配分の第 2 原則を提案している．

システム最適化原則（SO: System Optimum）
道路網において総走行時間が最小となるように配分する．

これは既存の道路システムを最大限に利用しようとする場合に適用する原則である．た

だしこの配分原則では，個人個人のドライバーが選択するであろう最短経路とは異なる経路を選択させる必要がある．その意味においてこれは道路計画者または道路管理者が計画指向的に適用する配分原則である．

システム最適化配分は，以下のような目的関数をもつ最適化問題となる．

$$\min . Z_S = \sum_{a \in A} x_a t_a(x_a) \tag{2.15}$$

制約条件: 式(2.5a)〜(2.5b)

この目的条件は以下のような利用者均衡配分と同じ積分形に変換可能である．

$$\begin{aligned} \min . Z_S &= \sum_{a \in A} \int_0^{x_a} [d\{w \cdot t_a(w)\}/dw] dw \\ &= \sum_{a \in A} \int_0^{x_a} [t_a(w) + w \cdot d\{t_a(w)\}/dw] dw \end{aligned} \tag{2.16}$$

この目的関数を利用すれば，利用者均衡配分と同じアルゴリズムで計算できる．

ここで利用者均衡配分とシステム最適化配分の違いを考える．システム最適化配分の目的関数が総所要時間最小化であることから明らかなように，その解が与える総所要時間は常に利用者均衡条件を満足するフロー・パターンに対応した総所要時間よりも小さくなる．これを行動論的に解釈すると，利用者均衡の下でドライバーは個人的な費用（私的限界費用）を最小にするように経路選択を行うが，自分が交通流に加わったことによる道路利用者全体の費用増加分（社会的限界費用）は特に意識しない．よって利用者均衡のフロー・パターンは道路利用者全体にとって最適な（総所要時間最小の）フロー・パターンとはならない．この社会的限界費用と私的限界費用の差分を混雑料金としてドライバーに課すこと（road pricing）によって，システム最適化に導こうとする議論がよくなされる．

これを社会的余剰最大化の観点からみてみる．図-2.1 は私的限界費用と社会的限界費用の曲線および需要曲線を示している．社会的限界費用は一人のドライバーが道路に加わるときにその個人が支払うコストを表したものであり，リンクコスト関数 $t_a(w)$に対応する．社会的限界費用曲線は，一人の道路利用者が加わることによる社会的費用の増加分（総所要時間の増加分）を示しており，総所要時間の微分で示される式(2.16)の積分の中身に対応する．

$$t_a(w) + w \cdot d\{t_a(w)\}/dw \tag{2.17}$$

需要曲線の高さから社会的限界費用曲線の高さを差し引いた面積が社会的余剰となる．図-2.1 は，需要曲線と社会的限界費用曲線との交点 a によって形成される三角形部分（縦線で表示）において社会的余剰が最大となっている．しかし，利用者均衡状態においては，道路利用者は私的限界費用と需要曲線との交点 b で均衡するため，そのときの交通量 Q_b は

最適な需要量 Q_a よりも大きくなり，社会的余剰は（三角形 abc は負の余剰として働くため）その最大値よりも小さくなる．よって，式(2.17)の第 2 項を混雑料金として道路利用者に課せば，私的限界費用曲線が社会的限界費用曲線に一致し，利用者は自分が道路に加わることによる社会的な費用の増加分を負担（または意識）する．その利用者均衡の結果として，需要量は社会的余剰を最大化する Q_a となる．

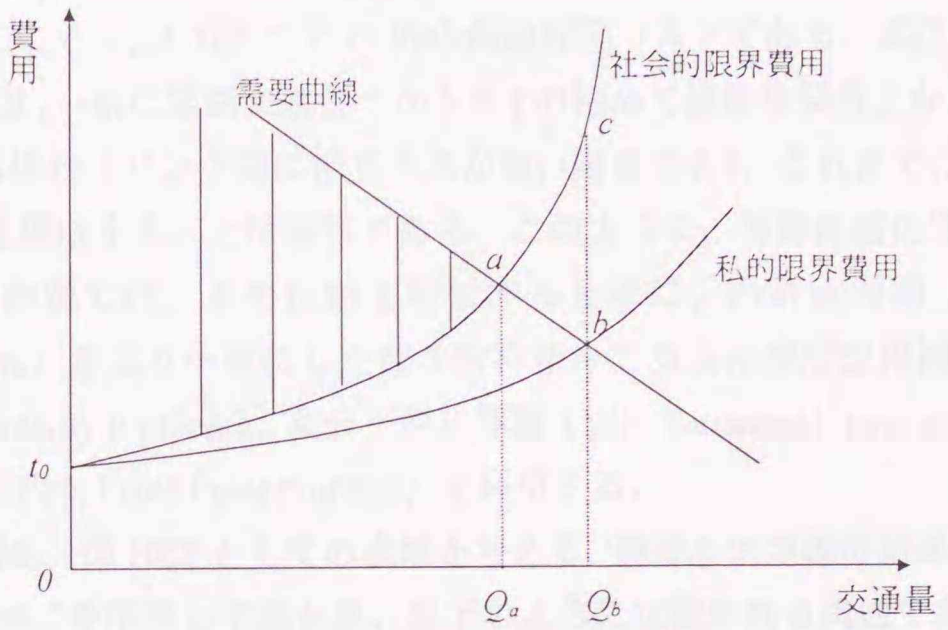


図-2.1　システム最適化における社会的余剰最大化

(5) 利用者均衡配分と相補性問題・変分不等式問題・不動点問題

これまで述べてきたモデルでは，リンクコストはそのリンクの交通量のみに依存する．つまり，

$$t_a = t_a(x_a) \qquad \forall a \in A \tag{2.18}$$

と仮定されてきた．しかし，たとえば交差点遅れの詳細なモデリング，あるいはバスト乗用車が同一の車線を走行するような道路区間のモデリングを行う場合には，リンクコスト関数は他のリンクの交通量にも依存したものとなる．つまり，

$$t_a = t_a(x_1, \cdots, x_a, \cdots, x_L) \qquad \forall a \in A \tag{2.19}$$

となる．ここでは，そのような一般的なベクトル・リンクコスト関数（リンクコスト写像）$\mathbf{t}(\mathbf{x})$: $R_+^L \to R_+^L$ をもつネットワーク上での利用者均衡配分を考える．

(a) 標準形としての相補性問題としての表現

最初にリンク変数を用いずに経路交通量と経路コストのみを用いて利用者均衡条件を考える．経路コストは一般に，その経路の交通量だけではなく，様々な他の経路交通量の影響も受ける．すなわち，$c_k^{rs}=c_k^{rs}(\mathbf{f})$ と表現される．この経路コスト関数 $c_k^{rs}(\mathbf{f})$ が所与とすると，

利用者均衡条件は，

$$f_k^{rs} \cdot (c_k^{rs}(\mathbf{f}) - u_{rs}) = 0$$

$$c_k^{rs}(\mathbf{f}) - u_{rs} \geqq 0,\ f_k^{rs} \geqq 0 \qquad \forall k \in K_{rs},\ \forall rs \in W \tag{2.20}$$

$$\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} = q_{rs} \qquad \forall rs \in W \tag{2.21}$$

と定式化される．ここで u_{rs} は OD ペア rs 間の最短経路コストである．式(2.20)で用いられる経路コスト $c_k^{rs}(\mathbf{f})$は，一般に経路交通量ベクトル $\mathbf{f}$ の極めて複雑な関数となる．そのため，$\mathbf{f}$ を未知変数とする場合（リンク間に相互干渉がない場合でも），これまでに示されたような等価最適化問題を構成することは困難である．このように，等価最適化問題を構成することが困難な均衡問題では，その性質を解析するために，凸計画問題（CCP: Convex Programming Problem）をより一般化した数学的枠組みである非線形型相補性問題（NCP: Nonlinear Complementarity Problem），変分不等式問題（VIP: Variational Inequality Problem）あるいは不動点問題（FPP: Fixed Point Problem）を利用する．

まず，利用者均衡配分の NCP としての表現を考える．標準形の非線形相補性問題 NCP($\mathbf{F}$) とは，写像 $\mathbf{F}: R_+^n \to R_+^n$ を所与とするとき，以下のように定義される問題である．

$$\text{Find} \quad \mathbf{x} \in R_+^n \quad \textit{such that} \quad \mathbf{x} \cdot \mathbf{F}(\mathbf{x}) = 0,\ \mathbf{x} \geqq 0,\ \mathbf{F}(\mathbf{x}) \geqq 0$$

ただし，$\mathbf{x} \cdot \mathbf{y}$ はベクトル $\mathbf{x}$ と $\mathbf{y}$ の内積を表す．

利用者均衡条件式(2.20)と(2.21)は，相補性条件式と等式の混合問題であり，標準形の相補性問題とはなっていない．そこで，これをより扱いやすい形式にするため，フロー保存条件式(2.21)を以下のような相補性条件:

$$u_{rs} \cdot \left(\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - q_{rs} \right) = 0$$

$$\sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} - q_{rs} \geq 0,\ u_{rs} \geq 0 \qquad \forall rs \in W \tag{2.21'}$$

に置き換える．この方程式系（式(2.20)と式(2.21')）は，全ての条件が相補性形式で，かつ変数$(\mathbf{f}, \mathbf{u})$の許容領域は非負実数空間 $R_+^K \times R_+^M$（ここで，$M = |W|$: 全 OD ペア，$K = |\bigcup_{rs} K_{rs}|$: 全経路数）であるから，標準形の相補性問題となっている．以下に示されるように，この問題は利用者均衡条件と全く等価である．より形式的に書くと，

定理 2.1: $\mathbf{X} \in R_+^K \times R_+^M$ と写像 $\mathbf{F}: R_+^K \times R_+^M \to R_+^K \times R_+^M$ を以下のように定義する．

$$\mathbf{X} = \begin{pmatrix} \mathbf{f} \\ \mathbf{u} \end{pmatrix},\ \mathbf{F}(\mathbf{x}) = \begin{pmatrix} \mathbf{0} & -\mathbf{E}^T \\ \mathbf{E} & \mathbf{0} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \mathbf{f} \\ \mathbf{u} \end{pmatrix} + \begin{pmatrix} \mathbf{c}(\mathbf{f}) \\ -\mathbf{q} \end{pmatrix} \tag{2.22}$$

ここで $\mathbf{E}$ は $M \times K$ の経路・OD ペア接続行列，上付添字 T は行列の転値記号である．

このとき，$c(\mathbf{f}) > 0 \quad \forall \mathbf{f} \in R_+^K \times R_+^M$ならば，利用者均衡配分は標準形の非線形相補性問題:
【UE/FD-NCP】

$$\text{Find} \quad \mathbf{X}=(\mathbf{f}.\ \mathbf{u}) \in R_+^K \times R_+^M \quad \text{such that} \quad \mathbf{X} \cdot \mathbf{F}(\mathbf{X})=0,\ \mathbf{X} \geqq 0,\ \mathbf{F}(\mathbf{X}) \geqq 0 \qquad (2.23)$$

と等価である．

(b) 変分不等式問題・不動点問題としての表現

次に利用者均衡配分の VIP(あるいは FPP)としての表現を考える．変分不等式問題 VIP($\mathbf{F}$, Ω)とは，凸集合Ωと写像 $\mathbf{F}$: $\Omega \to \Omega$を所与とするときに，以下のように定義される問題である．

$$\text{Find} \quad x \in \Omega \quad \text{such that} \quad \mathbf{F}(x) \cdot (y-x) \geqq 0 \quad \forall y \in \Omega$$

これは簡単にいえば，ベクトル場 $\mathbf{F}$ が凸集合 Ωに“直交している点”を求める問題であり，x が Ωの端点の場合でも扱えるように正確にいうと，点 x での Ωの“normal corn”にベクトル”$-\mathbf{F}(x)$”が含まれることを意味する．

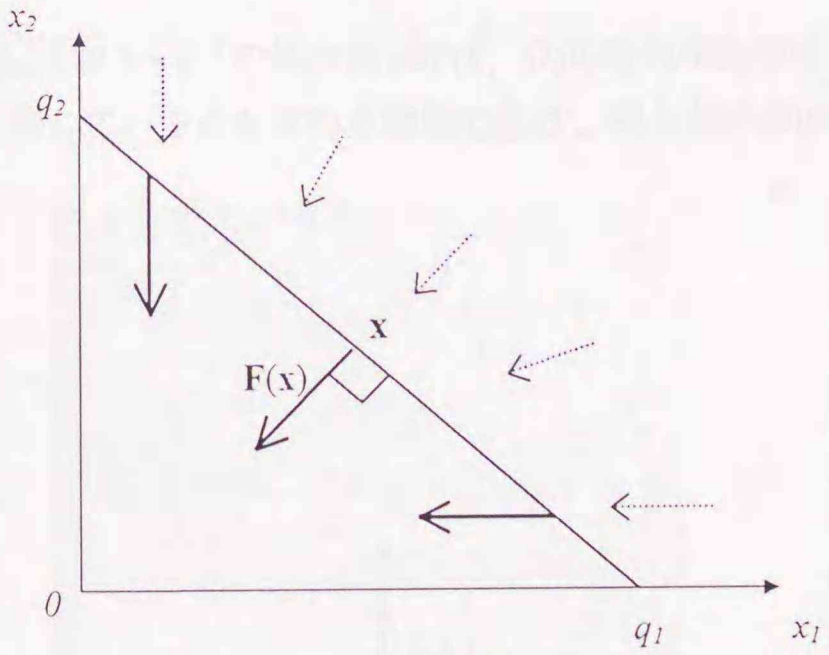


図-2.2　ベクトル場の直交

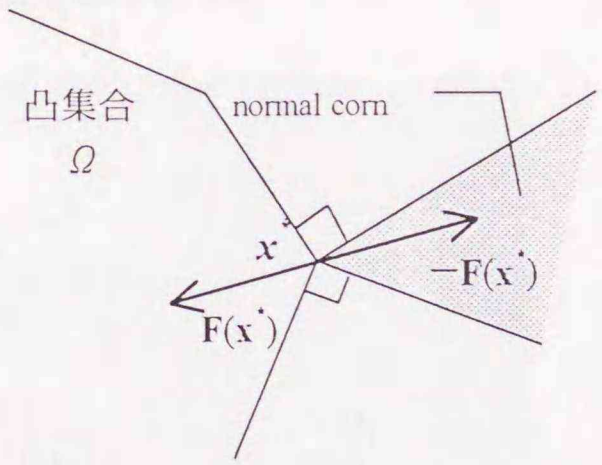


図-2.3　変分不等式問題と normal corn

VIP は，非線形連立方程式や標準形の NCP をその特殊なケースとして包含した一般的枠組みである．Ωを実数空間 R_nとした場合，VIP($\mathbf{F}$, R_n)は非線形連立方程式 $\mathbf{F}(x) = 0$ に帰着する．さらに，Ωを非負実数空間 R_+^nとした場合には，VIP($\mathbf{F}$, R_+^n)は NCP($\mathbf{F}$)と等価となる．たとえば R_+^2上で定義された VIP と NCP の解は，図-2.4 のように描かれ，両問題の等価性が幾何学的に理解できる．この事実と定理 5.1 から，利用者均衡配分問題は，以下の VIP と等価であることがわかる．

【UE/FD-VIP】

$$\text{Find } x=(\mathbf{f}^*,\ \mathbf{u}^*) \in R_+^K \times R_+^M \quad \text{such that} \quad \mathbf{F}(x^*) \cdot (x - x^*) \geqq 0 \quad \forall x \in \Omega \quad (2.24a)$$

ここで，不等式(5.26a)中の写像 $\mathbf{F}$: $R_+^K \times R_+^M \to R_+^K \times R_+^M$ は式(2.22)のように定義されており，(2.24a)を具体的に要素表示をすると，

$$\sum_{rs}\sum_{k}(c_k^{rs}(\mathbf{f}^*)-u_{rs}^*)\cdot(f_k^{rs}-f_k^{rs}*)+\sum_{rs}(\sum_{k}f_k^{rs}*-q_{rs})\cdot(u_{rs}-u_{rs}^*)\geq 0$$

$$\forall(\mathbf{f},\ \mathbf{u})\in R_+^K \times R_+^M \qquad (2.24b)$$

である．

さらに，VIP と FPP とも密接な関係がある．この 2 つの問題の関係を示すために，以下のように定義される射影演算子 $Proj_{\Omega,Q}$ を導入する．

$$Proj_{\Omega,Q}\mathbf{x} = \arg.\min_{z}.\{(\mathbf{z}-\mathbf{x})\cdot\mathbf{Q}(\mathbf{z}-\mathbf{x}) \quad s.t.\ \mathbf{z}\in\Omega\} \qquad (2.25)$$

ここで，$\mathbf{Q}$ は適当な正定値行列（たとえば，正値要素をもつ対角行列とすれば，変数のスケーリングを意味する）．この $Proj_{\Omega,Q}$ は，幾何学的には点 $\mathbf{x}$ から最も近い集合 Ω 上の点，つまり，集合 Ω 上への $\mathbf{x}$ の正射影（normal projection）を意味している．この演算子を用いて以下のような不動点問題を考える．

$$\mathrm{FPP}(\mathbf{F},\ \Omega)\text{: Find } \mathbf{x}\in\Omega \quad \text{such that} \quad \mathbf{x}=Proj_{\Omega,Q}(\mathbf{x}-\mathbf{Q}^{-1}\mathbf{F}(\mathbf{x}))$$

図-2.5 は $\Omega=R_+^2$ の場合の FPP($\mathbf{F}$, Ω)の幾何学的意味を示している．FPP($\mathbf{F}$, Ω)は $\mathbf{F}(\mathbf{x})$が Ωに直交している点を求める問題であり，明らかに VIP($\mathbf{F}$, Ω)と等価である．

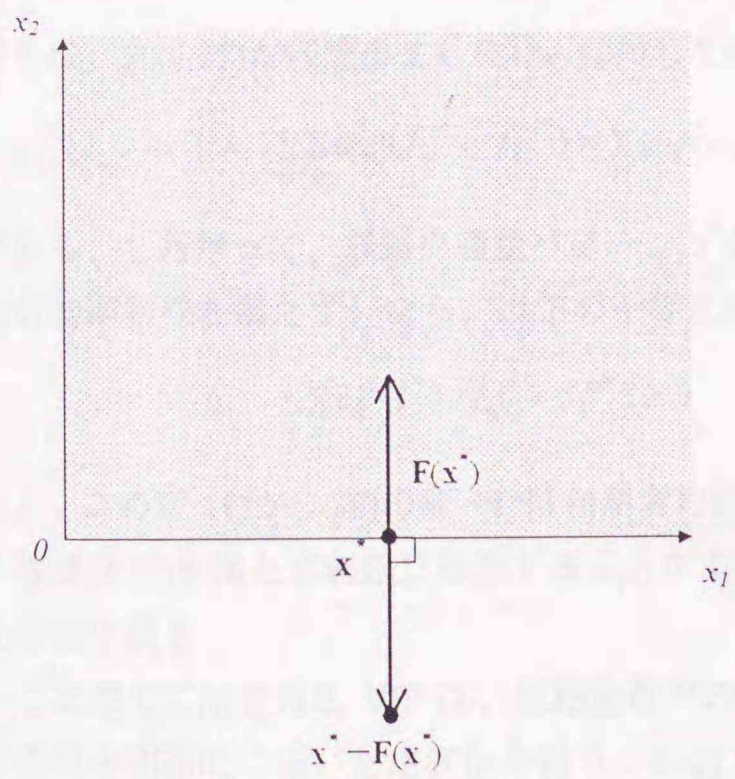


図-2.4　$\Omega=R_+^2$ の VIP と NCP

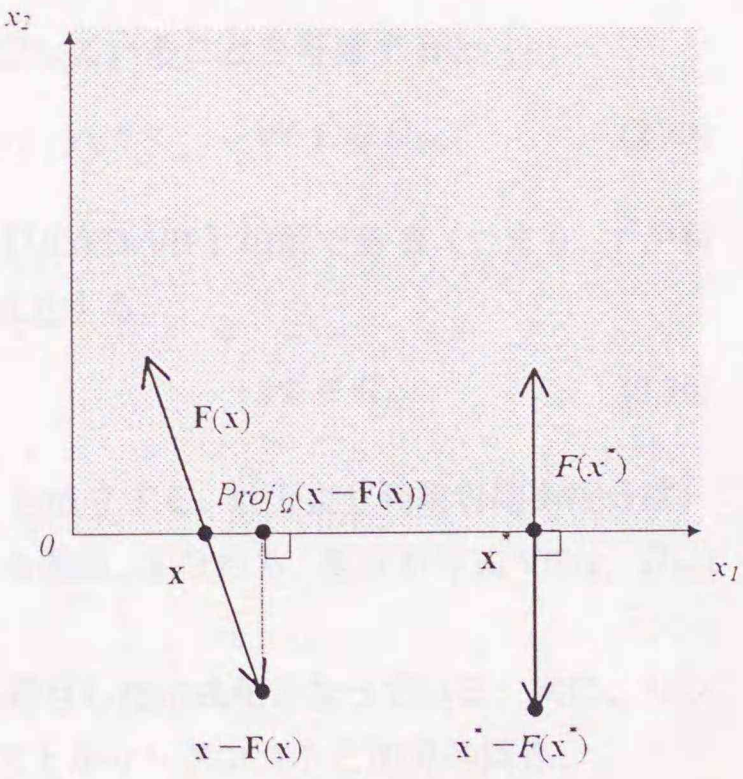


図-2.5　$\Omega=R_+^2$ の VIP と FPP

利用者均衡問題では，集合 Ωは非負実数空間 $R_+^K \times R_+^M$ であり，この場合，集合 Ωへの射影は次のような単純な演算に帰着する．

$$proj_{R_+^{K+M},Q}(\mathbf{x}-\mathbf{F}(\mathbf{x}))=[\mathbf{x}-\mathbf{Q}^{-1}\mathbf{F}(\mathbf{x})]_+ \qquad (2.25')$$

ここで$[\mathbf{z}]_+$はベクトル$\mathbf{z}$の各要素z_iごとに$\max\{z_i, 0\}$とする演算子である．したがって，利用者均衡配分問題は式(2.22)で定義された写像$\mathbf{F}$を用いた以下の不動点問題と等価である．

【UE/FD-FPP】

$$\text{Find } \mathbf{x} = (\mathbf{f}, \mathbf{u}) \in R_+^K \times R_+^M \quad \text{such that} \quad \mathbf{x} = [\mathbf{x} - \mathbf{Q}^{-1}\mathbf{F}(\mathbf{x})]_+ \tag{2.26}$$

(6) リンク間に相互干渉のある利用者均衡配分（変分不等式としての表現）

VIP では経路交通量$\mathbf{f}$と最小コスト$\mathbf{u}$の 2 つの変数が同時に未知となっていた．しかし，変数の許容領域を修正すれば，交通量変数のみを明示的な未知変数とした VIP を構成することができる．

いま，$\mathbf{f}$および$\mathbf{f}^*$がフロー保存条件と非負条件を満たした凸領域Ω_{PO}

$$q_{rs} = \sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} \qquad \forall rs \in W \tag{2.27a}$$

$$f_k^{rs} \geqq 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \quad \forall rs \in W \tag{2.27b}$$

に属するとする．すると【UE/FD-VIP】の式(2.24b)第二項は落ち，第一項のみが残る．

$$\sum_{rs}\sum_{k}(c_k^{rs}(\mathbf{f}^*) - u_{rs}^*)\cdot(f_k^{rs} - f_k^{rs}) \geq 0 \qquad \forall \mathbf{f}, \mathbf{f}^* \in \Omega_{PO} \tag{2.28}$$

さらに，式(2.27)が任意の$\mathbf{f}, \mathbf{f}^* \in \Omega_{PO}$に対して成立していることを考慮すると

$$\sum_{rs}\sum_{k} u_{rs}^*\cdot(f_k^{rs} - f_k^{rs*}) = \sum_{rs} u_{rs}\cdot(q_{rs} - q_{rs}) = 0 \qquad \forall \mathbf{f}, \mathbf{f}^* \in \Omega_{PO} \tag{2.29}$$

である．したがって，経路交通量パターン，$\mathbf{f}^*$が【UE/FD-VIP】の解である（つまり，$\mathbf{f}^*$が利用者均衡条件を満たす）なら，以下の不等式が成立する．

$$\sum_{rs}\sum_{k} c_k^{rs}(\mathbf{f}^*)\cdot(f_k^{rs} - f_k^{rs*}) \geq 0 \qquad \forall \mathbf{f}^* \in \Omega_{PO} \tag{2.30}$$

また，この逆（$\mathbf{f}^*$が(2.30)の解→$\mathbf{f}^*$は利用者均衡）も成立する．以上より利用者均衡配分は，不等式(2.30)を満たす経路交通量$\mathbf{f}^* \in \Omega_{PO}$を求める問題，すなわち，変分不等式 VIP($\mathbf{c}$, Ω_{PO})と等価である．

ここまでに示された VIP は，経路変数のみに着目した定式化となっている．次に，リンク変数を明示的に用いた定式化を行う．経路コストがリンクコストと加算的関係，

$$c_k^{rs} = \sum_{a \in A} t_a \delta_{a,k}^{rs} \tag{2.31}$$

で表現される場合，ネットワーク全体の総走行費用は，全経路についての足しあわせ，あるいは全リンクについての足しあわせと考えることもできる．したがって，

$$\sum_{rs}\sum_{k} c_k^{rs}(\mathbf{f})\cdot f_k^{rs} = \sum_{a \in A} t_a(\mathbf{x})\cdot x_a \tag{2.32}$$

が恒等的に成立する．この関係を VIP(c, Ω_{PO})に適用すれば，以下の VIP が得られる．

【UE/FD-VI-Primal】

$$\text{Find } \mathbf{x}^* \in \Omega_P \quad \text{such that} \quad \sum_{a \in A} t_a(\mathbf{x}^*) \cdot (x_a - x_a^*) \geq 0 \qquad \forall \mathbf{x}^* \in \Omega_P \qquad (2.33)$$

ここで，Ω_Pは経路交通量とリンク交通量の関係式

$$x_a = \sum_{rs \in \Gamma} \sum_{k \in K_{rs}} f_k^{rs} \delta_k^{rs} \qquad \forall a \in A \qquad (2.34)$$

および，フロー保存条件(2.27a)，非負条件(2.27b)を満たしたリンク交通量ベクトルの集合（許容領域内のリンク交通量パターンの集合）である．

変分不等式問題は，凸計画問題を一般化したものであり，両者の間には一般に以下の関係がある．

補題 2.1: Ωは閉凸集合，$f(\mathbf{x})$: $\Omega \to R_1$は連続で微分可能な凸関数とする．このとき，凸計画問題 CPP(f, Ω):

$$\min \quad f(\mathbf{x}) \quad \text{such that} \quad \mathbf{x} \in \Omega$$

の解 $\mathbf{x}^*$と変分不等式問題 VIP($\nabla \mathbf{f}$, Ω):

$$\text{Find } \mathbf{x}^* \in \Omega \quad \text{such that} \quad \nabla f(\mathbf{x}^*) \cdot (\mathbf{x} - \mathbf{x}^*) \geqq 0 \qquad \forall \mathbf{x} \in \Omega$$

の解 $\mathbf{x}^*$は一致する．すなわち，CPP($\mathbf{f}$, Ω)と VIP($\nabla \mathbf{f}$, Ω)は等価である．

この関係から一般に，VIP($\nabla \mathbf{f}$, Ω)は写像 $\mathbf{F}$ が積分可能なら凸計画問題に帰着することがわかる．写像 $\mathbf{F}$ が積分可能であるためには，その Jacobian $\nabla \mathbf{F}(\mathbf{x})$が対称行列，すなわち，

$$\partial F_i / \partial x_j = \partial F_j / \partial x_i \qquad \text{for all} \quad (i, j) \qquad (2.35)$$

であれば十分である．そして，この条件が成立していれば，等価最適化問題の目的関数は，

$$f(\mathbf{x}) = \oint \mathbf{F}(\mathbf{x}) d\mathbf{x} \qquad (2.36)$$

で与えられる．

以上の事実を変分不等式問題【UE/FD-VI-Primal】に適用すると，リンクコスト写像 $\mathbf{t}(\mathbf{x})$ の Jacobian が対称，すなわち，

$$\partial t_a / \partial x_b = \partial t_b / \partial x_a \qquad \forall a, b \in A \qquad (2.35')$$

が成立するなら，利用者均衡配分は以下の最適化問題と等価となる．

$$\min Z(\mathbf{x}) = \oint \mathbf{t}(\mathbf{x}) d\mathbf{x} \qquad s.t. \ \mathbf{x} \in \Omega_P \qquad (2.36')$$

さらに単純な場合として，リンクコスト写像がリンクごとに分離可能，すなわち $t_a=t_a(x_a)$ $\forall a \in A$ である場合を考えると，【UE/FD-VI-Primal】は前述した最適化問題：

【UE/FD-Primal】

$$\min . Z_p = \sum_{a \in A} \int_0^{x_a} t_a(w) dw \qquad s.t. \quad \mathbf{x} \in \Omega_P \tag{2.37}$$

に帰着する．

(a) 均衡解の一意性

ここでは VIP としての表現をもとに，リンク間で相互干渉のある利用者均衡配分における解の一意性を検討する．そのために，一般的な VIP における解の一意性に関する以下の補題を利用する．

補題 2.2　R_n の部分集合 Ω 上で $\mathbf{F}$: $\Omega \to \Omega$ が狭義単調（strictly monotone），すなわち，

$$(\mathbf{F}(\mathbf{x}) - \mathbf{F}(\mathbf{y})) \cdot (\mathbf{x} - \mathbf{y}) > 0 \qquad \forall \mathbf{x}, \mathbf{y} \in \Omega, \ \mathbf{x} \neq \mathbf{y} \tag{2.38}$$

が成立するなら，VIP($\mathbf{F}$, Ω)の解は（もし存在すれば）唯一である．

ただし，$\mathbf{F}(\mathbf{x})$の狭義単調性は式(2.38)の定義式を直接確認するよりも，以下の補題に基づいて $\mathbf{F}(\mathbf{x})$の Jacobian を調べる方が容易である場合が多い．

補題 2.3　R^n の部分集合 Ω 上で $\mathbf{F}$: $\Omega \to \Omega$ が連続・微分可能で，その Jacobian $\nabla \mathbf{F}$ が正定値行列，すなわち，

$$\mathbf{y}^T \nabla \mathbf{F}(\mathbf{x}) \mathbf{y} > 0 \qquad \forall \mathbf{y} \in R^n, \ \mathbf{y} \neq 0, \ \ \forall \mathbf{x} \in \Omega \tag{2.39}$$

が成立するなら，$\mathbf{F}(\mathbf{x})$は狭義単調である．

これらの補題を利用者均衡配分と等価な【UE/FD-VI-Primal】に適用すると，以下の定理が得られる．

定理 2.2　連続・微分可能なリンクコスト写像をもつ利用者均衡配分問題は，その均衡リンク交通量は，リンクコスト写像の Jacobian が正定値であれば，一意的に決まる．

この定理は，あくまでも均衡解の一意性の十分条件であり，リンクコストの Jacobian が正定値でなくても解が一意的に決まることもありえる．

(b) 利用者均衡配分の安定性

複数の均衡解が存在するような場合，意味のある解を求めるためには，その安定性を確認する必要がある．そのためには，利用者均衡状態へ至るまでの配分状態変化の過程，すなわち，調整プロセス（adjustment process）を動的システムとして定式化し，その特性を把握する必要がある．

ここでは，Lyapunov の安定的な配分調整プロセスについて述べる．また，簡単のため OD ペアが 1 つの場合で考えることにする．いま，フロー保存条件と非負条件を満たした経路交通量パターンの集合を Ω_{PO} とすると，利用者均衡状態は，以下のように表現することができる．

$$\mathbf{f}^* \in \Omega_{PO} \quad and \quad f_k^* \cdot [c_k(\mathbf{f}^*) - c_l(\mathbf{f}^*)]_+ = 0 \qquad \forall k \neq l \in K \tag{2.40}$$

ここで，$[x]_+ = \max\{x, 0\}$，K は K 個の要素をもつ経路集合である．

利用者均衡状態の定義では，“もし利用者が経路を変更するなら，よりコストの小さな経路を選択する”という行動原則が想定されている．そこで，均衡状態にない経路交通量パターン $\mathbf{f} \in \Omega_{PO}$ では，コストが高い経路ほどコストが低い他の経路へ移動する利用者の割合が多く，また，その移動人数はその経路の利用者数に比例すると考えられる．すなわち，ある時点 t に f_k 人の利用者が選択した経路 k では，次の時点 $t + dt$ には，

$$f_k \cdot [c_k(\mathbf{f}) - c_l(\mathbf{f})]_+$$

人の利用者が他の経路 $l \neq k$ に移動すると仮定する．この仮定の下では，経路 k の交通量の変化は，他の経路への移出と他の経路からの移入を重ね合わせたもの，すなわち，

$$\Phi_k(\mathbf{f}) = -\sum_{l=k} f_k \cdot [c_k(\mathbf{f}) - c_l(\mathbf{f})]_+ + \sum_{l=k} f_k \cdot [c_l(\mathbf{f}) - c_k(\mathbf{f})]_+ \tag{2.41a}$$

と考えられる．そこで，$\mathbf{f} \in \Omega_{PO}$ の時間的変化を表す以下のような動的システムを考える．

$$\dot{\mathbf{f}}(t) = \Phi(\mathbf{f}(t)) \quad \text{for} \quad t > 0 \tag{2.41b}$$

ここで，$\dot{\mathbf{f}}(t) = (\dot{f}_1(t), \dot{f}_2(t), \cdots, \dot{f}_K(t))^T$，$\Phi(\mathbf{f}) = (\Phi_1(\mathbf{f}), \Phi_2(\mathbf{f}), \cdots, \Phi_K(\mathbf{f}))^T$，$t$ は時刻，$\dot{x}(t)$ は時間の関数 $x(t)$ の時間微分を表す．以下では，任意の $t \geqq 0$ について微分可能で式(2.41b)を満たした $\mathbf{f}(t)$ をこの動的システムの解と呼ぶ．この動的システムの均衡解（$\dot{\mathbf{f}}(t) = 0$ となる $\mathbf{f}$）は，明らかに式(2.40)で定義された利用者均衡状態である．

次に，動的システムの安定性を以下のように定義する．

定義 2.2: 動的システム(2.41)が安定であるとは，任意の $\mathbf{f}_0 \in \Omega_{PO}$ に対して，初期値を $\mathbf{f}(0) = \mathbf{f}_0$ とする動的システム(2.41)の解が $t \to +\infty$ でない均衡解集合 $\Xi \neq \phi$ に収束する．

上のような定義の安定性に関して Lyapunov の定理が成立する．

補題 2.4: Φが連続・微分可能とする．そのとき，動的システム(2.41)が安定であるとき，以下の条件を満たす連続・微分可能な関数（Lyapunov 関数），$V(\cdot)$が存在する．

(i) $V(\mathbf{f}) \geqq 0 \quad \forall \mathbf{f} \in \Omega_{PO}$

(ii) $\mathbf{f}$が均衡解である（$\dot{\mathbf{f}}(t)=0$）$\Leftrightarrow$ $V(\mathbf{f})=0$

(iii) $\mathbf{f}$が均衡解でない（$\dot{\mathbf{f}}(t)\neq 0$）$\Rightarrow$ $\nabla V(\mathbf{f})\cdot \Phi(\mathbf{f})<0$

なお，$\mathbf{f}(t)$が動的システム(2.41)の解なら，

$$\nabla V(\mathbf{f}(t))\cdot \Phi(\mathbf{f}(t)) = \nabla V(\mathbf{f}(t))\cdot \dot{\mathbf{f}}(t) = \frac{d}{dt}V(\mathbf{f}(t)) \tag{2.42}$$

なので，条件(iii)の右辺は，$V(\mathbf{f}(t))$がtの狭義単調減少関数であることを意味している．

この補題から，動的システム(2.41)に対応する適切な Lyapunov 関数を作ることができれば，その動的システムは安定であり，任意の初期点から必ず利用者均衡配分状態へ収束することが保証される．そこで，$V(\cdot)$として以下のような関数を考えることにする．

$$V(\mathbf{f}) = \sum_k \sum_{l=k} f_k \cdot [c_k(\mathbf{f}) - c_l(\mathbf{f})]_+^{\ 2} \qquad \text{for} \quad \mathbf{f} \in \Omega_{PO} \tag{2.43}$$

この関数は明らかに，上の補題の条件(i)，(ii)を満たし，さらに$\mathbf{c}(\mathbf{f})$が連続・微分可能ならば$V(\cdot)$も連続・微分可能である．さらに$\mathbf{c}(\mathbf{f})$が$R_+^{\ K}$上で単調，すなわち，

$$(\mathbf{c}(\mathbf{f}) - \mathbf{c}(\mathbf{g}))\cdot(\mathbf{f} - \mathbf{g}) \geqq 0 \qquad \forall \mathbf{f}, \mathbf{g} \in R_+^{\ K} \tag{2.44}$$

ならば，(iii)の条件が成立する．つまり式(2.42)の関数$V(\cdot)$は，経路コスト写像$\mathbf{c}(\mathbf{f})$が連続・微分可能で単調なら動的システム(2.41)に対する Lyapunov 関数である．

以上では，1OD ペアの場合に説明したが，OD ペアが複数の場合にも全く同様の議論が成立する．また，経路コスト写像を用いた安定性の条件は，より実際的なリンクコスト写像を用いた表現に変換できる．すなわち，リンク変数と経路変数の関係式(2.32)を用いれば，リンクコストが$\mathbf{x}$に関して単調であるなら，経路コストは$\mathbf{f}$に関して単調である．したがって，一般的なネットワークでの安定性に関する以下の結論が得られる．

定理 2.3: リンクコスト写像が連続・微分可能で単調ならば，動的システム(2.41)は安定である．すなわち，任意の初期値から出発して式(2.41)に従って変化する交通量パターンは必ず利用者均衡配分状態へ収束する．

すなわち，解の一意性と同様にリンクコスト写像の Jacobian が正定値行列なら，その解は安定的である．

2.3.4 確率的利用者均衡配分 [1)]

ここでは，まず確率的利用者均衡配分の基礎となる確率的配分モデルを説明し，さらに利用者均衡の概念を導入した確率的利用者均衡配分について述べる．

(1) 確率的配分

確率的配分は，リンクコストはフローによらず一定（flow independent）の条件下で，利用者の選択行動のばらつきを考慮した配分モデルである．

利用者の効用は経路費用が小さいほど大きいと考えられる．そこで，OD ペア(r, s)間の k 番目経路費用の効用関数を

$$U_k^{rs} = -c_k^{rs} + \xi_k^{rs} \tag{2.45}$$

と定義する．ここで ξ は利用者の認知誤差を表す確率的変数である．また，経路費用 $\mathbf{c}$ はその経路上のリンクコストの和である．すなわち，

$$c_k^{rs} = \sum_{ij} t_{ij} \delta_k^{rs} \tag{2.46}$$

である．

OD ペアごとに経路を利用者の選択肢と考えれば，ランダム効用理論により，OD ペア(r, s)の k 番目経路が選択される確率は，

$$\begin{aligned} P_k^{rs} &= \Pr.[U_k^{rs} \geq \max_{k'=k}\{U_{k'}^{rs}\} \mid \mathbf{t}] \\ &= \Pr.[-c_k^{rs} + \xi_k^{rs} \geq \max_{k'=k}\{-c_{k'}^{rs} + \xi_{k'}^{rs}\} \mid \mathbf{t}] \\ &= \Pr.[c_k^{rs} - \xi_k^{rs} \leq \min_{k'=k}\{c_{k'}^{rs} - \xi_{k'}^{rs}\} \mid \mathbf{t}] \end{aligned} \tag{2.47}$$

で与えられる．そして，この経路の交通量 f_k^{rs} の期待値は，この経路選択率を用いて，

$$E[f_k^{rs}] = q_{rs} P_k^{rs} \tag{2.48}$$

と表される．ここで，ランダム効用理論による経路選択確率 P は以下の式

$$\sum_k P_k^{rs} = 1 \qquad \forall(r, s) \tag{2.49}$$

を満たしているから，経路交通量と OD 交通量の間のフロー保存則

$$\sum_k E[f_k^{rs}] = q_{rs} \qquad \forall(r, s) \tag{2.50}$$

も自動的に満たされる．また，リンク交通量の期待値は，経路・リンク交通量の関係から，

$$E[x_{ij}] = \sum_{rs}\sum_k E[f_k^{rs}]\delta_{ij,k}^{rs} \tag{2.51}$$

となる．なお，経路交通量の分散，共分散は以下のように与えられる．

$$Var[f_k^{rs}] = q_{rs}P_k^{rs}(1 - P_k^{rs}) \tag{2.52a}$$

$$Cov[f_k^{rs}, f_{k'}^{rs}] = -q_{rs}P_k^{rs}P_{k'}^{rs} \tag{2.52b}$$

ここで，$E[\cdot]$，$Var[\cdot]$，$Cov[\cdot]$は，それぞれ平均，分散，共分散演算子である．

以上の方程式系(2.45)～(2.52)が確率的配分モデルの一般的な定式化である．ただし，以降では記号の煩雑さを避けるため，式(2.50)，(2.51)の平均演算子を省略し，$\mathbf{f}$，$\mathbf{x}$は交通量の期待値を表すことにする．

ここまでは一般的な定式化を示したが，確率的選択モデル(2.47)を具体的にどのように決めるかによって様々なバリエーションがある．それらは，a)誤差項の確率分布，b)選択対象とする経路集合の２つの軸によって分類できる．

a)については，全ての誤差項分布を互いに独立な Weibul 分布: $W(0, \theta)$とおいたロジット・モデルか，あるいは正規分布を仮定したプロビット・モデルが一般的である．ロジット・モデルの場合，経路交通量（の期待値）は以下の式で与えられる．

$$f_k^{rs} = q_{rs} \exp[-\theta c_k^{rs}] / \sum_{k' \in K_{rs}} \exp[-\theta c_{k'}^{rs}] \tag{2.53}$$

ここで，K_{rs}は OD ペア rs の全ての経路集合である．プロビット・モデルの場合は，解析的に経路交通量の式を与えることはできず，また経路数が多い場合には，実際の計算も困難である．

b)については，①全ての simple path（同一リンクを二度以上通過しない経路）の集合，②ある種のシステマティックな規則によって simple path 集合をさらに限定した経路の集合，③限定なしの全ての可能経路の集合，等が提案されている．

(2) 確率的利用者均衡配分

確率的利用者均衡配分における交通コストも確定的利用者均衡配分と同様に増加関数として表現される．その一方で，利用者のコストに関する認識には確率的にばらつく誤差があるとする．そして，そのような利用者の行動は，ランダム効用理論に基づいたモデルによって表現できる．

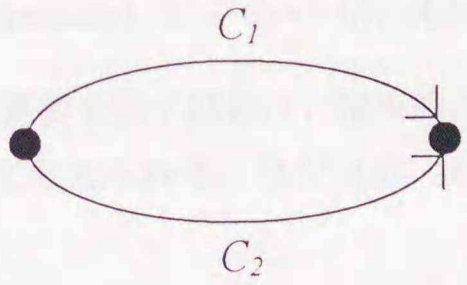


図-2.6　例題ネットワーク

この問題を図-2.6 のような簡単なネットワークを考える．ここで，観測されるリンクコストは交通量の単調増加関数

$$C_i = C_i(f_i) \tag{2.54}$$

である．一方，利用者は“客観的な”リンクコストに認知誤差 ξ_i の加わった認知コスト，$C_i + \xi_i$ $(i = 1,2)$ をもとに経路選択を行い，その結果としてフローの値が決まる．より具体的には，利用者の行動がランダム効用モデルによって表現され，経路 i が選ばれる確率は，

$$P_i = Pr.[\, C_i + \xi_i \geqq C_j + \xi_j] \tag{2.55}$$

で与えられ，その交通量の期待値は，

$$f_i = q \cdot P_i \tag{2.56}$$

である．ここで，利用者は毎日の交通（たとえば通勤交通）によって，どちらかの経路を選択することを繰り返すとする．そして，経路選択を行っていく過程では，常に認知したコストが最小になるように経路を選択する．このような行動を繰り返していくと，どの利用者も自分が経路を変更することによって，自分の経路費用を減少させることができないと信じている状態，に落ち着くと考えられる．すなわち，式(2.54)〜(2.56)が同時に成立している状態へと収束していくことが期待される．その収束した定常状態を確率的利用者均衡（SUE: Stochastic User Equilibrium）状態と呼ぶ．確率的配分モデルが最短経路配分モデルを含んだものであることから予想されるように，SUE の概念は Wardrop 均衡の概念をより一般的に拡張したものである．

このことは，図-2.6 のネットワークを例にすれば，簡単なグラフによって確認できる．交通サービスの供給条件を表すリンクコスト関数は，簡単のため以下のような関数形を仮定する．

$$C_i = A_i \cdot f_i + B_i \qquad (i = 1,2) \tag{2.57}$$

ここで，f_i はリンク i の交通量，A_i と B_i は正値パラメータである．フロー保存則が満たされていると，f_2 は $q - f_1$ となるから，リンクコストの差，すなわち，$C_2 - C_1$ は以下のように f_1 のみの関数として表現できる．

$$\text{Supply (performance)}: C_2 - C_1 = -(A_1 + A_2) \cdot f_1 + (B_2 - B_1 + q \cdot A_1) \tag{2.58a}$$

一方，SUE における利用者の需要を表す関数は，確率的配分と同様にランダム効用理論による確率的選択モデルによって与えられる．ロジット・モデルを仮定するなら，リンク 1 の需要曲線は，

$$\text{Demand}: f_1 = q \cdot exp[-\theta C_1] \{exp[-\theta C_1] + exp[-\theta C_2]\}$$

$$= q \{1 + exp[-\theta(C_1 - C_2)]\} \tag{2.58b}$$

である．これは，0 と q の間で $C_1 - C_2$ に関してなめらかに単調増加な関数である．

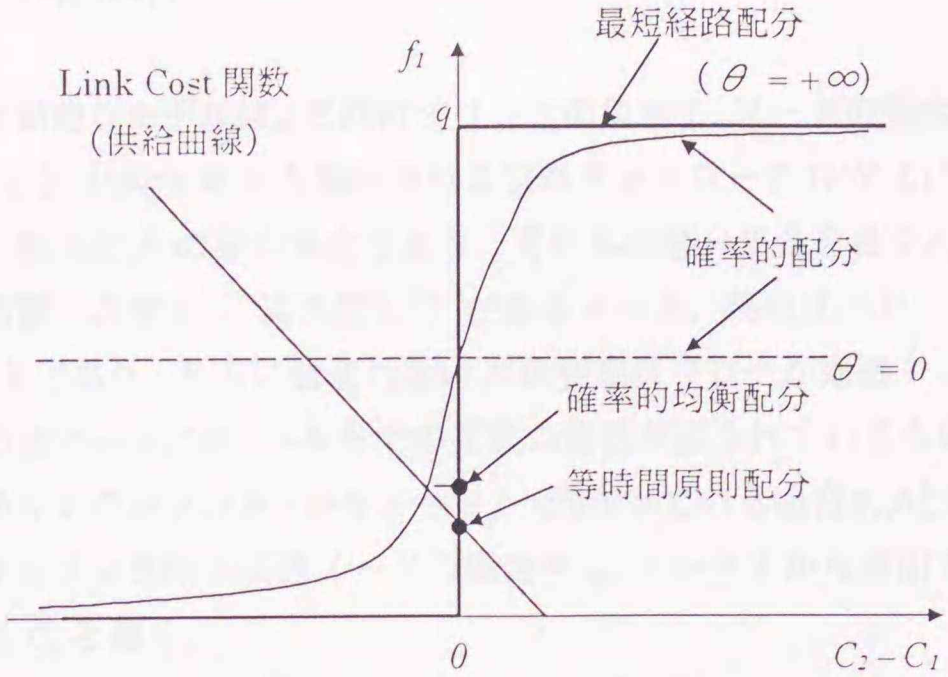


図-2.7　需要-供給曲線と確率的均衡

SUE 交通量は，需要を表す曲線（式(2.58b)）と供給（リンク 1 の“performance”）を表す直線（式(2.58a)）の交点として求めることができる．この需要曲線は，θが大きくなるにつれて傾きが大きくなり，$\theta \to +\infty$では最短経路配分（あるいは Wardrop 均衡配分）の段階関数と一致する．したがって，$\theta \to +\infty$では SUE 均衡状態は Wardrop 均衡状態と一致し，SUE は Wardrop 均衡を含んだものとなっていることがわかる．

以上のような均衡状態を多数の OD ペアをもつ一般的なネットワークで想定し，ネットワーク交通量パターンを求めようとするのが確率的利用者均衡配分モデルである．

(3) 確率的利用者均衡配分のモデルの定式化

SUE 配分モデルでは，利用者の経路選択行動は確率的配分モデルと全く同様に定式化される．すなわち，式(2.45)～(2.52)で記述される．確率的配分と決定的に違うのは，リンクコスト関数がリンク交通量の関数となっている点である．

$$t_{ij} = t_{ij}(x_{ij}) \tag{2.59}$$

つまり，式(2.45)～(2.52)と式(2.59)を同時に満たした状態として，確率的利用者均衡配分モデルが定式化される．

このモデルを実際に計算可能とするためには，確率的配分モデルと同様に誤差項の確率分布を決定する必要がある．誤差項の分布を互いに独立な Weibul 分布とすればロジット・モデル，正規分布と仮定すればプロビット・モデルとなるが，後者は選択肢の多い場合には，計算量が膨大になるという難点がある．特に，多くの応用において重要となる感度分析は，前者では比較的容易に行えるが，後者ではほとんど不可能である．

2.3.5 動的利用者均衡配分[1)]

ここで説明する動的なモデルは，方向付きリンクの集合L，ノードの集合N，および起点・終点ペア（ODペア）の集合Wから構成される交通ネットワーク$G(N, L)$上で定義されることとする．起点，終点はNの部分集合であり，それらの部分集合を各々R, Sと書く．起点はフロー（交通需要）の発生（“沸きだし”）があるノード，終点はフローの集中（“吸い込み”）があるノードであり，R, Sに含まれないNの要素はフローが通過するだけのノードである．集合N内の各ノードには1～Nまでの正数の連番が振られているものとし，集合L内の各リンクはそのリンクがノードiからノードjへ向かっている場合(i, j)と示される．また，ノードkへ流入するリンクの上流側ノードの集合をI_k，ノードkから流出するリンクの下流側ノードの集合をO_kと書く．

(1) 動的なネットワーク・フローを表すための基本的変数

交通ネットワーク・フローを表現するためには，モデルが静的，動的に関わらず，起点（出発地）／終点（目的地）別ODペア別にフローを区別して考えなければならない．ここでは，終点別フローを用いて説明する（もちろん，起点別フローを用いた記述も可能である）．そして，各リンクにおけるフローの流入出状態を表す変数として，

$A_{ij}^{d}(t)$ =終点dをもつ車両のうち時刻tまでにリンク(i, j)へ流入した累積台数（Arrivals），

$L_{ij}^{d}(t)$ =終点dをもつ車両のうち時刻tまでにリンク(i, j)から流出した累積台数（Leaves），

$$A_{ij}(t) = \sum_{d \in S} A_{ij}^{d}(t), \quad L_{ij}(t) = \sum_{d \in S} L_{ij}^{d}(t)$$

を定義する．これらは，時間に関して連続で微分可能と仮定する．また，これらを時間微分して交通流率としたものを

$$\lambda_{ij}^{d} = dA_{ij}^{d}(t)/dt, \quad \mu_{ij}^{d}(t) = dL_{ij}^{d}(t)/dt, \quad \lambda_{ij}(t) = dA_{ij}(t)/dt, \quad \mu_{ij}(t) = dL_{ij}(t)/dt,$$

とする．次にODペア間の動的な交通需要（OD交通需要）を表すための変数として，

$Q_{od}(t)$ =時刻tまでに起点oを出発し，終点dに向かう車両の累積台数，

を定義する．ここでは，起点出発時刻を基準とした上の定義の交通需要変数を用いるが，終点到着時刻を基準とした表現を用いても同様な議論展開が可能である．

(2) 動的なネットワーク・フローが満たすべき物理的な条件

動的なネットワーク・フローは，以下のa)～c)に述べられるような物理的条件を満たさなければならない．

(i)各ノードでのフロー保存則:

ネットワーク上の各ノードkでは，任意の時刻tにおいてフロー保存則:

$$\sum_i L_{ij}^d(t) - \sum_j A_{ij}^d(t) + Q_{kd}(t) = 0\,, \qquad \forall k \in N,\ k \neq d \in S,\quad \forall d \in S \tag{2.60a}$$

が成立しなければならない．ここで，$A_{ij}^{\ d}$，$L_{ij}^{\ d}$およびQ_{od}が時間微分可能であれば，式(2.60a)は，

$$\sum_i \mu_{ik}^d(t) - \sum_j \lambda_{kj}^d(t) + dQ_{kd}(t) = 0 \qquad \forall k \in N,\ k \neq d \in S,\quad \forall d \in S \tag{2.60b}$$

と等価である．

(ii)各リンクでの状態方程式

ネットワーク上の各リンク(i, j)の状態を表す基本的変数は，そこに存在する車両の台数であり，以下の関係式で決まる．

$$X_{ij}^{\ d}(t) = A_{ij}^{\ d}(t) - L_{ij}^{\ d}(t) \qquad \forall (i, j) \in L,\quad \forall d \in S \tag{2.61a}$$

ここで，$X_{ij}^{\ d}(t)$は時刻 t にリンク(i, j)に存在する終点 d をもつ車両の台数である．$A_{ij}^{\ d}$，$L_{ij}^{\ d}$およびQ_{od}が時間微分可能であれば式(2.61a)は，

$$\dot{X}_{ij}^{\ d} = \lambda_{ij}^{\ d} - \lambda_{ij}^{\ d} \qquad \forall (i, j) \in L,\quad \forall d \in S \tag{2.61b}$$

と等価である．また，終点を区別しない存在台数，$X_{ij} = \sum_d X_{ij}^d(t)$ を定義すると，式(2.61a)，(2.61b)が全ての d について成立していることから，

$$X_{ij}(t) = A_{ij}(t) - L_{ij}(t) \qquad \forall (i, j) \in L \tag{2.61c}$$

$$\dot{X}_{ij}(t) = \lambda_{ij}(t) - \mu_{ij}(t) \qquad \forall (i, j) \in L \tag{2.61d}$$

が成立する．

(iii)各リンクでの First-In-First-Out 条件

道路交通では，追越がなければ各リンクにおける出入り口への車の到着順序と退去順序は同じである．追越車線があるような道路区間を表すリンクでは，厳密にはこの関係は成立しないが，リンクに待ち行列が生じているような状況では，これにかなり近い関係が成立していると考えられる．そこで，以下の分析ではこの First-In-First-Out（FIFO）原則が各リンクで成立していると仮定する．

FIFO 原則の下では，図-2.8 に示されているように，流入交通量と流出交通量は，次の関係式を満たさなければならない．

$$A_{ij}^{\ d}(t) = L_{ij}^{\ d}(t + C_{ij}(t)) \tag{2.62a}$$

ここで，$C_{ij}(t)$は時刻 t にリンク(i, j)へ流入したフローがそのリンクを流出するまでに要する通過所要時間（以下ではリンク走行時間と呼ぶ）である．

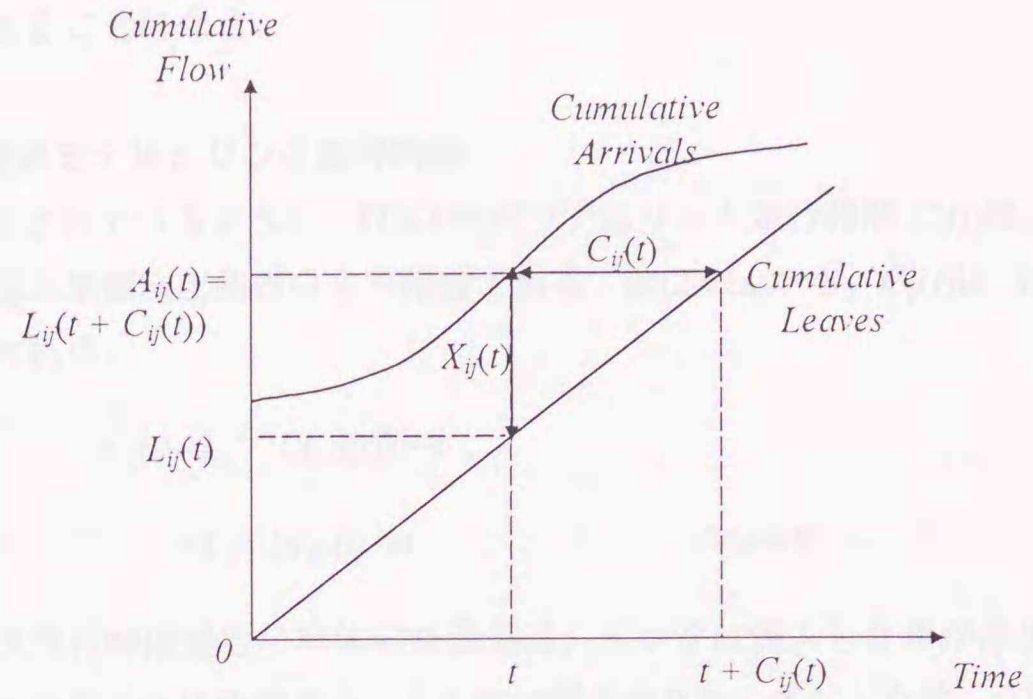


図-2.8　累積流入曲線と累積流出曲線

FIFO 原則を表す式(2.62a)は，$A_{ij}^{d}(t)$，$L_{ij}^{d}(t)$および $C_{ij}(t)$が時間微分可能な場合には，

$$\lambda_{ij}^{d}(t) = \mu_{ij}^{d}(t + C_{ij}(t))(1 + dC_{ij}(t)/dt) \qquad \forall (i, j) \in L, \quad \forall d \in S \qquad (2.62b)$$

と等価である．時刻 t にリンク(i, j)に流入した車が流出する時刻は $t+C_{ij}(t)$であるから，この関係式は，時刻 t から $t+dt$ の間にリンク(i, j)に流入した車の台数と時刻から$(t+dt)+C_{ij}(t+dt)$の間に流出する車の台数が等しいことを意味している．したがって，流入率が流出率を上まわるような状況では，図-2.9 に示されているように，フローは間延びして流出していくことになる．

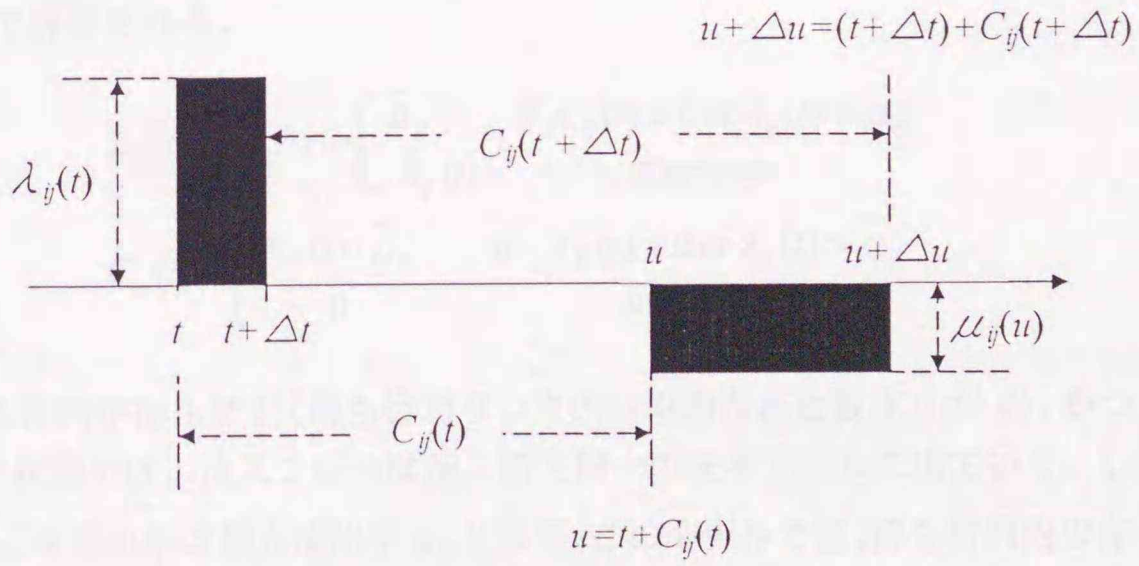


図-2.9　流入率と流出率の関係

式(2.62b)は，FIFO 原則のもとでは流入率と流出率の比が終点によらず等しい，すなわち，

$$\lambda_{ij}d(t)\ \mu_{ij}d(t+C_{ij}(t)) = \lambda_{ij}\ \mu_{ij}(t+C_{ij}(t)) \qquad \forall (i, j) \in L, \quad \forall d \in S \qquad (2.62c)$$

という関係式の成立も意味している．つまり，複数の終点をもつネットワークでは，ある終点 d のフロー流出率は，その終点のフロー流入率だけではなく，他の終点の流出率にも

依存して決まることになる．

(3) リンク通過モデルとリンク走行時間

図-2.9 に示されているように，FIFO 原則下ではリンク走行時間 $C_{ij}(t)$は，時刻 t における累積流入曲線と累積流出曲線の水平距離である．式(2.62a)から，$C_{ij}(t)$は $A_{ij}(t)$と $L_{ij}(t)$の関数として表現される．

$$C_{ij}(t)=L_{ij}^{d-1}(A_{ij}d(t))-t$$

$$=L_{ij}^{-1}(A_{ij}(t))-t \qquad \forall d \in S \tag{2.63}$$

このリンク走行時間関数の具体的な表現は，リンクに流入した車が流出していくまでの様子を記述するモデルに依存する．ここでは簡単のため，各リンクは，a)自由走行速度による出口までの移動を表す“自由走行リンク”と，b)リンク出口で生じる待ち行列を表す“待ち行列リンク”という 2 つのサブ・リンクから構成されると考える．a)の自由走行リンクでは，そのリンク流出率および走行時間は，

$$\mu_{ij}(t+m_{ij})=\lambda_{ij}(t) \tag{2.64a}$$

$$C_{ij}(t)=m_{ij}=given\ constant \tag{2.64b}$$

である．b)の待ち行列リンクでの待ち行列は，物理的な長さを無視した“point queue”モデルで考える．また待ち行列リンク(i,j)のサービス率には，その道路の物理的特性から決まる所与の上限（“最大流出率”）$\bar{\mu}_{ij}$があるとする．このとき，そのリンクの流出率および走行時間は次式で評価される．

$$\mu_{ij}(t+C_{ij}(t))=\begin{cases}\bar{\mu}_{ij} & \text{if } X_{ij}(t)>0 \text{ or } \lambda_{ij}(t)>\bar{\mu}_{ij}\\ \lambda_{ij}(t) & \text{otherwise}\end{cases} \tag{2.65a}$$

$$C_{ij}(t)=\begin{cases}X_{ij}(t)/\bar{\mu}_{ij} & \text{if } X_{ij}(t)>0 \text{ or } \lambda_{ij}(t)>\bar{\mu}_{ij}\\ 0 & \text{otherwise}\end{cases} \tag{2.65b}$$

つまり，待ち行列が存在せず（待ち行列リンク内の車両存在台数 $X_{ij}(t)$が 0），かつ流入率が$\bar{\mu}_{ij}$を越えない状態では，流入フローは流入時と同一の流率で直ちに出ていく．しかし，そうでない場合には流出率は最大流出率$\bar{\mu}_{ij}$となる．このモデルでは，待ち行列内の存在台数$X_{ij}(t)$は時刻 t よりも後の流入フローには依存しない．なぜなら，$X_{ij}(t)$は，式(2.61c)の状態方程式で決まるが，式(2.65a)の流出モデルでは，$L_{ij}(t)$が時刻 t よりも後の流入フローには依存しないからである．したがって，このモデルではリンク走行時間 $C_{ij}(t)$もまた，時刻 t よりも前の時刻までの流入率のみの関数であり，時刻 t よりも後の流入フローには依存しない．

なお，起点別の流出率は，式(2.62c)と(2.65)から得られる関係式，

$$\mu_{ij}^{d}(t+C_{ij}(t))=\begin{cases}\bar{\mu}_{ij}\dfrac{\lambda_{ij}^{d}(t)}{\sum_{d'}\lambda_{ij}^{d'}(t)} & \text{if } X_{ij}(t)>0 \text{ or } \lambda_{ij}(t)>\bar{\mu}_{ij}\\ \lambda_{ij}^{d}(t) & \text{otherwise}\end{cases} \tag{2.66}$$

によって評価される．

(4) 基本的な配分原則とその定式化

ここでは、これまで述べた条件に加えて，動的な経路選択／配分原則を導入し，固定需要型の動的配分モデルを考える．動的配分モデルでは，時間軸を考慮した利用の行動／中央センターの制御原則を考えることとなるため，原理的には極めて多岐にわたる配分原則が考えられる．また，実証的な面からも，現状では利用者の時々刻々の経路選択行動が明確化されているとは言い難く，また高度交通情報システムが導入されるような将来時点での利用者行動も未だ不明である．そこで，以下では考え得る各経路選択行動／配分原則に対するベンチマークとなると考えられる基本的な 3 種類の配分原則について述べる．

静的な交通配分モデルにおける最も基本的な配分原則は，システム最適（SO: System Optimal）配分と利用者均衡（UE: User Equilibrium）配分である．SO は完全に全てのフローを制御可能な中央制御センターの存在を想定した場合の規範的モデルであり，UE は全ての利用者の完全行動を想定した場合の記述的モデルである．

動的なネットワーク・フローについても，上の 2 つに対応した配分原則を考えることができる．実際，SO に対応した動的配分原則としては，動的システム最適（DSO: Dynamic System Optimal）配分が従来から提案されている．また，UE 配分に対応した動的配分原則としては，動的利用者最適（DUO: Dynamic User Optimal）と動的動的利用者均衡（DUE: Dynamic User Equilibrium）配分の 2 種類が考えられている．DUO は，“適応型利用者最適配分”，DUE は “予測型利用者最適配分” と呼ばれることもある．

(a) DSO 配分

この配分原則は，ある計画時間帯におけるネットワークシステム全体での総走行費用を最小化するような時々刻々のフロー・パターンを求める配分原則である．つまり，システム全体の効率性を追求したときの究極点である．この配分法では，システム全体の効率性は最適化されるものの，利用者間の公平性は保証されない．

この配分原則による動的ネットワーク・モデルは，配分対象時間帯を$[0,\ T]$とすると，以下のような最適制御問題として定式化される．

$$\min_{\lambda}\sum_{d}\sum_{ij}\int_{0}^{T}C_{ij}(t)\lambda_{ij}^{d}(t)dt \qquad \text{subject to (2.60)}\sim\text{(2.66)} \tag{2.67}$$

(b) DUO 配分

この配分原則は，各リンク／ノードにいるフローを“瞬間的な最短経路”へ時々刻々配分するものである．ここで，時刻 t における“瞬間的な最短経路”とは，時刻 t に実現しているリンクコスト・パターン，$\{C_{ij}(t) \quad \forall(i,j) \in L\}$，をもとに計算される目的地までの所要時間が最小の経路である．もちろん，ネットワーク上のリンクコスト・パターンは一定ではないから，瞬間的な最短経路は時間の経過とともに変化する．その変化にともない，過去の決定とは異なった新たな瞬間的最短経路へ適応的に配分する．つまり，この配分は各瞬間の状況についてのみ完全な情報をもつ各利用者が，時々刻々，将来変化の先読みはせず，近視眼的に意志決定を行うと考えた場合のフロー・パターンとみなすことができる．ただし，その逐次的な“最適”決定経路が事後的にみたときの“真の最小所要時間経路”になっている保証はない．

各時刻 t においてフローが“瞬間的”最短経路上に流れるための条件を式で表すと，

$$\begin{cases} \lambda_{ij}^{d}(t)\{C_{ij}(t) - \pi_i^d(t) + \pi_j^d(t)\} = 0 \\ C_{ij}(t) - \pi_i^d(t) + \pi_j^d(t) \geqq 0 \qquad \forall(i,j) \in L, \quad \forall d \in S \\ \lambda_{ij}^{d}(t) \geqq 0 \\ \text{and (2.60)}\sim\text{(2.66)} \end{cases} \tag{2.68}$$

を満たす(λ, π)が各時刻 t に存在することである．ここで，$\pi_{ij}^{d}(t)$は時刻 t に実現しているリンクコスト・パターンで計算されるノード i から終点 d までの最短所要時間を意味している．つまり，式(2.68)はノード j がノード i から終点 d までの“瞬間的な最短経路”上にあれば，リンク(i,j)にはフローが流れ，そうでないなら流れないことを意味している．

(c) DUE 配分

この配分原則は，静的な利用者均衡配分原則を動的な場合へ拡張したものである．すなわち，全ての瞬間における全ての利用者が選択した経路が事後的にみても真の最短経路となっているようなフロー・パターンを求めるものである．換言すると，各瞬間において同一起終点をもつ利用者間では，どの経路を走行する利用者も結果的には所要時間が同じくなるような配分パターンである．この配分法は，DSO のようにシステム全体での効率性が最適化されるわけではないが，利用者にとって最も不満のないものとなる．

各時刻 t においてフローが“事後的に最短経路上に流れるための条件は，

$$\begin{cases} \lambda_{ij}^{d}(t)\{C_{ij}(t) - \tilde{\pi}_i^d(t) + \tilde{\pi}_j^d(t + C_{ij}(t))\} = 0 \\ C_{ij}(t) - \tilde{\pi}_i^d(t) + \tilde{\pi}_j^d(t + C_{ij}(t)) \geqq 0 \qquad \forall(i,j) \in L, \quad \forall d \in S \\ \lambda_{ij}^{d}(t) \geqq 0 \end{cases} \tag{2.69}$$

and (13.1)～(13.17)

を満たす$(\lambda, \tilde{\pi})$が各時刻tに存在することである．式(2.69)は式(2.68)と類似した相補性条件となっている．しかし，DUEではノードjでの$\tilde{\pi}_j^d$が時刻tではなく，時刻$t+C_{ij}(t)$に評価されたものとなっている点でDUOとは意味が大きく異なっている．この時刻$t+C_{ij}(t)$とは，時刻tにノードiにいた車がリンク(i, j)を通過して実際にノードjに到着する時刻である．したがって，式(2.69)は時刻tにリンク(i, j)にフローが流れるのは，ノードiにいた車が実際に終点に行くまでに経験する所要時間で評価した最短経路上にリンク(i, j)がある場合に限られることを意味している（図-2.10）．このような条件が任意の時刻，任意のリンクで成立しているということは，自分が終点へ到着するまでに将来経験する所要時間を完全に予測していることに相当する．DUEが“予測的利用者最適”と呼ばれることもあるのは，このためである．

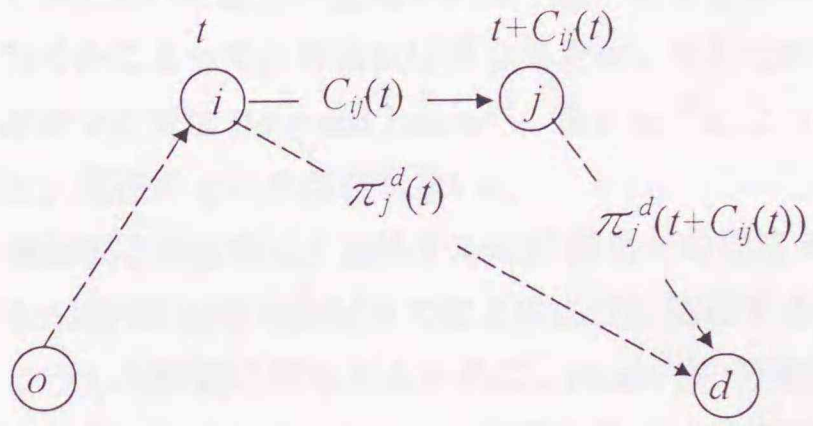


図-2.10　将来を完全に予測した最短経路条件

2.4　交通量配分モデルの特徴および課題

近年めざましい発展をみせている標準的な利用者均衡配分モデルは，その効率的解法についても研究開発か進み，今や実用的な配分モデルとなりつつある．この利用者均衡配分モデルは従来広く用いられてきた非均衡型配分モデルに比べて以下のような特徴をもつ．

1) 交通ネットワーク上でドライバーが経路選択を行うとき，「自己にとって最短な経路を選択する」という常識的でかつ普遍的な交通行動に立脚し，リンクコスト関数を介して，交通ネットワーク上で需要と供給が均衡する状況を理論的に求める利用者均衡配分モデルは理論が明快であり，説得力をもつ．

2) 均衡解は理論解として求められるから，配分計算の前提条件が同じであれば誰が計算しても常に同じ結果が得られるため，信頼性がある．これに対し非均衡型配分では経験に基づくところが多く，たとえば分割配分法では，需要交通の分割方法などによって配分結果が影響を受ける．

3) 均衡理論に基づく配分モデルであるから，理論モデルとしての発展性があり，すでにモデルの精緻化と一般化が進められて，特徴のある多様な均衡配分モデルが開発されてい

る．また単に交通分野だけでなく，広く経済社会分野を含む均衡問題へも発展可能性をもつ．

4) 利用者均衡配分モデルは単に理論性があるばかりでなく，同時に配分計算の予測精度の向上が期待できる．特に混雑した交通流を対象とする配分計算では，非均衡配分より精度の良い結果を得ることが明らかにされている．

このように，利用者均衡配分モデルは非均衡型配分モデルに比べて利点を多くもっている．一方，依然として課題も残されている．その課題として以下のような点が挙げられる．

1) 分析上は，配分対象となる地域を含む周辺地域全ての道路，交差点をもれなく配分対象ネットワークに拾い上げることが望ましいが，データ入力の手間や計算時間の増大とのトレードオフの関係にある．したがって通常は，配分目的に応じた道路網の作成，域外地域からの特定アクセスリンクの抽出による配分対象ネットワークの集約化を行う．この際，セントロイドにおいて全ての交通が発生・集中すると仮定する．これらの集約化をどの程度まで行うかによって分析精度は異なるため，集約化の程度が問題となる．これについての実証的な研究は Bovy and Jansen[21]，溝上ら[22]によって行われているが，決め手となる方法は，現在のところ存在しない．

2) 分析対象地域と隣接する周辺地域を連絡する道路網をどの程度モデル化するか，また，域外－域外，域外－域内交通を均衡配分ではどのように処理するかが実際の交通配分では問題となる．こうした問題に対処するために，Hearn[23]の分解定理による方法や多段階配分法[24]などが提案されている．しかし，前者の方法は日本において実証研究がなされてはいなく，多段階配分が多く適用されている．

3) リンクパフォーマンス関数は，交通量配分をどのような目的で利用するかによって，そのもつ意義が異なってくる．そのため，特に都市内交通を対象とする場合は，経路所要時間に占める交差点遅れの影響は大きいため，交差点のモデル化が重要な課題となっている．動的モデルでは交差点での遅れは考慮される構造となっているが，信号制御変数が内生化されていなく，十分なモデル構造にはなっていない．さらに，DUE モデルでは，現実的なネットワークにおける計算（多起点・多終点の OD 交通をもつような場合）は，解くことができないという課題も残されている．交差点を詳細に分析した Meneguzzer[18] や Walting[25]のモデルは，信号交差点の影響を交通量配分にとりいれている．しかし，交差点容量解析[26]によってあらかじめ飽和交通流率を算定して，交差点遅れを表現する必要がある．しかし，交差点遅れは，飽和交通流率や交通の到着分布における変動の影響を受ける[27]ため，その推定にはこうした要因に対する調整プロセスが必要である．

4) 実際の道路ネットワークにおいて配分計算を行うとき，交通規制を表現する必要がある．しかし，これまで交通規制を表現するための，適切なデータ構造やアルゴリズムが確立されていなかった．交通規制は，都市部における交通の円滑化を図るために有効な対策であり，配分結果に与える影響は大きい．従来の方法では，1 つの信号交差点ノードを

8 個のダミーノードと 16 本のダミーリンクで表現することによって [28]複雑な交通規制（たとえば，交差する道路が一方通行ではないときの，右折禁止等）を表現していた．こうした方法では，ネットワークデータの入力作業が繁雑となり，膨大な時間を必要とする．また，配分計算の効率性も著しく低下すると考えられる．こうした理由から，交通規制を表現するのに適切なデータ構造やアルゴリズムを適用した交通量配分モデルの開発が重要な課題である．

2.5 本研究の対象範囲

本研究の対象は，確定的利用者均衡配分をとりあげ，前節で述べた交通量配分モデルの課題のうち，3)と 4)，すなわちリンクコスト関数の一般化（交差点遅れのモデル化）と，実用的なモデルとして必要な，さまざまな交通規制を表現可能なモデルの構築を行うことである．また，課題 1)と 2)については，多段階配分法を適用することによって，対応することにする．

リンクコスト関数の一般化，すなわち交差点遅れのモデル化を図った交通量配分法は，これまでもいくつか提案されている．一方，こうしたリンクコスト関数の一般化を図るとき，①交差点コスト関数の漸近化，②解の一意性・安定性の問題，③交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズム必要性というの 3 点の問題を克服しなければならない．これまでに提案されてきたモデルは，これらの問題点に対して簡略的な対処を行ったものであり，十分なものとはなっていない．これらの問題点の所在とその対応策については，3 章以降で述べることにする．

第 2　章参考文献

1) 土木学会：交通ネットワークの均衡分析 －最新の理論と解法－，1998

2) 第四版土木計画ハンドブックII，pp.2466～2465，1989

3) Moore E.F. : The shortest path through a maze, Proceeding of the International Symposium on the Theory of Switching, Part II, Harvard University, Cambridge, MA, 1957

4) Dantzig .G.B.: On the shortest route through a network, Management Science 6, pp.187～190, 1960

5) Wardrop .J.G.: Some theoretical aspects of road traffic research, Proceeding of the Institute of Civil Engineers, Part II, pp.325～378, 1952

6) Nash .J.: Non-cooperative games, Annals of Mathematics 54, pp.286～295, 1951

7) Braess .D.: Uber ein Paradox der Verkehrsplannung, Unternehmenstorchung 12, pp.258～268, 1968

8) Smith .M.J.: In a road network, increasing delay locally can reduce delay globally, Transportation Research 12, pp.419～422, 1978

9) Beckman et al: Studies in the Economics of Transportation, Yale University Press, New Haven, CT, 1956

10) Jorgensen .N.O.: Some aspects of the urban traffic assignment problem, master's thesis Institute of Transportation and Traffic Engineering, University of California, Berkelay, CA, 1963

11) Murchland .J.D.: Road network traffic distribution in equilibrium, Conference Paper, Mathematical Methods in the Social Sciences, Mathematiches Forschungsinstitut, Oberwolfach, West Germang, 1969

12) Gartner .N.H.: Optimal traffic assignment with elastic demands, a review part II, algorithmic approaches, Transportation Science 14, pp.192～208, 1980

13) Danganzo .C.F. and Y. Sheffi: On stochastic model of traffic assignment, Transportation Science 11, pp.253～274, 1977

14) Fisk .C.: Some developments in equilibrium traffic assignment, Transportation Research 14B, pp.243～245, 1980

15) 秋山孝正: ファジィ経路情報に基づくネットワーク解析，土木学会論文集，No449/Ⅳ-17，pp.145～154，1992

16) Daferms .S.C.: The traffic assignment model with applications to two-way traffic, Transportation Science 5, pp.366～389, 1971

17) Daferms .S.C.: The traffic assignment problem for multiclass-user traffic networks, Transportation Science 6, pp.73～87, 1972

18) CLAUDIO MENEGUZZER : AN EQUILIBRIUM ROUTE CHOICE MODEL WITH EXIPLICIT TREATMENT OF THE EFFECT OF INTERSECTIONS, TRANSPORTATION

RESERCH Vol. 29B, No. 5, PP329～356, 1995
19) 赤松隆：交通流の予測・誘導・制御と動的なネットワーク配分理論，土木計画学研究・講演集 18(2)，pp.23～48
20) 藤田素弘他：時間帯別交通量配分モデルの開発と実用化に関する研究，土木学会論文集 389，pp.111～119，1988
21) Bovy .P.H.L. et al: Spatial aggregation effects in equilibrium and all-or-nothing assignment, Cambridge, Transportation Research Record 931, pp.98～106
22) 溝上章史他：道路網の集約化が配分交通量の推定精度に与える影響，土木計画学研究・講演集 10，pp.377～384
23) Hearn. D.W.: Practical and theoretical aspects of aggregation problems in transportation planning models, Transportation Planning Models, North-Holland, pp.257～287
24) 朝倉康夫他：2 段階配分と OD 推計を組み合わせた道路網交通流分析手法の適用，第 17 回交通工学研究発表会論文報告集，pp185～188，1997
25) DAVID WALTING: ASYMMETRIC PROBLEMS STOCHASTIC PROCESS MODELS OF TRAFFIC ASSIGNMENT, TRANSPORTATION RESERCH, Vol. 30, No. 5, PP339～357, 1996
26) 交通工学研究会編：平面交差点の計画と設計－応用編－，交通工学研究会，1983
27) 鹿田成則他：信号交差点における飽和交通流率の変動の基本特性，土木計画学研究・論文集，No.14，pp.877～882，1997
28) 森津秀夫：交通ネットワーク表現と最短経路探索法，交通工学，Vol.25, No6, pp21～31, 1990

第3章

交通量配分における信号交差点の問題

3.1 概説

平面交差点は，道路ネットワークのボトルネックとなるものであり，特に都市部においては，交通のサービス水準に与える影響は大きく，交通渋滞，交通事故といったさまざまな交通問題の原因となっている．本章では，平面交差点部における交通容量の議論を通して，交通量配分法における信号交差点の問題点を整理した．はじめに，単路部の交通容量の計算法について述べ，次に信号交差点の交通容量の計算法について述べ，それぞれの交通容量の違いを明らかにした．第 2 章で述べたように，交通量配分法における主要な計算は，OD 間の最短経路所要時間の算出である．信号交差点では，単路部と比較して交通容量が著しく減少するため，経路所要時間に占める信号交差点による遅れの影響は，特に都市部において大きくなる．その影響を考慮せずに交通量配分を行うことは，妥当性に欠けるものである．したがって，交通量配分における信号交差点のモデル化が重要となる．

3.2 道路の交通容量 [1)]

3.2.1 交通容量の考え方

道路を計画する場合，将来の需要交通量（OD 交通量）を推定し，これを将来の道路網に配分して，道路区間ごとの将来交通量（計画交通量）を推定する．この推定された交通量が，道路の交通処理能力と比較して，いかなる状況になるかを評価する．すなわち，交通量と容量の比率を表す混雑度や走行速度，さらには騒音の大きさや排ガス濃度など，さまざまな観点からの評価がなされる．このような交通状況評価を客観的に行うためには，道路の交通処理能力を合理的に算定する必要がある．

道路の交通処理能力は，一般に交通容量という言葉で表現される．交通容量に関する研究は早くからアメリカを中心になされてきたが，1950 年にハイウェイキャパシティマニュアル（Highway Capacity Manual, HCM）として集大成され，交通容量の算定法が初めて標準化された．HCM は，その後 1965 年，1985[2)]年，1994[3)]年と 3 度にわたり改訂され，今日アメリカでの実務的な手引きとして用いられているだけではなく，多くの国で交通容量を算定するときの規範ともなっている．

日本では，1960 年に道路構造令が制定され，この中で HCM の交通容量の考え方が採り入れられた．1970 年に改訂された道路構造令では，1965 年版 HCM での新しい交通容量の考え方が採用されている．その後，1982 年の道路構造令の改正を機に，日本での交通容量に関する研究成果を取り込んで，「道路の交通容量」[4)]としてマニュアル化された．このマニュアルでは，単路部や平面交差点，ランプ部，折込区間等，道路の各種構造ごとに交通容量の算定法が示されている．

交通容量とは，その道路の交通処理能力の大きさを意味するものであり，「道路の交通

容量」では，“一定の道路条件と交通条件の下で，ある一定の時間内にある道路の断面を通過することができる自動車の最大数をいう”と定義されている．ここで道路条件，交通条件がどういう場合であるかによって「基本交通容量」，「可能交通容量」，「設計交通容量」に分けられている．

基本交通容量（basic capacity）とは，道路条件，交通条件が次の基本的な条件を満足する場合であり，道路の交通容量を算定する際の基本となるものである．

［道路条件］
・車線の幅員が交通容量に影響を与えない程度に十分であること(3.50m 以上であること)．
・路側にある障害物（擁壁，電柱，ガードレール，道路標識）までの距離（側方余裕幅）が，交通容量と等しい交通量が流れているとき（交通容量時）の速度に影響を与えない程度以上であること（側方余裕が 1.75m 以上であること）．
・縦断勾配，曲線半径，視距，その他の線形条件が，交通容量時の速度に影響を与えない程度に良好であること．
［道路条件］
・交通容量を減少させるトラック等の大型車，原動機付二輪車，自転車，歩行者等を含まず，乗用車だけから構成されていること．
・交通容量時の速度に影響を与えるような速度制限がないこと．

基本交通容量は，ほぼ理想的な道路条件，交通条件下での交通容量であり，現実にはこれらの条件を満足することはまれである．現実の道路条件，交通条件の下で，ある道路の断面を通過できる乗用車の最大数を，可能交通容量（possible capacity）という．その算出は，基本交通容量に対象とする道路の現実の道路条件，交通条件の影響による補正を行って求める．

一方，設計交通容量（design capacity）とは，道路を計画・設計する場合に，その道路の種類，性格，重要性に応じ，その道路が年間を通して提供すべきサービスの質の程度に応じて規定される交通量である．その算定は，可能交通容量に，年間を通じて提供すべきサービスの質の程度（計画水準）に応じた低減率を乗じて求める．

なお，交通容量は 1 時間単位で定義されるが，車の台数を表すのに乗用車換算台数（passenger car unit）を用いており，単位は pcu/h である．

3.2.2　単路部の交通容量

(1)基本交通容量

信号，一時停止標識，踏切等の外的要因によって交通が中断することがなく，ほぼ連続的な交通流が確保される道路部分を単路部（basic segment）という．単路部の交通容量は，

道路の交通容量を考える際の基本となるものである．

多車線道路の基本交通容量は，1 車線当たり 2200pcu/h が多車線道路の基本交通容量と定められている．観測結果によれば，都市内高速道路のほうが都市間高速道路よりも一般に大きい交通量が出現しており，ほぼ都市内高速道路の最大出現交通量に近い，1 車線あたり 2200pcu/h が多車線道路の基本交通量と定められている．

2 方向 2 車線道路の基本交通容量は，往復合計で表される．これは，2 方向 2 車線道路は通常，往復別に分離されておらず，対向車線を追越のために用いており，往復合計で 2500pcu/h を基本交通量としている．

なお，1 方向道路については，多車線道路と同じく，1 車線当たり 2200pcu/h としている．

(2)可能交通容量

可能交通容量は，基本交通容量に対象とする道路の道路条件，交通条件による各種の補正率を乗じて求める．すなわち，式(3.1)から求めることになる．

$$C_L = C_B \times \gamma_L \times \gamma_C \times \gamma_I \times \cdots \tag{3.1}$$

ここで C_L, C_B はそれぞれ可能交通容量（pcu/h），基本交通容量（pcu/h）であり，γ_L，γ_C，γ_Iはそれぞれの補正率である．

多車線道路では，式(3.1)によって 1 車線当たりの可能交通容量を求め，これにその道路の車線数を乗じることによって，道路断面全体の可能交通容量が求められる．可能交通容量を実台数で表すときには，大型車による補正を行って実台数に変換する必要がある．

交通容量を低下させる要因として，次のようなものが挙げられており，それぞれの補正率が定められている．

(a)車線幅員（γ_L）

交通容量の面から，必要かつ十分と考えられる車線幅員は 3.50m であるといわれている．しかし，日本における観測結果では，車線幅員 3.25m の都市内高速道路で最大出現交通量が多く得られていることから，車線幅員が 3.25m より小さい場合に補正を行う（表-3.1）．

表-3.1　車線幅員による補正率 γ_L

車線幅員　W_L（m）	補正率　γ_L
3.25 以上	1.00
3.00	0.94
2.75	0.88
2.50	0.82

(b)側方余裕（γ_c）

車道端から路側または分離帯にあるガードレール，道路標識，樹木，駐車車両，擁壁，その他障害物までの距離を側方余裕幅という．交通容量の面から必要かつ十分と考えられる側方余裕幅は，片側につき 1.75m であるといわれているが，側方余裕幅 0.75m の都市内高速道路で，最大出現交通量が多く得られていることから，0.75m より小さい場合に補正を行う（表-3.2）．

表-3.2　側方余裕幅による補正率γ_C

側方余裕幅　W_c（m）	補正率　γ_C	
	片側だけの不足	両側不足
0.75 以上	1.00	1.00
0.50	0.98	0.95
0.25	0.95	0.88
0.00	0.93	0.82

(c)沿道状況

沿道制限されてない道路では，路地や沿道施設からの車両の流入，あるいは歩行者・自転車の飛び出し等，沿道利用に起因する潜在的な干渉による摩擦によって交通容量は減少する．また，市街地では駐車・停車が頻繁に行われるので，これによる影響も大きい．交通容量の減少の程度は通常，沿道の市街化の程度と深い関係があると考えられるので，市街化の程度に応じた補正率が定められている（表-3.3）．

表-3.3　沿道状況による補正率γ_I

(i) 駐停車の影響を考慮する必要がない場合

市街化の程度	補正率
市街化してない地域	0.95～1.00
幾分市街化している地域	0.90～0.95
市街化している地域	0.85～0.90

(ii) 駐停車の影響が考えられる場合

市街化の程度	補正率
市街化してない地域	0.90～1.00
幾分市街化している地域	0.80～0.90
市街化している地域	0.70～0.80

(d)勾配

勾配区間の影響は，特に大型車に対して大きく現れるので，通常大型車の影響に含められる．

(e)大型車（γ_T）

大型車は普通車に比べて車長が大きく，同一車間距離でも車頭距離はより大きくなる．また，勾配部では速度が低下して，交通容量を減少させる．

大型車の影響の度合いは，大型車１台が何台の乗用車に相当するかという，乗用車換算係数を用いて，交通量を乗用車換算台数（passenger car equivalent）E_Tによって示される．乗用車換算係数は大型車の混入率，車線数，勾配の程度と勾配区間の長さなどによって変化すると考えられ，以下に示す値が用いられる．ただし，交通容量を乗用車換算台数で表現するときには，大型車の影響を考える必要はない．しかし，このとき比較する交通量を乗用車換算係数を用いて乗用車換算台数に変換する必要がある（表-3.4）．

表-3.4　大型車の乗用車換算係数 E_T

勾配	勾配長 (km)	2車線道路（大型車混入率%）					多車線道路（大型車混入率%）				
		10	30	50	70	90	10	30	50	70	90
3%以下	—	2.1	2.0	1.9	1.8	1.7	1.8	1.7	1.7	1.7	1.7
4%	0.2	2.8	2.6	2.5	2.3	2.2	2.4	2.3	2.2	2.2	2.2
	0.4	2.8	2.7	2.6	2.4	2.3	2.4	2.4	2.3	2.3	2.2
	0.6	2.9	2.7	2.6	2.4	2.3	2.5	2.4	2.3	2.3	2.3
	0.8	2.9	2.7	2.6	2.5	2.4	2.5	2.4	2.4	2.3	2.3
	1.0	2.9	2.8	2.7	2.5	2.4	2.5	2.4	2.4	2.4	2.3
	1.2	3.0	2.8	2.7	2.5	2.4	2.6	2.5	2.4	2.4	2.4
	1.4	3.0	2.8	2.7	2.5	2.4	2.6	2.5	2.4	2.4	2.4
	1.6	3.0	2.9	2.8	2.6	2.5	2.6	2.5	2.5	2.4	2.4
5%	0.2	3.2	3.0	2.8	2.7	2.6	2.7	2.6	2.6	2.6	2.5
	0.4	3.3	3.1	2.9	2.8	2.7	2.9	2.7	2.7	2.7	2.6
	0.6	3.4	3.2	3.0	2.8	2.7	2.9	2.8	2.7	2.7	2.7
	0.8	3.5	3.2	3.0	2.9	2.8	3.0	2.9	2.8	2.8	2.7
	1.0	3.5	3.3	3.1	2.9	2.8	3.0	2.9	2.8	2.8	2.8
	1.2	3.6	3.4	3.1	3.0	2.9	3.1	3.0	2.9	2.9	2.8
	1.4	3.6	3.4	3.2	3.0	2.9	3.1	3.0	2.9	2.9	2.8
	1.6	3.7	3.4	3.2	3.1	2.9	3.2	3.0	3.0	2.9	2.9
6%	0.2	3.4	3.2	3.0	2.8	2.7	2.9	2.8	2.7	2.7	2.7
	0.4	3.5	3.3	3.1	3.0	2.9	3.1	2.9	2.9	2.8	2.8
	0.6	3.7	3.5	3.3	3.1	3.0	3.2	3.1	3.0	3.0	2.9
	0.8	3.8	3.6	3.4	3.2	3.1	3.3	3.2	3.1	3.0	3.0
	1.0	3.9	3.6	3.4	3.3	3.1	3.3	3.2	3.1	3.1	3.1
	1.2	4.0	3.7	3.5	3.3	3.2	3.4	3.3	3.2	3.2	3.1
	1.4	4.1	3.8	3.6	3.4	3.3	3.5	3.4	3.3	3.2	3.2
	1.6	4.1	3.9	3.7	3.5	3.3	3.6	3.4	3.3	3.3	3.3
7%	0.2	3.5	3.3	3.1	2.9	2.8	3.0	2.9	2.8	2.8	2.8
	0.4	3.7	3.5	3.3	3.1	3.0	3.2	3.1	3.0	3.0	2.9
	0.6	3.9	3.6	3.4	3.3	3.1	3.4	3.2	3.1	3.1	3.1
	0.8	4.0	3.8	3.5	3.4	3.2	3.5	3.3	3.3	3.2	3.2
	1.0	4.2	3.9	3.7	3.5	3.3	3.6	3.4	3.4	3.3	3.3
	1.2	4.3	4.0	3.8	3.6	3.5	3.7	3.5	3.5	3.4	3.4
	1.4	4.5	4.2	3.9	3.7	3.6	3.8	3.7	3.6	3.6	3.5
	1.6	4.6	4.3	4.0	3.8	3.7	3.9	3.8	3.7	3.7	3.6

交通容量を実台数で表示する場合には，乗用車換算台数表示の交通容量に式(3.2)に示す補正率を乗じればよい．

$$\gamma_T = \frac{100}{(100 - T) + E_T T} \tag{3.2}$$

ここで，γ_T: 大型車流入による補正率，E_T: 大型車の乗用車換算係数，T: 大型車混入率 (%) である．

(f)動力付二輪車と自転車

動力付二輪車と自転車交通量については，以下に示す乗用車換算係数を用いて，交通量を乗用車換算台数に変換すればよい．しかし，交通容量を実台数で表示するときには，大型車に対するのと同様の補正を行う（表-3.5）．

表-3.5　動力付二輪車と自転車の乗用車換算係数

	車種	
地域	自動二輪車	自転車
地方部	0.75	0.50
都市部	0.50	0.33

(g)他の要因

交通容量を低下させる他の要因としては，線形，特に曲線区間やトンネル部，あるいは，その道路を利用する運転者の技量，経験の相違などが考えられるが，これらの要因の影響を定量化するには至っていない．

3.2.1　計画・設計のための交通容量

可能交通容量は，対象とする道路において実現される最大の交通量であるが，このときの交通流は不安定であり，一定の状態に長時間とどまることはできない．わずかな乱れによって渋滞に陥り，極端な遅れを伴うことがある．また，運転者は常に緊張を強いられ，走行の快適性，安全性が低下する．このように本来，利用者に提供すべきサービスの程度としては適切なものではない．また，交通量は月，日，時間帯によって常に変動しているが，計画・設計において，その道路が許容し得る交通量として，設計交通容量，設計基準交通容量，サービス交通量という考え方が用いられている．

(1)計画水準と設計交通容量

道路を計画・設計する場合に，その道路が提供すべきサービス質の程度のことを計画水準という．計画水準は，それぞれの道路の性格等に応じて 3 つのランクに分けて設定される．そして，その各ランクの計画水準ごとに低減率が定められており，これを可能交通容量に乗じて設計交通容量（design capacity）を算出する（表-3.6）．

表-3.6　計画水準

計画水準	低減率（交通量・交通容量比）	
	地方部	都市部
1	0.75	0.80
2	0.85	0.90
3	1.00	1.00

各計画水準での交通状況は次の通りである．

[計画水準 1]　計画目標年次において，予想される年間最大ピーク時間交通量が可能交通容量を越えることはない．30 番目時間交通量が流れる状態においては，ある速度（速度の自由な選択はできない）での定常的走行が可能．
[計画水準 2]　計画目標年次において，年間 10 時間程度は予想されるピーク時間交通量が可能交通容量を超え，大きな交通渋滞を発生することがある．30 番目時間交通量が流れる状態においては，一定の走行は困難となり，速度の変動が現れる．
[計画水準 3]　計画目標年次において，年間 30 時間程度は予想されるピーク時間交通量が可能交通容量と越えて，大きな交通渋滞を発生する．30 番目時間交通量が流れる状態においては，走行速度は常に変動し，停止に至ることもある．

計画水準は，交通流の円滑性，安全性等，交通工学的な観点の他，道路が国民生活や産業活動に果たすべき役割の大きさ，道路建設上の経済性との兼ね合いから定められるべきものである．

計画水準 1 は高いサービスが求められる第 1 種道路，すなわち，地方部に存在する高速自動車国道および自動車専用道路に適用し，計画水準 2 は，その他の道路に対して適用される．計画水準 3 は，その水準値が 1.0 であり，余裕がない状態の水準であって原則として適用しない．

(2)設計時間交通容量

道路設計の基礎となる交通量は，設計時間交通量（design hourly volume）であり，設計交通容量と対比させて用いられる．交通量は，路線の性格や地域によって特有の時間的な変動特性をもつ．いま，1 年間の時間交通量を大きい順に並べると，図-3.1 のような時間順位図が得られる．一般に，時間順位図では，30～50 番目付近で急に折れ曲がることが知られている．そこで，30 番目時間交通量を設計の対象とすれば，年間 30 時間程度は設計を上回る状態になるものの，残りの大部分の時間交通量をさばくことが可能となり，かつ最大交通量と比べてかなり低い交通量を設計の対象とすることができるので，経済的な設計が可能となる．このため，日本では 30 番目時間交通量を設計時間交通量とすることが標準とさ

れている．

計画交通量から設計交通量を定めるためには，交通量観測資料を用いればよいが，観測値のない路線では，計画交通量に K 値，D 値を乗じて求める．

$$\text{設計時間交通量} = \text{計画交通量} \cdot \frac{K}{100} \quad \text{（両方向合計）（台/時：2 車線道路）} \tag{3.3}$$

$$\text{設計時間交通量} = \text{計画交通量} \cdot \frac{K}{100} \cdot \frac{D}{100} \quad \text{（重方向）（台/時：多車線道路）} \tag{3.4}$$

ここで，K 値は計画交通量（年平均日交通量）に対する設計時間交通量（通常は，30 番目時間交通量）の割合で，100 分率で表されたもの，D 値は往復合計の交通量（1 時間単位）に対する重方向交通量の割合で，100 分率で表されたものであり，多車線道路に適用される．

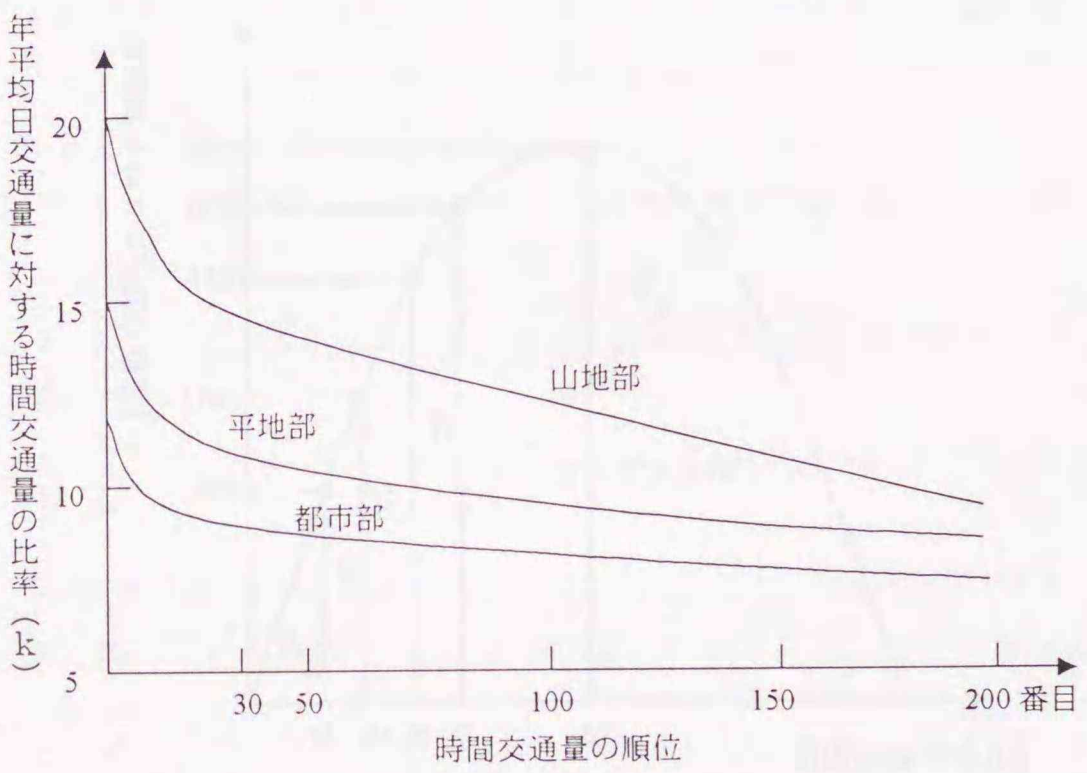


図-3.1　年平均交通量と時間交通量との関係

(3)設計基準交通量

道路構造令では，道路の車線数はその道路の計画交通量と設計基準交通量の比較によって決定することになっている．設計基準交通量とは，道路の種級区分および地形区分ごとに，標準的な道路構造と交通条件を想定した，道路の車線数の決定基準となる交通量をいう．これは，道路の交通容量は，道路条件，交通条件により変化するため，1 つの設計区間内でも各断面で値が異なるなどの理由により，標準的な道路条件と交通条件を想定して，日単位の交通量として定められたものである．

(4)サービス交通量

HCMでは，設計交通容量の代わりに，サービス交通量（service volume）という概念を用いている．道路がそのときの交通状況下において運転者に提供することができるサービスの程度をサービス水準（level of service）という．サービス水準は，道路の種別ごとに，その道路の運用状態を最もよく示す1つあるいはそれ以上の評価指標に基づいて定められている．たとえば，フリーウェイ単路部や多車線道路では交通密度が，また，幹線道路では平均旅行速度が評価指標となっている．サービス水準はAからFまでの6段階に分かれており，サービス水準Aは最良の運用状態を，サービス水準Fは最悪の運用状態を表している．あるサービス水準にある交通状況下において，交通量が増加すると，もはやそのサービス水準を保つことができなくなる．このときの限界の交通量をそのサービス水準に対するサービス交通量という（図-3.2）．

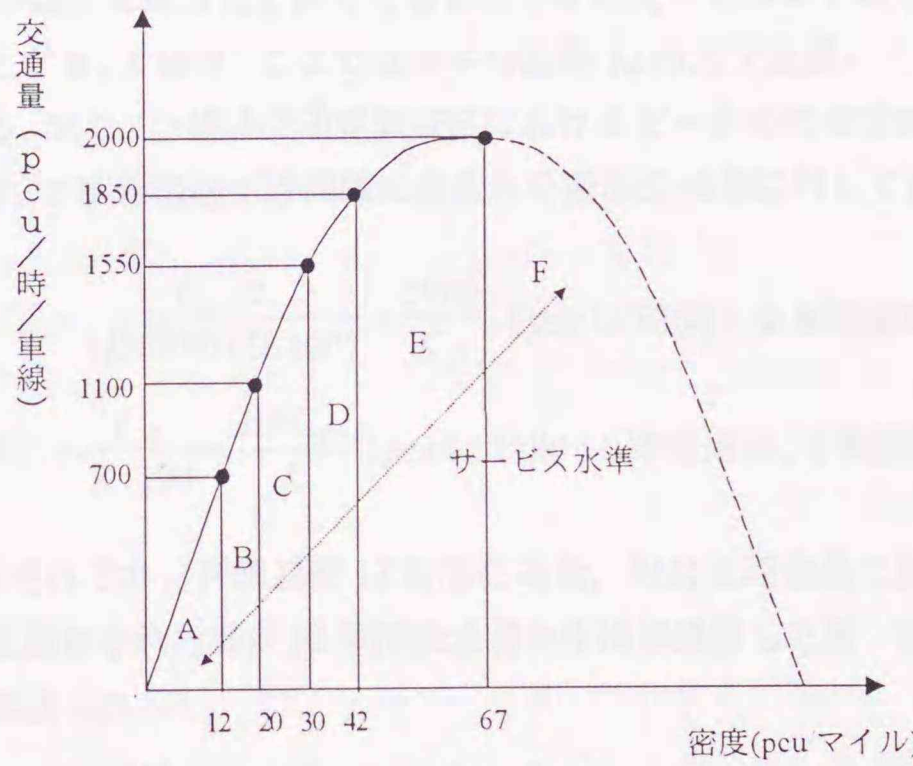


図-3.2　フリーウェイ単路部におけるサービス水準とサービス交通量（設計速度70マイル/時）

サービス交通量の概念は，1965年版HCMで初めて提唱され，1985年，1994年版HCMに受け継がれている．日本では，交通量の調査観測結果とサービス水準，サービス交通量の関係付けが十分にまとめられておらず，従来から設計交通量，設計基準交通量が用いられている．

3.2.2　道路区間の交通状況評価

道路区間における交通状況の評価項目には，円滑性，安全性，快適性，利便性，経済性，環境保全などがあるが，道路管理者の立場からは円滑性が最も重要である．交通流の円滑性をマクロ的に，しかも客観的に表現しえる指標として，日本では道路交通センサスでは，

混雑度（degree of congestion）が用いられてきた．混雑度は，当該道路区間に想定される計画水準と区間設計交通容量，ピーク率，重方向率とから求められる，1 日あるいは昼夜 12 時間の評価基準となる交通量（評価基準交通量）に対する，実際に通過した交通量の比として定義される．

評価基準交通量を求めるに当たっては，まず当該道路区間の可能交通容量を求めることが必要である．道路区間は通常，単路部と端末での信号交差点よりなるが，信号交差点が区間内の隘路となることが多い．したがって，信号交差点の交通容量と単路部の交通容量とを比較して，より小さい方の交通容量を区間の交通容量とすることが必要である．信号交差点のない道路や自動車専用道路では，単路部の交通容量を求めればよい．こうして求められた道路区間の可能交通容量に，計画水準による低減率を乗じて設計交通容量を算定する．

評価基準交通量は，設計交通容量に K 値，D 値による換算を行って算定する．すなわち，30 番目時間交通量が設計交通容量と等しくなるような状況下での年平均中間 2 時間交通量を評価基準交通量とする．K 値は，ここでは年平均昼間 12 時間交通量に対する 30 番目時間交通量の割合とする．また，D 値は交通量調査日におけるピーク時の重方向率を用いることとする．1 車線道路，2 車線道路では同様の考え方を断面交通量に対して適用する．

$$C_{12} = \frac{C_D/2}{(K/100)\cdot(D/100)} = \frac{5000}{K_D} \quad (\text{pcu/12 時間；多車線道路}) \tag{3.5}$$

$$C_{12} = \frac{C_D}{K/100} = \frac{100C_D}{K} \quad (\text{pcu/12 時間；1 車線道路，2 車線道路}) \tag{3.6}$$

ここで，C_{12}，C_Dはそれぞれ，評価基準 12 時間交通量，設計交通容量である．

混雑度は，交通量調査された昼夜 12 時間交通量を乗用車換算した後，評価基準交通量で除すことによって求められる．

$$\text{混雑度} = \frac{Q_{12}\gamma_T}{C_{12}} \tag{3.7}$$

ここで，Q_{12}は昼間 12 時間交通量である．

$$\gamma_T = (1 - T/100) + E_T \cdot T/100 \tag{3.8}$$

T，E_Tはそれぞれ，大型車混入率，大型車の乗用車換算係数である．

道路交通センサスの調査資料をもとに分析された結果によれば，混雑度が 1.0 未満の場合には，昼間 12 時間を通して道路が混雑することはなく円滑に走行可能であるが，1.0 を越えると混雑する時間が次第に増加し，1.75 以上の場合には慢性的混雑状況を呈することが明らかになっている．なお，混雑度は昼間 12 時間の交通状況を総合的に表現するものであって，個々の時刻，個々の地点での交通状況を直接表現するものではない．したがって，巨視的な道路評価にその適用を限定すべきである．

HCMでは，交通状況の評価に，道路がある状況下で運転者に提供することのできるサービスの質の程度を表すサービス水準が用いられている．

個々の道路区間における時間ごとの交通状況の評価には，サービス水準の方が適していると考えられている．日本でもHCMに準じたサービス水準の提案が行われている．

3.3 平面交差点の交通容量[1)]

3.3.1 交通容量の考え方

交差点の枝のうち，交差点に流入する交通が用いる部分を交差点流入部（intersection approach），交差点から流出する交通が用いる部分を交差点流出部（intersection exit）という．平面交差点では，同一平面を交差する 2 つ以上の交通流が使用するので，単路の場合のように，単純に 1 つの数値として交通量を定義することが困難である．また，交差点全体の交通量を定義しても，実際に混雑が問題となるのは各流入部についてであり，交差点全体での交通容量は実現象との対応がとりにくいことから，あまり意味のない数値になる可能性がある．このため，交差点での交通容量は，通常各流入部について算定される．

平面交差点での交通容量は，その交差点で採られる交通運用ならびに交通制御の方法に依存する．したがって，平面交差点の交通容量を算定するにあたっては，まずその交差点で採られる交通運用ならびに交通制御の方法を確定しておく必要がある．なお，交差点には一時停止制御交差点もあるが，交通容量が問題となるくらいに交通需要のある交差点では，一時停止制御では交通流をさばくことは不可能である．そこで，信号制御を前提としてここでは述べる．

平面交差点の交通容量は，飽和交通流率（saturation flow rate）に基づいて算定される．飽和交通流率とは，進入交差点流入部において十分長い待ち行列の車列ができているとき，青信号表示中に停止線を通過し得る最大の交通流率をいい，有効青 1 時間当たりの台数で表示される．ここで有効青時間（effective green time）とは，信号の青表示時間のうち，交通処理に有効に用いられる時間をいう．すなわち，青表示時間から発信遅れ時間による損失時間を差し引いて，また黄色にくい込んで使われる時間を加えたものとして表されるが，通常は青表示時間とほぼ等しい．

交差点流入部ごとの，実交通量または設計交通量と飽和交通流率との比率を正規化交通量という．正規化交通量の値は，その交通流に対して必要な有効青時間の比率を表すもので，1.0 以上になると，その流入部の交通流をさばくことは不可能である．

信号周期のうち，ある交通流または交通流の組み合わせに対して通行権を与える表示時間を現示という．同一信号現示の中で，同時に流れる交通流の正規化交通量のうちの最大値を現示の飽和度という．また，各現示の飽和度を合計した値を交差点の飽和度という．信号の切り替えに伴う損失時間の存在のため，交差点の飽和度は 0.8〜0.9 より小さいこと

が必要であり，1.0 を超えるとその交差点の交通量をさばくことは不可能である．

交差点の各流入部で，単位時間当たりに交通流を処理し得る時間は青時間比 $e=g/c$ に等しいから，交差点流入部の交通容量 C_I は，その飽和交通流率に青時間を乗じた値で表される（式(3.9)）．

$$C_I=S\cdot e=S\cdot g/c \tag{3.9}$$

ここで，S，c，g はそれぞれ，飽和交通流率（台/青 1 時間），サイクル長（秒），有効青時間（秒）である．

なお，専用現示のある右折および左折車線については 1 つの流入部として考え，専用車線の飽和交通流率に専用現示の青時間比を乗じて求める必要がある．流入部の交通量を流入部の交通容量で除した値を流入部の飽和度という．流入部の飽和度は 1.0 未満であることが必要であるが，1.0 に近づくと流入車の遅れ時間が急激に増大してくる．

3.3.2　飽和交流率の算定

飽和交通流率は，交差点の幾何構造や交通条件によって変化する．そのため，飽和交通流率を算定するにあたっては，類似の交差点での観測値を参考にするのがよい．それがない場合には，単路の場合と同様に，基本値に各要因の補正値を乗じて算定する．

飽和交通流率の基本値は，道路・交通条件が理想的な場合，すなわち，平坦な道路で，道路幅員，歩行者等の影響がなく，同一方向の乗用車のみで構成される場合に，一列の車列から流れる青信号 1 時間当たりの通過台数を意味するものである（表-3.7）．

表-3.7　飽和交通流率の基本値

線の種類	飽和交通流率（pcu/青 1 時間）
直進車線	2000
左折車線	1800
右折車線	1800

飽和交通流率に影響を及ぼす要因には，下の表に示すようなものがあるが，このうち周辺要因については，その影響が定かでないので，道路要因，交通要因についてのみ補正する（表-3.8）．

表-3.8　飽和交通流率に影響を及ぼす要因

道路要因	流入部幅員（車線幅員） 縦断勾配 交差点形状
交通要因	車種構成（大型車，二輪車等） 右折車 左折車 対向直進車 横断歩行者
周辺要因	地域特性（都市部・地方部） 駐停車 バス停留所

実際の車線の飽和交通流率 S_A は，一般的に式(3.10)のように表される．

$$S_A = S_B \times \alpha_W \times \alpha_G \times \alpha_T \times \alpha_{RT} \times \alpha_{LT} \text{（台/青 1 時間）} \tag{3.10}$$

ここで，S_B: 飽和交通流率の基本値（pcu/青 1 時間）であり，また α_W，α_G，α_T，α_{RT}，α_{LT} はそれぞれ各種の補正率である．

各種要因によるによる補正は次のとおりである．

(a)車線幅員による補正（α_W）

交差点での車線の幅員は 3.0m あれば十分であるので，車線幅員が 3.0m 未満の場合に補正を行う．ただし，右折専用車線では，2.75m 以上は補正率を 1.0 とする（表-3.9）．

表-3.9　車線幅員による補正率

車線幅員(m)	補正率
2.50～3.00（未満）	0.95
3.00～3.50	1.00

(b)縦断勾配による補正（α_i）

縦断勾配は車両の発進および走行速度に影響を及ぼすため，表-3.10 に示す補正を行う．

表-3.10　縦断勾配による補正率

縦断勾配(%)	補正率
−6	0.95
−5	0.96
−4	0.97
−3	0.98
−2	0.99
−1	1.00
0	1.00
1	1.00
2	0.95
3	0.90
4	0.85
5	0.80
6	0.75

(c)車種構成による補正（α_T）

飽和交通流率の基本値は乗用車換算台数に基づいているので，実台数を用いる場合には大型車流入による補正を行う．表-3.11 は，大型車の乗用車換算係数を 1.7 として算出された補正率である．

表-3.11　大型車混入による補正率

大型車混入率(%)	補正率
5	0.97
10	0.94
15	0.91
20	0.88
25	0.85
30	0.83
35	0.80
40	0.78
45	0.76
50	0.74

(d)右折専用車線と直進・右折混用車線（α_{LT}）

右折専用現示のある右折専用車線の交通容量 C_l^R は，式(3.11)で求める．

$$C_I^R = 1800\alpha_W \cdot \alpha_G \cdot \alpha_T \cdot \frac{t}{c} + K \cdot \frac{3600}{c} \tag{3.11}$$

ここで，K: 現示の変わり目（全赤表示中）にさばける右折車台数（小交差点で 2 台，大交差点で 3 台），t: 右折専用現示（青矢印）表示時間長（秒）である．式(3.11)において，第 1 項は専用現示の間に流れる交通量を，第 2 項は現示の変わり目にさばける台数を表している．

右折専用現示がない場合には，右折交通量は同じ現示で流れる対向直進車の交通量の影響を受け，交通容量 $C_I^{R'}$ は式(3.12)で表される．

$$C_I^{R'} = 1800\alpha_W \cdot \alpha_G \cdot \alpha_T \cdot f \cdot \frac{S^{OP}g - q^{OP}c}{S^{OP} - q^{OP}} \cdot \frac{1}{c} + K \cdot \frac{3600}{c} \tag{3.12}$$

ここで，S^{OP}，q^{OP}，fはそれぞれ，対向流入部の飽和交通流率（台/青 1 時間），対向直進交通量（台/h），対向直進交通量が q^{OP} のとき，右折車が通過できる確率であり，表-3.12 で与えられる．ただし，$q^{OP}>1000$ の場合には，右折車は青表示時間の間には通過できないものとし，$f=0$ となる．

表-3.12　fの値

q^{OP}（台/h）	0	200	400	600	800	1000
f	1.00	0.81	0.65	0.54	0.45	0.37

式(3.12)で，$(S^{OP}g - q^{OP})$ $(S - q^{OP})$は，1 サイクル時間のうち対向直進交通が飽和していない時間であり，したがって，第 1 項は対向交通流の間隙を利用して流れる右折車の平均さばけ台数を表している．また第 2 項は，信号の変わり目にさばける右折台数を表している．

直進・右折混用車線では，直進車として右折車による影響を補正して飽和交通流率を求める．まず，右折車の直進車換算係数 E_{RT} を式(3.13)より求める．

$$E_{RT} = \frac{2000g/c}{1800f(S^{OP}g - q^{OP}c)/\{c(S^{OP} - q^{OP})\} + 3600K/c} = \frac{1.1}{f(S^{OP}g - q^{OP}c)\{g(S^{OP} - q^{OP})\} + 2K/g} \tag{3.13}$$

次に右折車混入による補正率 α_{RT} を式(3.14)によって求める．

$$\alpha_{RT} = \frac{100}{(100 - R) + E_{RT}R} \tag{3.14}$$

ここで，R は右折車混入率である．

(e)左折専用車線と直進・左折混用車線（α_{LT}）

左折専用現示のある左折専用車線では，その飽和交通流率は交差点形状などの道路要因のみの影響を受ける．一般に，転向角が大きければ，特に転向角による補正は必要としない．左折専用現示のない左折専用車線の場合には，横断歩行者との交錯による補正を行う．このときの交通容量 C_I^L は式(3.15)で与えられる．

$$C_I^L = 1800\alpha_W \cdot \alpha_G \cdot \alpha_T \cdot \frac{(1-f_P)g_P + (g-g_P)}{c} \tag{3.15}$$

ここで，g_p，f_p はそれぞれ， 歩行者用青時間（$g_p \leqq g$），横断歩行者によって，その青信号時間のうち左折車の通行が低減する割合である（表-3.13）．

表-3.13　左折専用車線の横断歩行者による低減率 f_P

横断歩道長 (m)	サイクル長 (秒)	歩行者交通量（往復合計，人/サイクル）			
		5	20	40	60
20	60	0.27	0.63	0.75	0.82
	90	0.18	0.51	0.74	0.81
	120	0.13	0.45	0.71	0.81
30	60	0.21	0.60	0.73	0.83
	90	0.17	0.48	0.72	0.81
	120	0.12	0.45	0.69	0.78
40	60	0.14	0.51	0.72	0.81
	90	0.14	0.49	0.67	0.80
	120	0.13	0.43	0.64	0.74

*青時間比 $e=0.5$ として求めた値

直進・左折混用車線の飽和交通流率は，左折の場合と同様に，まず左折車の直進換算係数 E_{LT} を求め，次に左折車の混入による補正率 α_{LT} を求めればよい．

$$E_{LT} = \frac{2000g/c}{1800\{(1-f_p)g_p + (g-g_p)\}/c} \tag{3.16}$$

$$\alpha_{LT} = \frac{100}{(100-L) + E_{LT}L} \tag{3.17}$$

ここで，L は左折車混入率である．

3.3.3 計算例

図-3.1 のような，平坦な十字交差点での交通容量を算定する．設計交通量は図-3.3 に示す

とおりで，大型車混入率は 5%とする．信号現示は 3 現示表示とし，サイクル長は 70 秒，各現示の青時間は，g_1＝43 秒，g_2＝5 秒，g_3＝21 秒とする（図-3.4）．なお，ここでは横断歩行者の影響は考慮しないことにする．

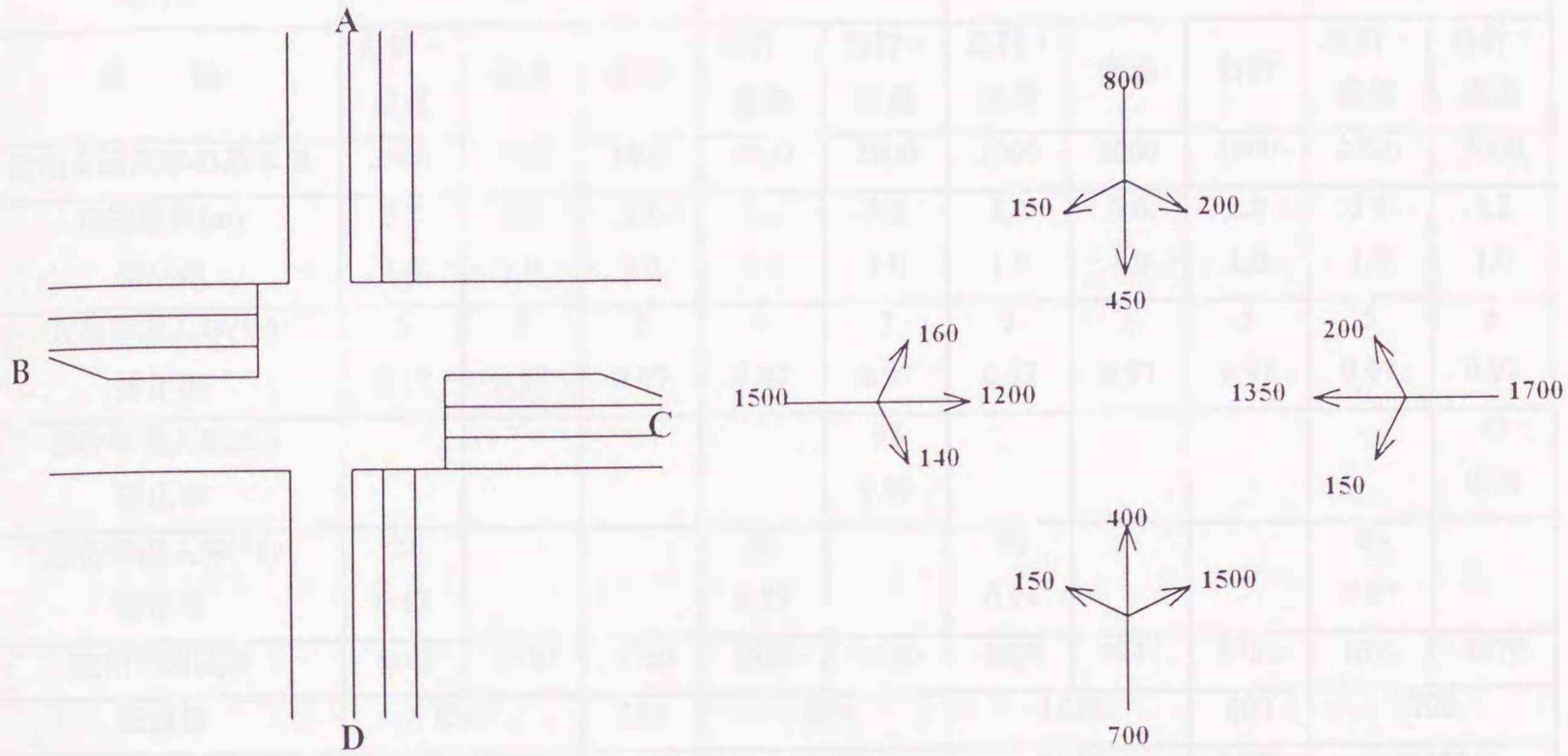


図-3.3　交差点の形状と設計交通量

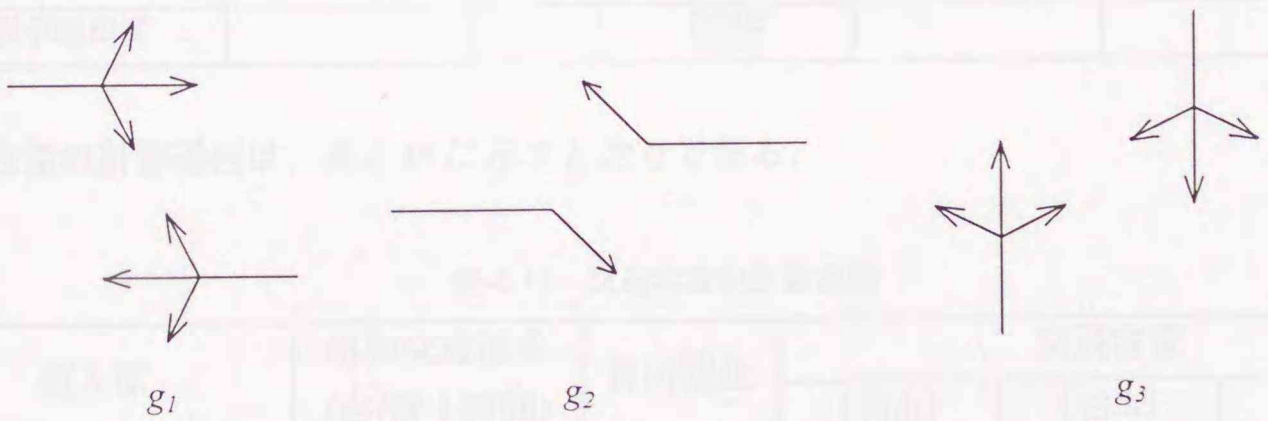


図-3.4 信号の現示

表-3.14 に飽和交通流率，正規化交通量の計算過程を示す．

表-3.14　飽和交通流率，正規化交通量の計算過程

流入部	A			B		C			D	
車　線	左折・直進	直進	右折	左折・直進	右折・直進	左折・直進	直進	右折	左折・直進	右折・直進
飽和交通流率の基本値	2000	2000	1800	2000	2000	2000	2000	1800	2000	2000
車線幅員(m)	3.2	3.0	2.8	3.2	3.2	3.2	3.0	2.8	3.2	3.2
補正率	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0	1.0
大型車混入率(%)	5	5	5	5	5	5	5	5	5	5
補正率	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97	0.97
右折車混入率(%)					38					43
補正率					0.80					0.76
左折車混入率(%)	24			50		20			43	
補正率	0.93			0.85		0.94			0.87	
飽和交通流率	1800	1940	1750	1650	1550	1820	1940	1750	1690	1470
交通量	1360		140	800		1500		200	700	
正規化交通量(q S)	0.364		0.021	0.250		0.400		0.056	0.222	
第 1 現示飽和度	0.364					0.400				
第 2 現示飽和度			0.021					0.056		
第 3 現示飽和度				0.250					0.222	

交通容量の計算過程は，表-3.15 に示すとおりである．

表-3.15　交通容量の計算過程

流入部		飽和交通流率 (台/青 1 時間)	青時間比	交通容量		
				(台/h)	(台/h)	(pcu/h)
A	直進・左折	3740	0.486	1820	2050	2110
	右折	1750	0.071	230		
B	直進・左折・右折	3200	0.300	960	960	990
C	直進・左折	3760	0.486	1830	2060	2120
	右折	1750	0.071	230		
D	直進・左折・右折	3160	0.300	950	950	980

さらに，同じ条件で交通容量を単路部として求め，信号交差点の交通容量と比較したものを表-3.16 に示す．ここで，流入部 B および C は右折専用レーンがあるが，単路部の交通容量ではこれを考慮しないで，すべての流入部を片側 2 車線として計算している．

表-3.16　交通容量の比較

流入部	交通容量（台/h）	
	信号交差点	単路部
A	2050	4628
B	960	4628
C	2060	4628
D	950	4628

表-3.16 に示すように，信号交差点の交通容量は単路部の半分以下となることがわかる．このことからも，信号交差点が交通ネットワークのボトルネックとなることが推測できる．

3.3.4　信号交差点の交通状況評価

HCM[2), 3)]では，信号交差点のサービス水準を交差点遅れによって評価している．交差点での交通容量は，その交差点の幾何構造の他，信号制御方法パラメータにも依存しているので，交差点全体での交通容量を一定の値として求めることができない．このため，交通容量はサービス水準には関係しているが，直接にサービス水準と関連づけることは困難である．むしろ利用者としては，交差点での停止に関心があり，交差点遅れの方が感覚的に理解しやすいサービス指標であると考えられる．このため，15 分間の解析時間帯における 1 台当たりの平均交差点遅れによってサービス水準を評価している．サービス水準の基準は，表-3.17 に示すとおりである．

表-3.17　信号交差点のサービス水準の基準

サービス水準	1 台当たりの停止遅れ（秒）
A	≦5.0
B	5.1～15.0
C	15.1～25.0
D	25.1～40.0
E	40.1～60.0
F	＞60.0

3.4　交通量配分における信号交差点の問題

信号交差点における交通容量は，さまざまな要因の影響を受け，表-3.16 に示したように，単路部における交通容量に比べて大幅に減少する．さらに，その減少幅は信号交差点における進行方向によって異なる．直進車線の交通容量は，左折車線および右折車線よりも大きく，右折車線については対向直進交通の影響も大きく受けるため，左折車線の交通容量よりも小さくなる．したがって，一般的には，

直進車線の交通容量＞左折車線の交通容量＞右折車線の交通容量

の関係が成立する．その結果，信号交差点のサービス水準である交差点遅れ，一般的に以下に示す関係が成立する．

直進車線の遅れ＜左折車線の遅れ＜右折車線の遅れ

これまで，さまざまな交通量配分の拡張モデルが開発されてきたが，そのほとんどのモデルでは，信号交差点の影響は考慮されていなかった．すなわち，信号交差点を立体交差のように停止することなく通過できると仮定し，単路部の交通容量に対する交通量の比率からBPR関数を用いてリンクコストを求めることで，経路所要時間を求めている．こうしたモデルは，都市部というより都市間交通といったマクロ的な道路ネットワークを対象とした配分モデルといえる．しかしこれまで，都市部といった全く特性が異なる道路ネットワークにも広く適用され，道路ネットワークの計画・設計がなされてきた．

これまで開発された多くの交通量配分モデルにおいて，信号交差点の影響が反映されなかったのは，主に2つの理由がある．第1の理由は，信号交差点を詳細に表現すると，ほとんどの場合，解くことが困難である[5]モデルとなるためである．たとえば，右折車のリンクコストが対向直進車の影響を受けるようなモデル構成にすると，リンクコストに相互干渉があるため，ほとんど解くことはできない．

第2の理由は，先述の理由よりは深刻ではないが，交差点遅れを考慮した適切な最短経路探索アルゴリズムがこれまで開発されてこなかったことである．従来の最短経路探索法を適用して，信号交差点での進行方向によって異なる交差点遅れを表現したネットワーク上で探索を行うときは，非常に煩雑なネットワーク表現を行う必要がある[6]．このことも，1つの理由として挙げられる．

一方，厳密な信号交差点の影響は考慮されていないが，簡略的にその影響を扱うモデルも開発されてきた．これは，信号交差点交通容量に漸近するリンクパフォーマンス関数を用いる方法[7),8)]と付加的な制約条件をもつ交通量配分モデルを解く方法[5)]の2つのアプローチ法に分類できる．このいずれのアプローチ法も信号交差点の特性（信号制御パラメータ等）を表現しているものではなく，便宜的な対処を行ったモデルとして位置づけられる．

さらに発展させたモデルとしては，交通容量解析を組み，交差点遅れを考慮するモデル[9)]や交差点の詳細表現を行ったモデル[10),11)]も開発されている．しかし，こうしたモデルの問題点としては，同種の信号交差点において，すべての進行方向で一律の交差点遅れ関数を用いているか，または，一律の交差点遅れを再現していることである．こうしたモデルでは，各信号交差点における制御特性が反映された配分結果を得ることはできないという問題が未だ残されている．

経路所要時間を重要な情報として計算を行う交通量配分では，その影響を考慮するか否かで配分結果は異なり，当然，その影響を考慮した配分計算の方がより信頼性があると考えられる．また，特に都市内交通を対象として配分計算を行う場合は，経路所要時間に占める交差点遅れが支配的である場合が多く，信頼性のある分析を行う上で，信号交差点の

詳細かつ現実的なモデル化が重要な課題である．

さらに，交差点の詳細なモデル化を行うとき，交差点での進行方向を区別する必要があるが，これによって，モデル中において複雑な交通規制の表現も可能になるというメリットがある．

第3章　参考文献

1）　佐佐木綱監修：交通工学，オーム社，1992

2）　Transportation Research Board: Highway Capacity Manual, Special Report 209, 1985

3）　Transportation Research Board: Highway Capacity Manual, Special Report 209, 1994

4）　日本道路協会編：道路の交通容量，1984

5）　土木学会：交通ネットワークの均衡分析　－最新の理論と解法－，1998

6）　森津秀夫：交通ネットワーク表現と最短経路探索法，交通工学，Vol.25, No6, pp21～31, 1990

7）　Daganzo. C.F.: On the traffic assignment problem with flow dependent cost-Ⅰ, Transportation Research 11, pp.433～437, 1977

8）　Daganzo. C.F.: On the traffic assignment problem with flow dependent cost-Ⅱ, Transportation Research 11, pp.439～441, 1977

9）　高山純一他：信号交差点を組み込んだ時間交通量配分法の改良について，土木計画学研究・講演集，No.16(1)，pp.981～986

10）CLAUDIO MENEGUZZER : AN EQUILIBRIUM ROUTE CHOICE MODEL WITH EXIPLICIT TREATMENT OF THE EFFECT OF INTERSECTIONS, TRANSPORTATION RESERCH Vol. 29B, No. 5, PP329～356, 1995

11）DAVID WALTING: ASYMMETRIC PROBLEMS STOCHASTIC PROCESS MODELS OF TRAFFIC ASSIGNMENT, TRANSPORTATION RESERCH, Vol. 30, No. 5, PP339～357, 1996

第4章

ファジィ関数による交差点遅れ推計式の構築

4.1 概説

本章では，はじめに既存の交差点遅れ推計式を Webster の式として知られている，①流入交通量が交差点交通容量未満のときを扱う基本式，②流入交通量が交差点交通容量を上回ったときを扱う過飽和式，③これらの式を統合した中間式として体系化した．次に，ファジィ関数による交差点遅れ推計方法について述べた．交差点遅れは，流入交通における到着分布の変動により，飽和交通流率が変化するため，交差点遅れはその影響を受けて異なる値をとる．既存の交差点遅れ推計式では，こうした交通における到着分布の影響は考慮されていない．一方ファジィ関数による推計式では，こうした影響に対する調整プロセスを有するため，交差点遅れの計測を行うことにより，適切な交差点遅れを推計することが可能であることを示した．また，推計方法も厳密な交通容量解析を必要としないためシンプルであり，交通量配分といった他の手法と組み合わせることを想定すると，適用可能性の高い推計式であることを示した．

4.2 既存式

4.2.1 基本式[1)]

ある交差点流入部での１つの現示における交通流の流出台数と時間の関係を示すと図-4.1のようになる．

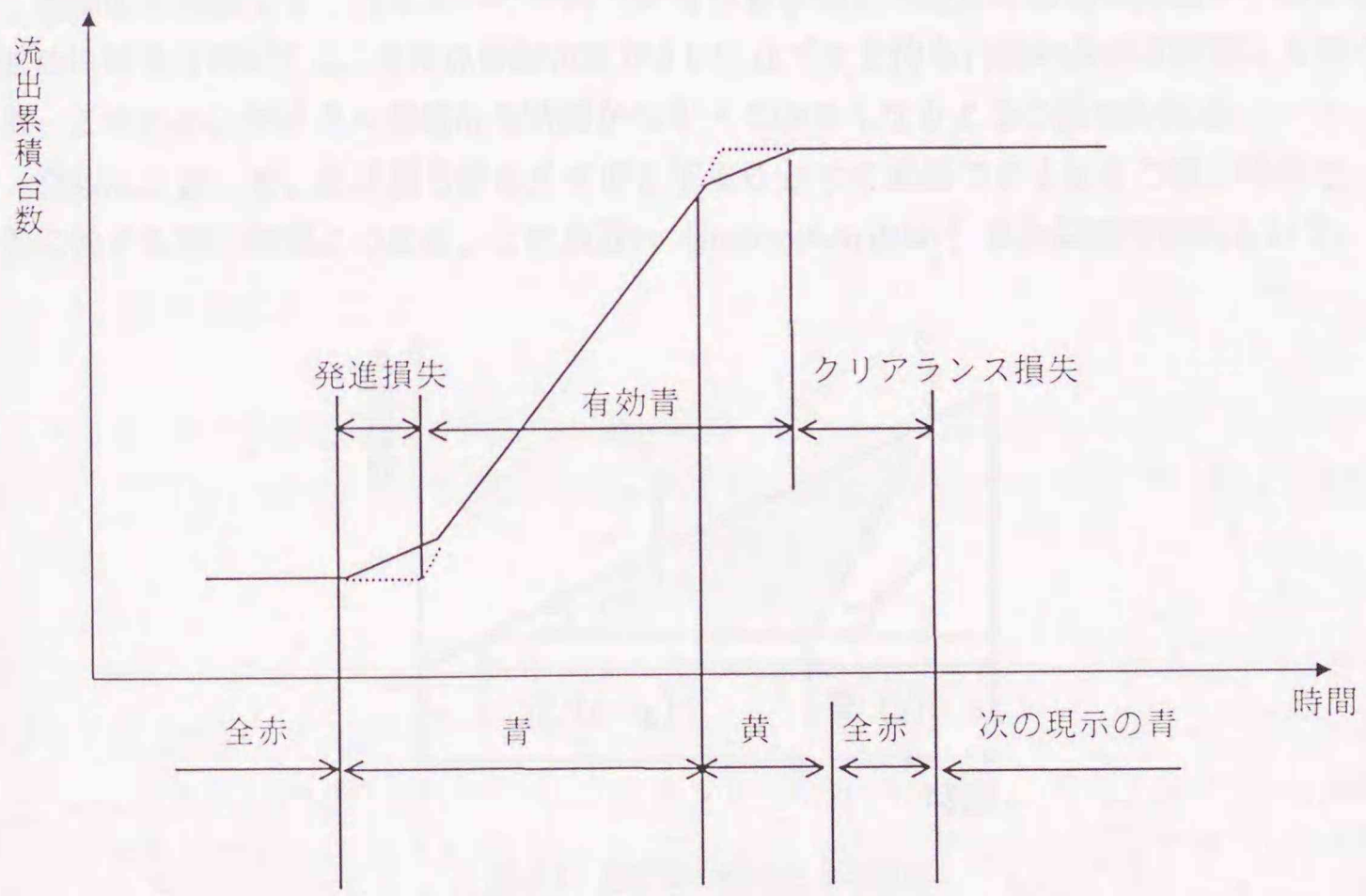


図-4.1　１つの現示での損失時間

青開始時間から次の現示の青開始時間までの間で，交通流の流出に有効に使われない損失時間には，発進損失（starting delay）とクリアランス損失（clearance time）とがある．発進損失は，青信号開始時にすぐには飽和交通流率で流れ始めないことによる損失時間である．クリアランス損失は，現示の切り換え時に交差する車両が衝突しないように，交差点内の車両を一掃するのに伴う損失である．通常の平坦な交差点では，発進損失は 2 秒前後，クリアランス損失は交差点の大きさによって変わるが，3〜5 秒程度である．ある現示の表示時間から発進損失とクリアランス損失を差し引いた残りが有効青時間であるが，通常青表示時間にほぼ等しい．

現示の飽和度は，それぞれの現示で最低限必要な有効青のサイクルに対する割合に等しい．したがって，交差点の設計交通量が信号制御によってさばけるためには，各現示の飽和度を合計した交差点の飽和度が，有効青の時間比率を超えないことが必要である．すなわち，式(4.1)を満たす必要がある．

$$(c-L)\,c \geqq \lambda \tag{4.1}$$

ここで，c，L，λはそれぞれ，信号のサイクル時間，1 サイクル当たりの損失時間，交差点飽和度である．

式(4.1)を書き直すと

$$c \geqq L\,(1-\lambda) = c_{min} \tag{4.2}$$

となる．ここで，c_{min}は，交通量がさばけるためのサイクル長の最小値である．

実際の交通流では，交差点への車両の到着および交差点からの車両の発進が一様でないために待ち行列が生じ，交差点の飽和度が 1.0 に近づくと待ち行列の長さは非常に大きくなる．このため，サイクル長は待ち時間がなるべく小さくなるように決められる．

交差点において，仮に信号がなくて停止することなく通過できるときの旅行時間と，実際に要する旅行時間との差を，交差点遅れ（intersection delay）または信号遅れという．

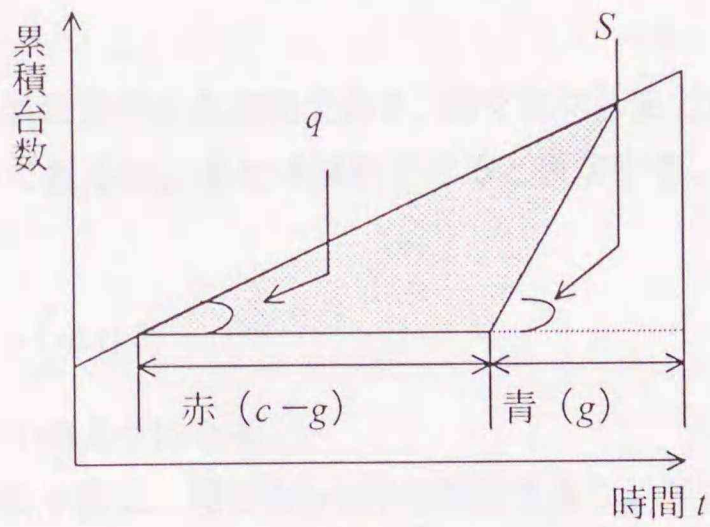


図-4.2　到着が一様なときの遅れ

もし車両の到着および発進が一様であるなら，図-4.2 から遅れの平均値 d は，式(4.3)で表

される．

$$d = \frac{1}{cq} \cdot \frac{(c-e)(c-e)qS}{2(S-q)} = \frac{c(1-e)^2}{2(1-ex)} \tag{4.3}$$

ここで，e，S，x はそれぞれ，青時間比（g/c），飽和交通流率，交通流入率（q Se=q C_I）である．式(4.3)によると，前章の交差点 C で右折の交通流が 230 台/h で進入してきたとき（飽和状態）の交差点遅れ時間は 32.5 秒となる．

実際の交差点では，車両の到着および発進が必ずしも一様でないため，信号遅れはもう少し複雑になる．孤立した交差点での信号遅れを求める式として，次に示す Webster の式がよく知られている（式(4.4)）．

$$d = \frac{c(1-e)^2}{2(1-ex)} + \frac{x^2}{2q(1-x)} - 0.65\left(\frac{c}{q^2}\right)^{\frac{1}{3}} x^{(2+5g/c)} \tag{4.4}$$

式(4.4)の第 1 項は交差点への到着が一様である場合の平均遅れであり，第 2 項はランダム到着，レギュラーサービスの場合の待ち行列における平均待ち時間に相当する．第 3 項は，シミュレーションにより求められた修正項である．

Webster の式によると，リンク交通量が交差点交通容量に近づくとき，交差点遅れは無限大に漸近し，リンク交通量が交差点交通容量と等しくなると，すなわち，流入交通量が飽和状態になると，交差点遅れは定義されない．しかし，現実の交通現象を考えると，リンク交通量が交差点交通容量と一致しても交差点遅れが無限大になるわけではなく，リンク交通量が交差点交通容量に対して過飽和となる継続時間に依存して有限な値をとると考えられる．すなわち，Webster の式はリンク交通量が過飽和となる継続時間が無限大であると仮定して定式化していることになる．こうした背景から，リンク交通量が過飽和となっても適切な交差点遅れを表現する推計式が開発されてきた．

4.2.1 過飽和式 [2)]

過飽和システムは簡単にモデル化可能である．時々刻々と変化する自動車の到着率を $q(t)$ とし，その関数が所与であるか，または推計できると仮定する．このとき，累積到着曲線 $A(t)$は，

$$A(t) = \int_0^t q(s)ds$$

として表現され，図-4.3 のようになる．

図-4.3 における斜めの点線は，傾きが$(g/c)S$ の関数であり，リンク交通量が初めて過飽和となる時刻 0 において曲線 $A(t)$と接する．流出曲線 $D(t)$はその下に描かれており，斜めの点線が一様到着の平均交差点遅れ（式(4.3)）とオーバーフローによる平均交差点遅れを分けて

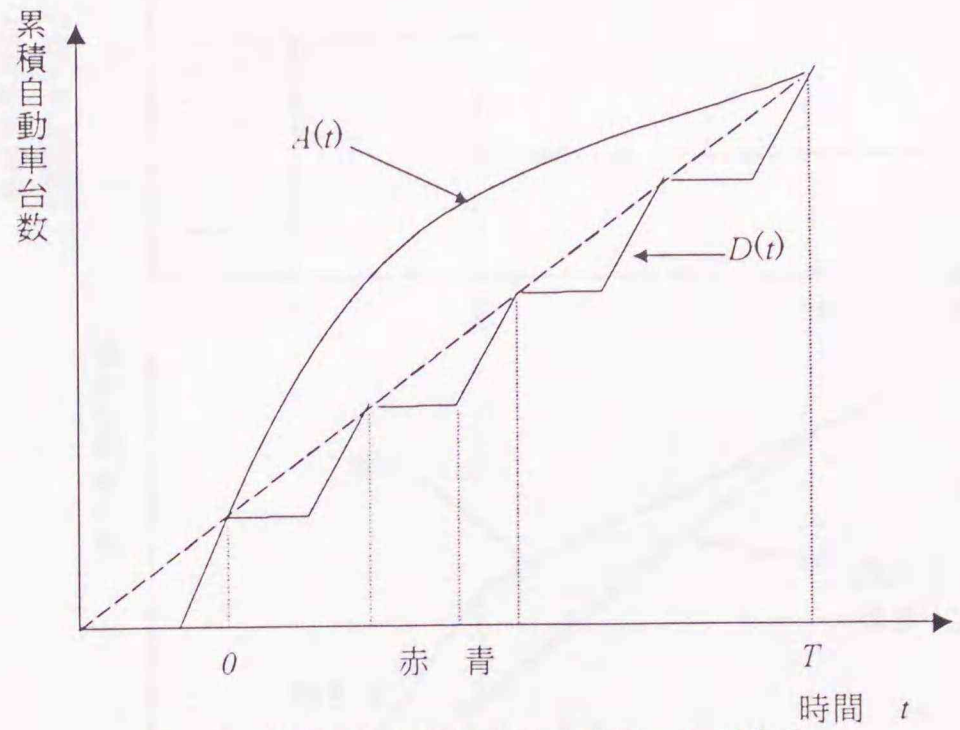


図-4.3　過飽和交差点における到着・出発曲線

いる．すなわち，$D(t)$と点線で囲まれる面積が一様到着による総遅れであり，$A(t)$と点線で囲まれる面積がオーバーフローによる総遅れである．

この場合，一様到着による平均交差点遅れは赤時間の半分，すなわち，$(1-g/c)c/2$ となる．オーバーフローによる平均交差点遅れを計算するためには，単に $A(t)$と斜めの点線に囲まれる面積を求め，それを $A(T)-A(0)$で割ればよい．

この推計式では，ランダム到着による影響は考慮されていない．リンク交通量が十分に大きい場合，（すなわち，待ち行列が十分に大きい場合は）ランダム項による誤差は，推計される交差点遅れと比較して小さいため，考慮する必要はない．この誤差を考慮すべき場合は，信号交差点への流入交通量が小さい値から飽和状態に近づいたときである．このように交差点遅れ推計式は，図-4.3 に示したように，$q\,C_I$ が 1 より小さいときに適切に推計できる定常状態での待ち行列モデル（Webster の式）と，$q\,C_I$ が 1 より十分大きいときに適切に推計可能な確定的待ち行列モデルによる推計式に分類できる．ここで，q および C_I はそれぞれ，交差点の流入交通量，交差点の交通容量である．

しかし，これらの 2 つの中間的な推計式，すなわち，$q\,C_I$ の値によらず交差点遅れを適切に表現可能な推計式の開発が必要である．

4.2.2　中間式

最初に $q\,C_I$ が 1 に近い値をとるときの推計式を考える．その特別な場合として，図-4.4 に示す過飽和状態での交差点遅れを考える．

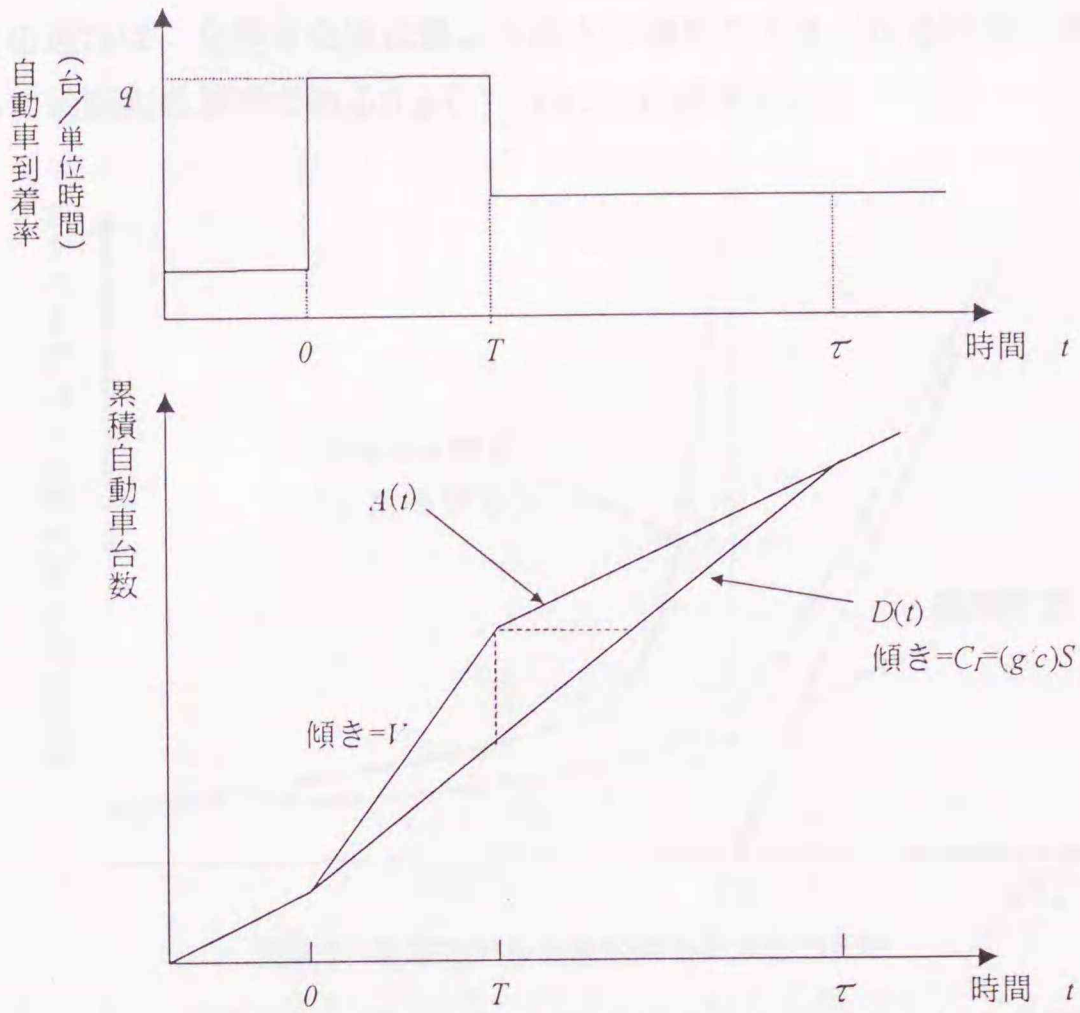


図-4.4　理想的なピーク時間帯でのオーバーフロー遅れ

図-4.4 上は，簡単（非現実的）なピーク時の自動車の到着パターンを示している．時刻が 0 以前では，到着率はオーバーフロー遅れが無視できるほど小さく，時刻が 0 から T までの到着率は q であり，時刻 T 以後はオフピークの幾分小さな値である．図-4.4 下は，累積到着台数曲線と累積出発台数曲線を示している．累積出発台数曲線は現実的な鋸歯のような形にはなっていなく，傾き $C_I=(g/c)S$ の直線で示されている．そのため，$D(t)$ と $A(t)$ に囲まれる三角形の面積が過飽和状態での交差点遅れとなる．

この三角形の面積を求めることは困難ではないが，オーバーフロー平均交差点遅れを得るために，より単純な方法がある．時刻が 0 または τ に到着した自動車には，オーバーフロー平均交差点遅れを経験しないが，時刻 T に到着した自動車は，図-4.4 下の中心付近にある水平方向の点線の長さに相当する時間のオーバーフロー平均交差点遅れを経験する．時刻が 0 から T までは，$A(t)$ と $D(t)$ までの垂直距離は線形的に変化する．そのため，時刻が 0 から T までに到着した自動車の平均遅れは，先述の点線で示した時間の半分となる．さらに，時刻 T から τ までに到着した自動車にもこの関係が成立し，この 2 つのグループにおける平均遅れは，点線で示した時間の半分となる．その結果，過飽和状態の待ち行列に並ぶ自動車は，時刻が 0 から τ までの間存在することになる．

平均交差点遅れを計算するために，最初に垂直な点線の長さを考えると，$qT-C_IT=T(q-C_I)$ となる．垂直な点線の長さは，水平な点線の長さの C_I（数曲線 $D(t)$ の傾き）倍であり，一方，水平な点線の長さは $T(q-C_I)C_I$ となるため，平均遅れは式(4.5)で表される．

$$OD=(T/2)[(q-C_I)C_I]=(T/2)[(q/C_I)-1] \tag{4.5}$$

過飽和状態での遅れは，交差点交通容量より流入交通量が大きくなる状態の継続時間 T に比例し，さらに過飽和の測度である$[(q/C_I)-1]$にも比例する．

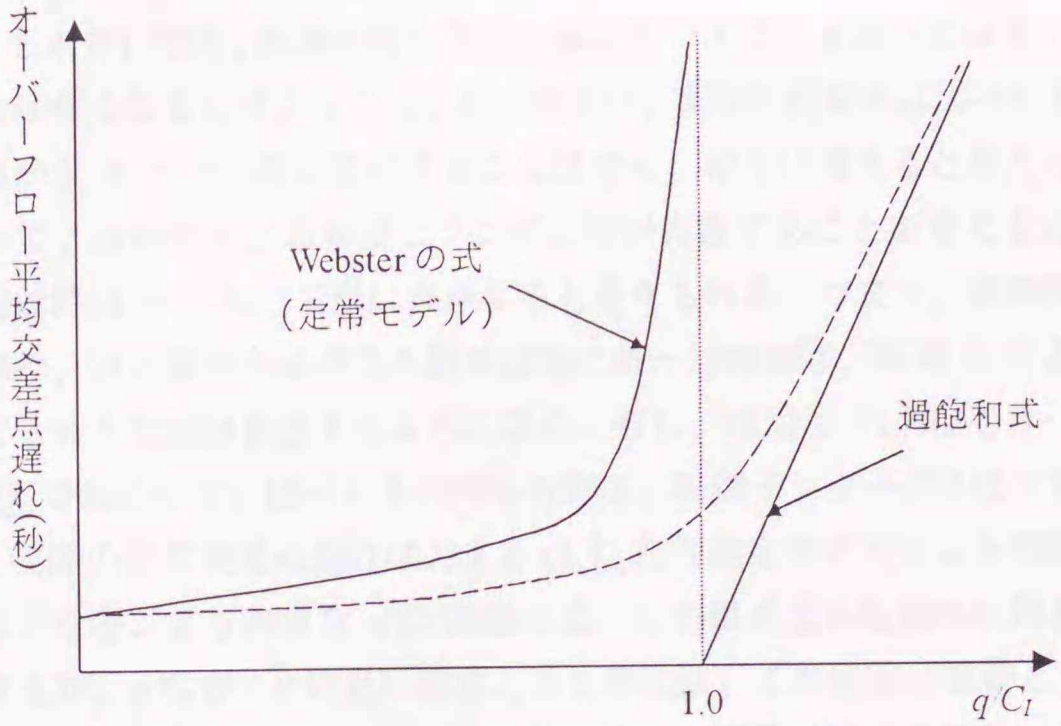


図-4.5　定常モデルと過飽和モデルとの比較

Kimber and Hollis[3]と Akcelic[4]は，図-4.5 に示したグラフを用いてこれまで議論されていたことを要約した．図-4.5 の左側の実線で示した関数は，$v/c<1$ のときにおける定常状態の平均交差点遅れであり，式(4.4)で示される．この定常モデルによる推計式は，飽和システムにおいて流入交通量が飽和に達したとき無限大を推計するため，この関数は垂直線 $v/c=1$ に漸近する．すでに述べたように，無限大の交差点遅れを実現するような待ち行列は，実際の交差点では起きない．

図-4.5 における右側の実線で示した関数は時間インターバル$(0, \tau)$において，図-4.4 に示した確定モデルにより推計された平均遅れである．式(4.5)によると，この曲線は T を比例定数とする直線となる．すでに述べたように，時間インターバル$(0, \tau)$に到着した人が経験する平均遅れは式(4.5)と図-4.5 の関数より得られるが，ちょうど時刻 T に到着した自動車の遅れは，この平均遅れの 2 倍となる．

図-4.5 における 2 つの実線で示した関数が，適切な状況下（確定モデル（過飽和式）では，妥当な長さの T において図-4.4 上に示したように交通が到着し，q が C_I よりも十分大きいとき，一方，定常モデル（Webster の式）では q が C_I よりも小さく，T が十分長いとき）には妥当な推計値を与えることは推測できる．

図-4.5 によると，両方の推計式が適切な推計値を得ることができない範囲，すなわち q/C_I が 1 に近いときは，適切に交差点遅れを推計できないばかりか，確定モデルは，$0 \leqq q/C_I<1.0$ における平均遅れを推計できなく，定常モデルは，$q/C_I=1.0$ における平均遅れを推計できない．さらに深刻なことに，q/C_I が 1.0 に近いとき，2 つのモデルは全く相容れない構造になっている．換言すると，定常モデルでは，q/C_I が小さい値から 1.0 に近づくと無限大の交差点遅れを推計し，過飽和式では，q/C_I が大きい値から 1 に近づくと 0 を推計する．

問題はそれらの推計式の仮定にある．相当に長い待ち行列ができるようなピーク時間が無限に続くことはないため，qC_Iが1よりわずかに小さいときは，定常モデルが推計する交差点遅れよりも実際の交差点遅れは小さいことは明らかである．

qC_Iが1よりも大きい場合，実際の待ち行列が確定モデルよりも長いとは言い切れないが，ほとんどの場合は長くなると考えられる．その理由は，実際の到着率は図-4.4上に示したように，小さい値から q へと急激に変化することはなく，徐々に増えると考えられるからである．したがって，到着率や交通容量にランダム性が存在することを考えると，オーバーフロー待ち行列は時刻 0 において既に存在すると考えられる．つまり，青時間の終わりに到着した自動車や，流入部が初めのうち飽和状態にあった場合は，時刻 0 であってもオーバーフローによる待ち行列は存在することになる．もし，時刻 0 におけるオーバーフロー行列の長さが Q_0 であるとき，図-4.4 下の待ち行列は，時間インターバル$(0, \tau)$において Q_0 だけ長くなり，実際の平均交差点遅れはおよそ Q_0C_I だけ確定モデルによる推計式の交差点遅れよりも大きくなる．より大きな qC_I の値では，この誤差は平均遅れに対して小さくなるため無視できるが，qC_Iが 1.0 に近い値をとるときには，この誤差が重要となる．

このように，実際の遅れは図-4.5の2つの実線で示した関数の端で連続な，点線で示した関数に近い値をとると考えられる．Tの値を固定し，vの値を変化させることによって，この点線で示した曲線を再現することを考えがちであるが，この試みは，2つの実線で示した曲線の仮定が違いすぎるためうまくいかない．また，2つのモデルにおいて，$qC_I=1.0$ で不連続点が生じるのは，その仮定の違いによるものであるからといって，仮定を変えるだけでモデル化を行うことは意味のないものとなる．なぜならば，こうしたモデル化は図-4.4上のグラフをより現実的なものに変えることなしでは，進めることはできないからである．こうした作業は待ち行列によるモデル化よりも，点線で描いた曲線のように直感的な考えによって再現する方がよい．

しかしながら，その曲線は実際に描いたものではなく，交通・道路研究室でWhitingによって開発された代表的なコンピュータプログラムであるTRANSYT6[5]により計算されたものである．このコンピュータによる方法は，アルゴリズムとして表現されているため，式として表現する方法よりも優れているかもしれない．なぜなら，そのプログラムはFORTRANを用いるとわずかに7行で表現されるが，これを式として表現したときには，ページのほとんどが式で埋め尽くされるためである．Robertson[6]によると，この公式は式(4.6)で近似される．

$$OD=\{15TC_I\}\{(q-C_I)+[(q-C_I)^2+240qT]^{1/2}\} \tag{4.6}$$

ここで，ODは秒で表現され，Tは分で表現される．また，qとC_Iは台/時として表現される．実際のTRANSYT6による式は，式(4.6)とその一般形が似ているが，より複雑で平均遅れは単位時間ではなく単位自動車台数で表現される．図-4.5における曲線は，この計算結果を単位時間あたりに到着する平均台数（qと$C_I=(qC_I)S$の小さい方の値）で割ったものであり，

自動車一台あたりの遅れを直接推計する式は，Kimber と Hollis[3]によるものである．

もう 1 つのよく用いられる式は，オーストラリアの Akcelik[7]によって開発されたものであり，式(4.7)で表現される．

$$OD = \begin{cases} (T/4)\{(x-1)+[(x-1)^2+12(x-x_0)/C_I T]^{1/2}\} & \text{if } x > x_0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \tag{4.7}$$

where $x = q\,C_I$

and $x_0 = 0.67 + Sg\,600$ (4.8)

ここで x_0 は，ランダム到着やオーバーフローによる遅れを考慮する必要がある最小の $q\,C_I$ の値と考えることができる．式(4.6)と異なり式(4.7)は，もし時間が秒である場合，S と C_I が台/秒というように，式に関して一貫していれば，自由な時間単位で計算を行うことが可能である．

式(4.7)の理論的基礎は TRANSYT6 のランダム遅れアルゴリズムに類似しており，その意味で，2 つの式は本質的に同一と考えることができる．

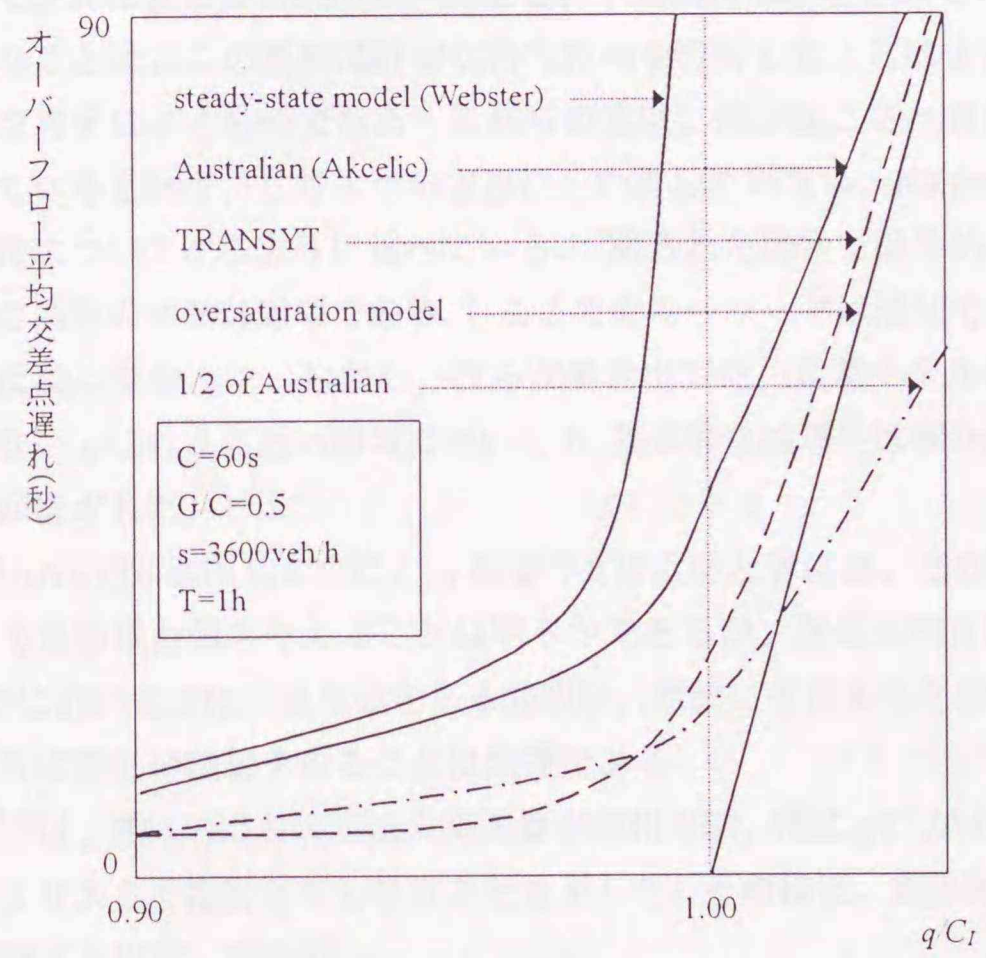


図-4.6　5 つの推計式によって得られた遅れの比較

図-4.6 に示したように，TRANSYT6 は一般的に小さい交差点遅れを推計するが，交差点遅れ関数の形状は，より鋭く曲がっているのが特徴である．しかしながら，その違いは図-4.6 に示したものといつも同じとは限らない．TRANSYT6 と Akcelik の式における明らかな違いは，TRANSYT6 による過飽和遅れは $q\,C_I$ の定義域$[0, \infty]$においてなめらかな関数であるのに対して，Akcelik の式は $q\,C_I = x_0$ のとき 0 から急に小さな値をとることである．これは，

式(4.7)では qC_I の値が小さいときに負の過飽和遅れを推計するため，このような不必要な計算を避けるために起きる（ここで，$x-1$ は交差点流入口が過飽和でないときは，負の値をとる）．

TRANSYT6 の基本的な考えは，図-4.5 に関する議論で述べたとおりであるが，図-4.5 で示した 2 つの実線で示した関数は qC_I が 1 に近い値をとらない限り，適切な推計値を与える．しかし，実際の遅れは，qC_I が *1.0* よりやや小さい値をとるときは，定常モデルによる推計式より小さい値をとり，qC_I が *1.0* よりやや大きい値をとるときは，確定モデルによる推計式よりも大きな値をとる．これは，図-4.5 の左側に示した実線関数と近い値をとり，中心付近を横切り，右側に示した実線関数に漸近するような関数である．

これは図-4.5 に示した点線の関数である．Whiting は Robertson によって開発された定常モデルによる推計式をとりあげ，代数操作によりその曲線を曲げることによって，$qC_I = 1.0$ に漸近しないようにし，その代わりに図-4.4 下と式(4.5)によって推計される確定モデルによる推計式に漸近するように変換したものである．式(4.6)，式(4.7)および TRANSYT6 のプログラムは図-4.5 の点線で示した関数を再現するための簡単な数学的表現であり，さらに定常モデルと確定モデルによる推計式の非一貫性と，不連続性は改善されている．

ここで重要なことは，この変換は詳細な待ち行列を分析したことによるものではなく，先述した簡単な考えによるものである．これらの式は，何が起こるべきかという直感的な考えに基づいているという，ただ 1 つの妥当性しか有していない．Kimber と Hollis はこうした式の信頼性について次のように述べている．“限られた場合ではそれらの結果は正しく，中間の領域での関数の挙動は適切である．” ここでのキーワードは適切である．式が正しいということに反論はなかった．しかし，彼らが導き出した，定常モデルと確定モデルが適切に推計できない $qC_I=1.0$ に近い領域においても，基本的な論理性は保たれるということに対しては反論がなされた．

式(4.7)や TRANSYT6 は同じように，qC_I が *1.0* に近いときには，どの確定的モデルによる推計式よりも良い推計値を与えることは明らかであるが，課題も残されている．すなわち，qC_I が *1.0* に近いときに妥当な値をとる曲線は，無数に存在するため，交差点遅れを計測すること以外に正しい曲線を得ることは困難である．

W.R. Reilly[8), 9)]は，式(4.7)において流入交通量が飽和未満，特に qC_I が *1.0* に近い値で実際の交差点遅れより大きく推計してしまうことを示した．その結果，式(4.9)に示す，オーバーフロー遅れ推計式を提案している．

$$OD = 346.2T\{(x-1)+[(x-1)^2+12(x-OF)/C_IT]^{1/2}\} \tag{4.9}$$

$$\text{where} \quad OF=0.67+cC_I\,2160000 \tag{4.10}$$

この式は，3 つの点で式(4.7)と異なっているが，その 1 つだけが重要である．第 1 の点は単位の表現である．OF はこれまでに述べてきた x_0 と同様であり，3600 という値が式(4.9)と式(4.10)に導入されている．そのため，遅れとサイクル時間 c は秒で表現されるが，T は時間，

Sは台/時で表現される．

第2の点は，式が停止遅れに起因する値としての1.3で割られていることである．理論モデルやシミュレーションモデルは，信号交差点による総時間損失を推計するが，その値は実際の時間損失よりも大きいことがわかっている．一方フィールド研究では，停止遅れは計測する方が簡単なので，停止遅れは省略されることもある．Reilly[10]によると，総遅れは計測した停止遅れに1.3を乗じて推計されることになる．したがって，式(4.7)は停止遅れを求めるために1.3で割られている．

第3の点は，フィールド研究により得られた結果に適合させるため，遅れをさらに2で割っていることである．このようにして，式(4.9)における$346.2T$が式(4.7)の$T/4$より得られる．

$$(T/4)\cdot(1/1.3)\cdot(3600\ sec/hr)\cdot(1/2)=346.2T$$

唯一重要な相違は，第2の点である．

このことによる影響は，図-4.6の点線で示した新しい関数においても考慮されている．すなわち，式(4.7)で表現される関数よりも小さな値をとるが，直線で示される確定モデルよる推計式に漸近する．Reilly[10]は$q/C_I \leqq 1.10$のときに限って式(4.9)を使い，q/C_Iの値がそれ以上になると確定モデルによる推計式を使うことを提案している．こうすると，$q/C_I=1.10$のときに遅れ推計に不連続点が生じ，その結果$1.00<q/C_I<1.10$のときに，遅れを過小評価する傾向がある．しかし，この範囲以外ではすべての推計結果はTRANSYT6に近い値をとるようになる．

望まれるのは，式(4.9)が式(4.7)よりもよい推計結果を与えることである．モデルにおける推計精度の向上のために負担する費用は，不連続点があり，式(4.9)による部分的な（$1.00<q/C_I<1.10$のとき）曲線が確定モデルによる下限値よりも小さな値をとり，さらに式に理論的根拠，すなわち推計式が図-4.6の右側の関数に漸近するという論理が欠落していることを考慮する必要がある．

代わりに式(4.7)を2ではなく，別の数で割ることによってその関数形を変化させ，その結果として推計精度を向上させることは可能である．そのときの明確な目的は2つ存在し，その1つは，先述の直線により漸近する新しい関数を見つけることであり，もう1つは，より簡単な公式による関数を見つけることである．しかしながら，後者を選択するとq/C_I，C_IおよびTの変化に適切に対応する新しい曲線を発見することの困難性に直面するであろう．そのため，式(4.7)を導いた論理を基礎として，それを変形することによって新しい関数を求めることが望ましく，これら2つのアプローチは，近道であり，簡単な方法である．1つの方法は，$q/C_I \leqq 1.0$で式(4.9)にとても近い値をとるTRANSYT6に帰着する．もう1つの方法は，Tの値を変えることである．すなわち，式(4.7)において$T=15$分とすると，式(4.9)において$T=1$時間としたときの遅れと極めて近い値をとるようになる．一方$q/C_I<1.0$のときには，どちらの場合もTRANSYTに近い値をとるが，q/C_Iが1.0よりもかなり小さい場合

には，TRANSYT のわずか 1/2 相当の遅れしか推計されなく，大きな違いが生じるようになる．すなわち T の値は，評価するのが困難であり，極めて重要なパラメータであるが，その決め方の論理的な説明はなされてない．そのため，現状では交通流が過飽和となる時間を計測するのが妥当な方法であるが，その値によって推計値の妥当性が失われることは避けなければならない．

こうした背景から，近年さまざまな改良式が開発されてきた．それらの一般式は式(4.11)で表現され，一様到着による遅れ関数（式(4.4)）と，確定モデルに漸近するような関数より構成されている[11]．

$$d = \frac{c(1-e)^2}{2(1-ex)} + 900Tx^n[(x-1) + \sqrt{(x-1)^2 + m(x-x_0)/C_1T}] \qquad (4.11)$$

where $x_0=a+bSg$

ここで，e は青時間比（g/c）である．また，a，b，m，n はパラメータであり，その値の違いによって，表-4.1 に示す 5 つの推計式に分類される．これまでに述べてきた推計式と同じ名前が表-4.1 にも記されているが，それは従来の推計式の改良したものであり，式(4.11)に示したように，式の一般式が従来の推計式と全く異なっている．

表-4.1　パラメータ値による遅れ推計式の分類

	n	m	a	b
HCM	2	4	0	0
Australian	0	12	0.67	1/600
Canadian	0	4	0	0
TRANSYT 8	−1	4	0	0
Akcelic	0	8	0.50	0

HCM による推計式では，T の値を 15 分として固定している．そこで，T=15 分として主な遅れ推計式を表現したのが図-4.7 である．

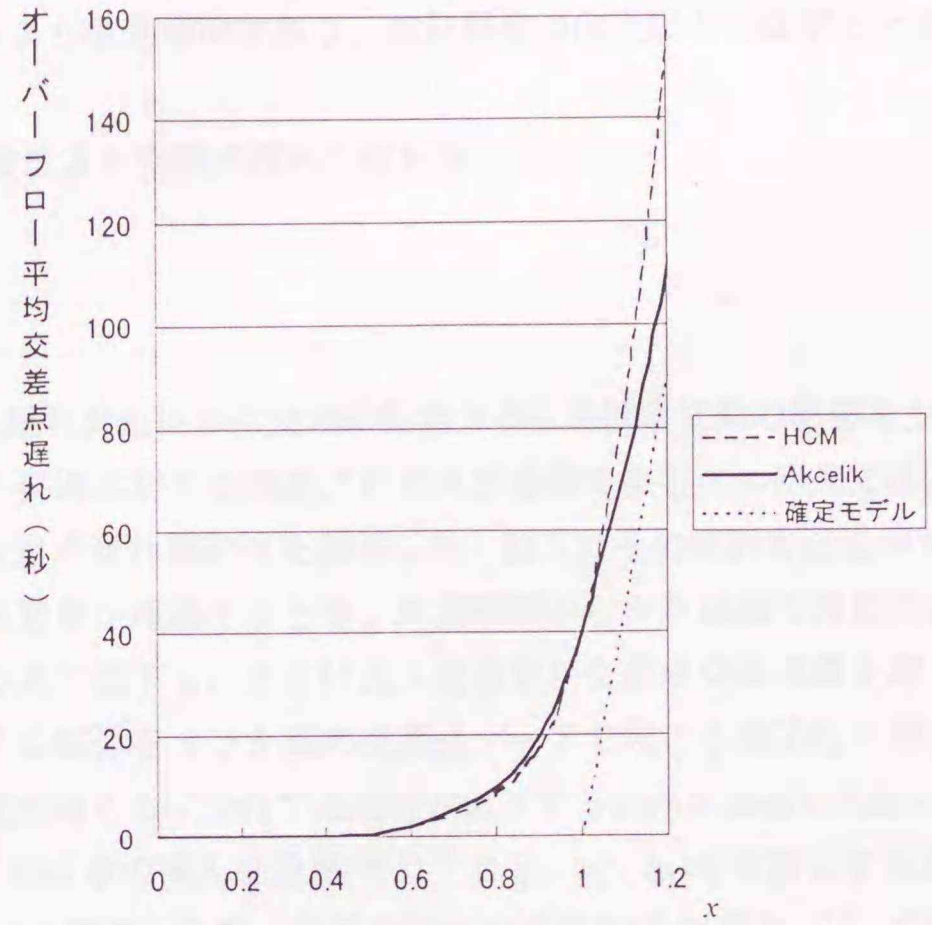


図-4.7　各種遅れ推計式の比較

ここで，サイクル時間，青時間，交差点交通容量はそれぞれ，90 秒，30 秒，500 台/時として設定している．Akcelik は世界標準ともいえる 1985HCM による推計式では，過飽和状態において交差点遅れを過大評価することを示している．こうした問題点を解決した推計式が Akcelik の式であり，これまでに示した遅れ推計式の中で一番信頼性の高い推計式といえる．

また，Akcelik[12]は対向直進車を考慮した，右折車線における飽和交通流率の詳細な解析法を提案している．第 3 章で述べた方法は，1985HCM に準拠した方法であり，相当に多くの近似計算を含んでいる．一方，Akcelik の提案する方法では，これらの近似計算によって行われていた部分も詳細に分析している．

ところで，こうした方法で右折車の飽和交通流率を求めると，これまでに述べてきた交差点遅れ推計式によって，遅れの推計値を得ることは可能である．しかし，交通量配分において信号交差点の影響を考慮する場合を想定したとき，Akcelik や 1985，1994HCM[12), 13)]に基づく方法を適用すると，交通量配分のほとんどの計算が飽和交通流率の計算に費やされるが，配分結果に与える推計精度の向上はそれほど望めない．そのため，交通量配分に交差点遅れ推計式を適用する場合は，より推計方法が簡単な推計式を選択する必要がある．

一方で信号交差点における自動車の到着は一様ではなく，さらに各信号交差点でその到着の分布は異なると考えられる．そのため，これまでに示した交差点遅れ推計式は，信号交差点における自動車の到着分布の変動によって，異なる値をとる．こうした問題に対処するためには，交差点遅れを計測することによって，パラメータ調整を行うといったプロ

セスが必要となると考えられる．さらに，こうしたプロセスの方が飽和交通流率の補正率を厳密に計算するよりも効率的であり，推計精度の向上にもつながると考えられる．

4.3 ファジィ関数による交差点遅れの推計法

4.3.1 推計方法

交差点遅れは，飽和交通流率や交通の到着分布における変動の影響を受ける[7]ため，その推定にはこうした要因に対する調整プロセスが必要である．本研究では，こうした調整プロセスを有する交差点遅れ推計式を構築した．以下にその推計方法を示す．

信号交差点を自動車が通過するとき，所要時間からみた通過の容易性は一般に，流入交通量が増えるにつれて低下し，さらに流入交通量が交差点交通容量を越えるとその低下率は大きくなる．この関係をリンク間の交差点ノードで起こる通過性の低下によるものと解釈し，流入交通量が増えるにつれて通過性が低下する関係を通過性指数によって表現する．直進車，左折車，右折車の流入交通量(それぞれ q_S, q_L, q_R)を変数とする通過性指数(それぞれ μ_S, μ_L, μ_R)は，直進，左折，右折車線の交通容量(それぞれ C_I^S, C_I^L, C_I^R)を用いて表現する．通過性指数を式(4.12)と図-4.8 に示す．

$$\begin{aligned}
&\mu(q) = (k-1)\frac{q}{C_I} + 1, && 0 \le q \le C_I,\ 0 < k < 1.0 \\
&\mu(q) = \frac{k}{1-\alpha}\frac{q}{C_I} + \frac{\alpha}{\alpha-1}k, && C_I < q \le \alpha C_I,\ \alpha > 1.0 \\
&\mu(q) = 0, && q > \alpha C_I
\end{aligned} \tag{4.12}$$

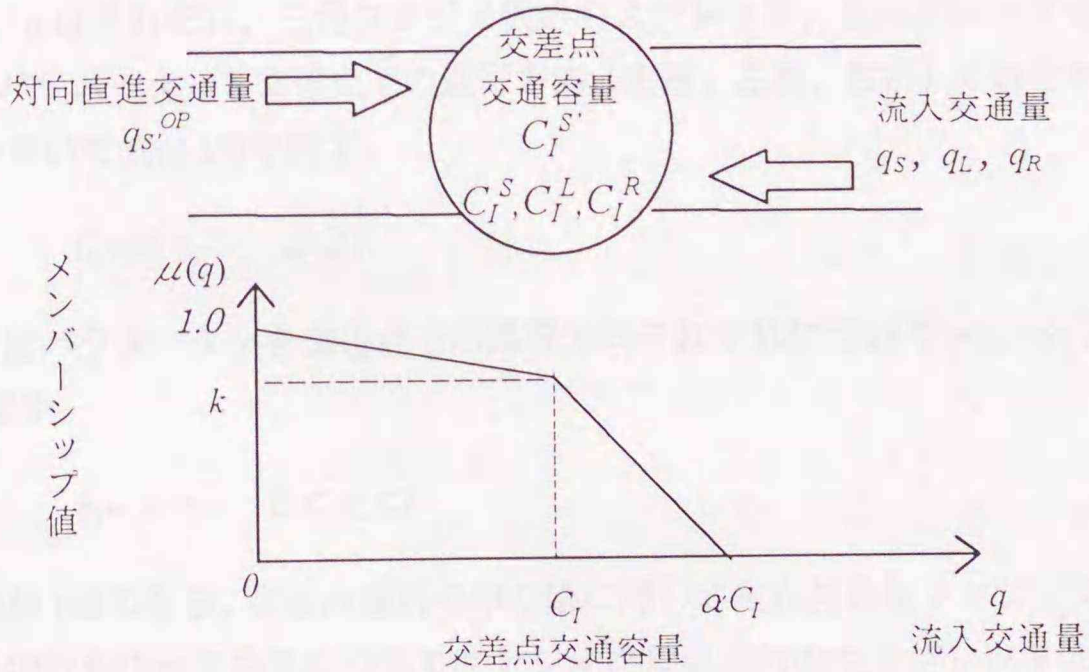


図-4.8　交差点でのリンク間通過性指数

ここで交差点交通容量（C_I）は，飽和交通流率に青時間比(e)を乗じた値である（式(4.13)）．

$$C_I = S \cdot e \tag{4.13}$$

Sは飽和交通流率であり，直進，左折，右折車線それぞれについて交差点形状などの確定的要因で算定した値とする．

通過性指数(μ)は信号交差点における通過のしやすさであるため，直進車と左折車の通過性指数は流入交通量に依存し，右折車の場合は，流入交通量と対向直進交通量($q^{OP}{}_{S'}$)にも依存すると仮定する．このとき，直進車と左折車の通過性指数をそれぞれ$\mu^S = \mu_S(q_S)$，$\mu^L = \mu_L(q_L)$で定義する．右折車の通過性指数を対向直進車($q^{op}{}_{S'}$)を変数とする通過性指数も考慮し，$\mu^R = \mu_R(q_R) \cdot \mu_S(q^{OP}{}_{S'})$で定義する．$\mu_S(q_S)$，$\mu_L(q_L)$，$\mu_R(q_R)$が等しい値をとるとき，式(4.14)が成り立つ．

$$\begin{aligned} \mu^S = \mu^L > \mu^R \quad &\text{when} \quad q^{OP}{}_{S'} > 0 \\ \mu^S = \mu^L = \mu^R \quad &\text{when} \quad q^{OP}{}_{S'} = 0 \end{aligned} \tag{4.14}$$

次に，推計の基本となる三角ファジィ数 $T(t_R, t_C, t_L)$を設定する（図-4.9）．

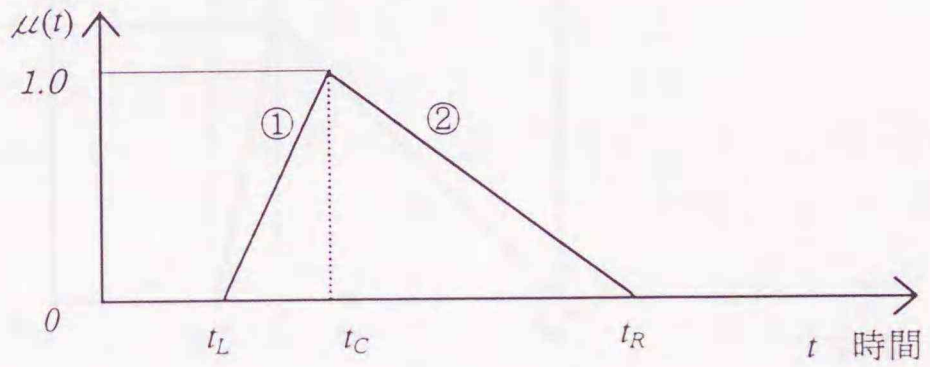


図-4.9　交差点遅れの基本ファジィ数

ここでt_Cは，三角ファジィ数の中心値であり，一様到着での平均遅れ時間として式(4.3)で表現する．t_R，t_Lはそれぞれ，三角ファジィ数の右スプレッド，左スプレッドである．右スプレッドは，パラメータβを交差点での進行方向（直進，左折，右折）それぞれについてβ_S，β_L，β_Rを用いて式(4.15)で表す．

$$t_R = \beta \cdot t_C \qquad \beta \geqq 1 \tag{4.15}$$

左スプレッドはパラメータγを交差点での進行方向それぞれについてγ_S，γ_L，γ_Rを用いて式(4.16)で表す．

$$t_L = \gamma \cdot t_C \qquad 0 < \gamma < 1 \tag{4.16}$$

通過性指数が 1.0 のとき，交差点遅れの中心値に対して左右対称なファジィ交差点遅れとなり，通過性指数が小さくなるにつれてファジィ交差点遅れの左スプレッドは中心値(t_C)に近い値をとり，右スプレッドは$t_C(2-\gamma)$よりも大きな値をとることを表現するため，以下に示す変換を行う．図-4.9 で中心値より左側の直線①を$\mu(t)=0.5$の軸で対称に折り返した直

線①’に変換し，さらに中心値より右側の直線②を中心から左スプレッド間の時間を右にシフトさせた直線②’に変換する（図-4.10 上）．こうしてできた直線と通過性指数が交わる時間をファジィ交差点遅れの推計値（中心値: t_C, 左スプレッド: t_L*および右スプレッド: t_R*）とする（式(4.17)，式(4.18)および図-4.10 下）．

$$t_L^* = t_C\{1-\mu(1-\gamma)\} \tag{4.17}$$

$$t_R^* = t_C\{(1-\mu)\beta+1+\mu-\gamma\} \tag{4.18}$$

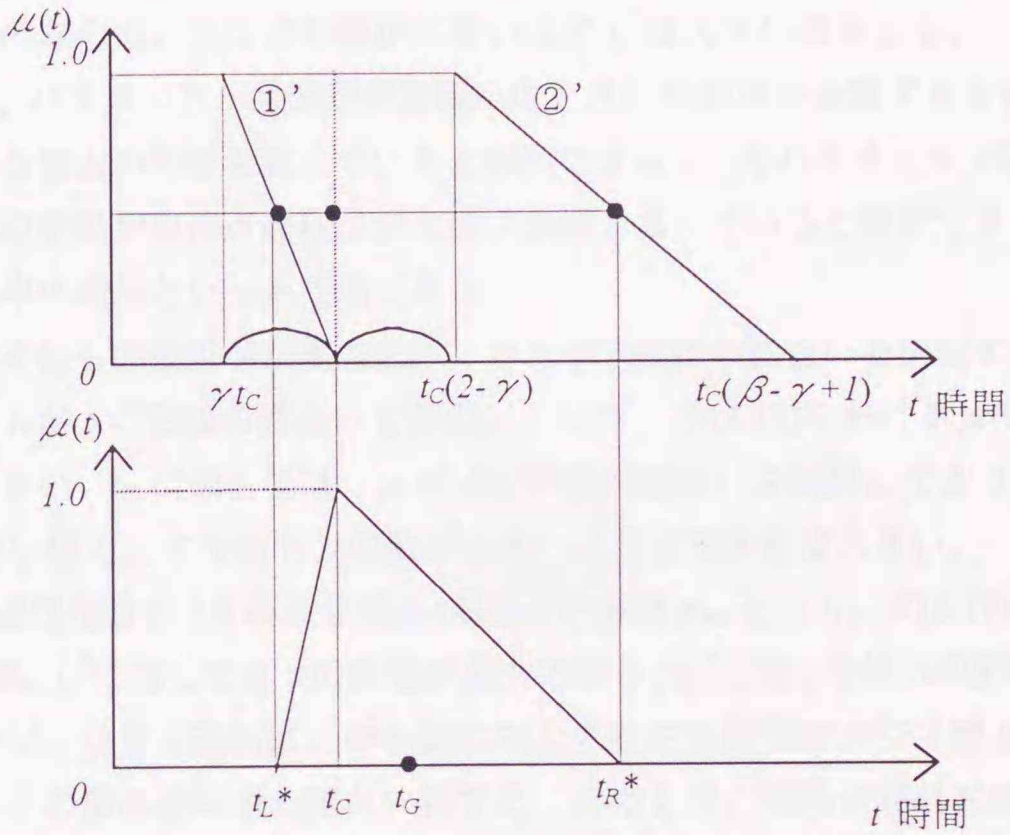


図-4.10　交差点遅れの推計

ファジィ交差点遅れの代表値としては，重心値（t_G）を用いることにする（式(4.19)）．

$$t_G = \frac{1}{3}(t_L^* + t_C + t_R^*) = \frac{t_C}{3}\{-\mu(\beta-\gamma)+\beta-\gamma+3\} \tag{4.19}$$

q が αC_I 以上となったときの交差点遅れを無限大と定義する．ファジィ数の代表値を重心値としたのは，三角ファジィ数によって一意に決まること，計算が容易でわかりやすいことが理由として挙げられる．本研究では第 5 章で交差点遅れがファジィ数，リンクの所要時間がクリスプ数で表現される最短経路を考える．このとき，それらの和としての経路所要時間は拡張原理によりファジィ数で表現することができる．その代表値としてもファジィ経路所要時間の重心値をとりあげ，大小比較を行っている．

図-4.10 より，$0<\mu<1.0$ のとき式(4.20)の関係が成立する．

$$t_L^* < t_C < t_G < t_R^* \tag{4.20}$$

直進車，左折車の場合，μは流入交通量の関数，右折車の場合は流入交通量と対向直進交通量の関数となる．一方，t_Cは流入交通量の関数となるため，流入交通量の変化によりμ，t_Cは変化する．このとき，μの値が小さいほどt_L^*，t_R^*は大きな値をとり，その結果t_Gはt_Cよりも大きな値をとる．また，t_L^*はt_Cよりも小さいため，t_Gの値を小さくする作用がある．逆にt_R^*はt_Cよりも大きいため，t_Gの値を大きくする作用がある．

μの値が一定のときは，t_L^*はパラメータγの関数となり，式(4.18)における$(1-\gamma)$の値が大きいほど，すなわちパラメータγの値が小さいほどt_L^*は小さい値をとる．またμの値が一定のとき，式(4.19)よりt_R^*はβとγの関数となるが，γは図-4.8 における②の直線を右にシフトさせるものなので，主にβの値が大きいほどt_R^*は大きい値をとる．

本推計法では，パラメータγは信号が青現示のときに自動車が到着するといった，交差点遅れを小さくする要因の影響を表していると解釈できる．一方パラメータβは，飽和交通流率や交通の到着の変動が交差点遅れにおよぼす影響を表していると解釈できる．たとえば，右・左折車混入率の増加といった要因である．

通過性指数はそれらの要因が交差点遅れにおよぼす影響の度合いを決定するものである．t_L^*に関しては，μがγの影響の度合いを調整しており，式(4.18)におけるμの値が大きいほどγの影響は大きい．t_R^*に関しては，μがβの影響の度合いを調整しており，式(4.19)の$(1-\mu)$の値が大きいほど，すなわちμの値が小さいほどβの影響は大きい．

たとえば，通過性指数が 1.0 のとき式(4.18)右辺の値はγt_Cとなり，式(4.19)右辺の値は$2t_C-\gamma t_C$となるため，t_L^*に関してはγの影響が最大となり，t_R^*に関してはβの影響はなくなる．このときのファジィ交差点遅れは，中心値に対して左右対称なファジィ数となっており，その代表値としての重心値は中心値と一致する．このとき，交差点遅れを減少させる要因の影響は最大となり，逆に交差点遅れを増大させる要因の影響はないことを示している．

通過性指数が 0 に近づくと，パラメータγの影響は小さくなり，逆にパラメータβの影響は大きくなるのは，交差点に流入する交通量が増えるにつれて（通過性指数が小さくなるにつれて），交差点遅れを減少させる要因の影響は小さくなり，逆に交差点遅れを増大させる要因の影響は大きくなることを示している．

交差点遅れは，飽和交通流率や交通の到着分布よって変動することは先述の通りである．本推計式は，こうした要因による影響をパラメータβとγによって調整することで，ファジィ交差点遅れの重心値が，中心値よりどれくらい大きな値をとるか決定するものである．

4.3.2 パラメータ値の設定

(1) パラメータβ，γの設定

ファジィ交差点遅れのスプレッドを決定するパラメータ値は，交差点遅れの計測値によって定めることにする．ここでは，通過性指数の設定値(k, α)が決められているものとして説明する．

交通状況が一定のもとで交差点遅れを計測し，交差点遅れは平均が m，標準偏差が σである正規分布 $N(m, \sigma^2)$に従うと仮定する．同じ状況で推計されるファジィ交差点遅れを $T(t_R^*, t_C, t_L^*)$とする．このとき，t_R^*および t_L^*は式(4.21)で表される．

$$\begin{aligned} t_L^* &= f(t_C, \mu, \gamma) \\ t_R^* &= g(t_C, \mu, \gamma, \beta) \end{aligned} \tag{4.21}$$

ここで f, g は関数である．ファジィ交差点遅れの広がりが $\pm 2\sigma$となり（式(4.22)），重心値が計測値の平均値に一致する（式(4.23)）ことを仮定する．

$$t_R^* - t_L^* = 4\sigma \tag{4.22}$$

$$(t_R^* + t_C + t_L^*)\ 3 = m \tag{4.23}$$

m，σは交差点遅れ計測により得られる．交差点遅れの計測により 1 時間当たりの交通量，信号のサイクル長，青時間比を求め，さらに交差点交通容量を車線数と青時間比より算定することによって，式(4.15)より t_Cは求められる．また，通過性指数の設定値（k, α）を決めておくと，μは交差点交通容量と 1 時間当たりの交通量より求められる（図-4.8）．したがって，式(4.22)と式(4.23)は βと γに関する連立 1 次方程式となり，これを解くことにより β，γを算定できる（図-4.11）．こうして求めたパラメータ値を用いることで，計測を行ったときの流入交通量に対応する交差点遅れ関数の値は，交差点遅れ計測値の平均値と一致する．

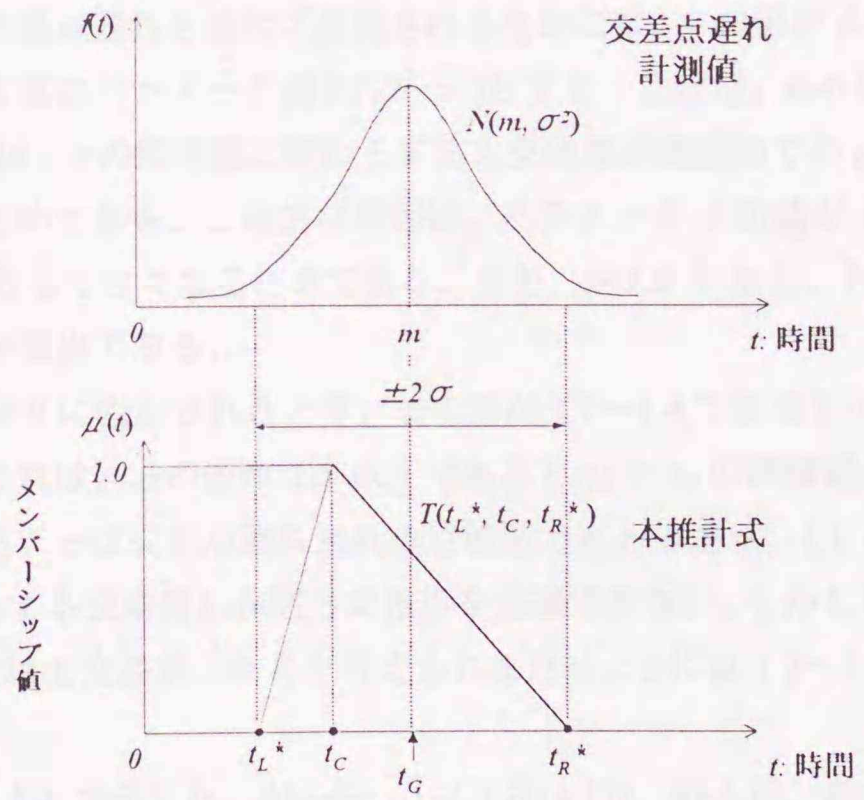


図-4.11　交差点遅れ計測によるパラメータ値の算定

(2)　通過性指数の設定値(k, α)

ここでは，通過性指数を決定する設定値(k, α)について考える．

通過性指数 μが小さくなるほど t_L^*, t_R^*が大きな値をとり，その結果 t_Gが t_Cより大きな値

をとることは先述した．流入交通量が変化するとき，飽和未満($q<C_I$)では t_G と t_C の乖離幅は小さく，過飽和($q \geqq C_I$)での乖離幅は大きくなる．このことは，Webster の式において飽和未満での交差点遅れは t_C との乖離幅が小さいことからわかる．

仮に通過性指数の設定値 k が決められたとすると，過飽和での t_G と t_C の乖離幅は，通過性指数の設定値 α にも依存する．すなわち 2 つの値(1.0<) $\alpha<\alpha'$ をとると，流入交通量が同一のとき，α の方が t_G と t_C の乖離幅は大きくなる（図-4.12）．

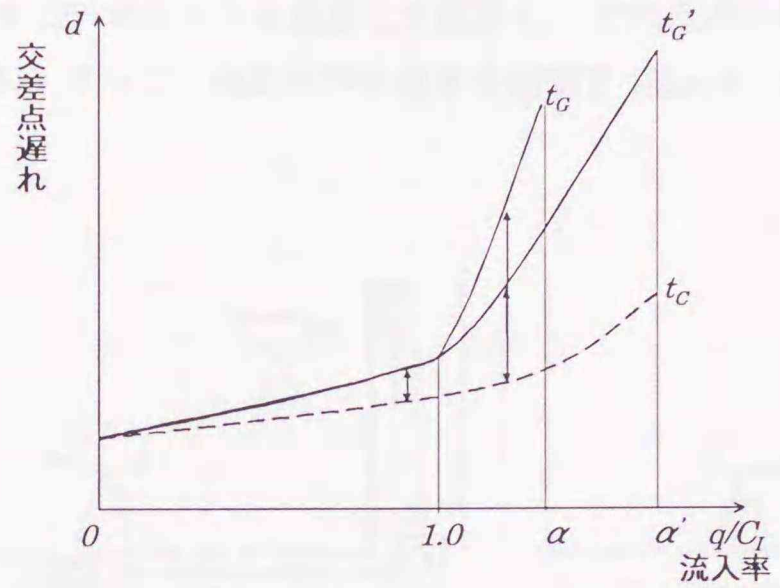


図-4.12　α の値による乖離幅の変化

交差点遅れ計測は流入交通量が飽和未満の状態で行われたと仮定する．このとき，適当な k を決めるとパラメータ値(β, γ)は推定される．これらのパラメータ値によって流入交通量が過飽和における交差点遅れも適切に表現されるためには，k の値が 0.8 以上であることが必要であり，このときのパラメータ値を(β^*, γ^*)とする．これは，k=0.7 で推定されるパラメータ値(β', γ')では，α の設定値に関わらず流入交通量が過飽和での t_G と t_C の乖離幅が小さくなってしまうためである．この主な原因は，パラメータ β' の値が k=0.8 以上としたパラメータ β^* の値よりも小さくなるためである．また，k<1.0 であることを考慮すると，k は 0.8～0.9 とするのが妥当である．

また k の値が 0.8～0.9 に設定されたとき，α の値が 1.1～1.4 であると t_G と t_C の乖離幅が適切に表現される．これは，α の値が 1.5 以上であると t_G と t_C の乖離幅が小さくなってしまうためである．また，α は交差点遅れ遅れの定義域でもあるため，1.1 とすると交差点交通容量の 1.1 倍に相当する交通量しか信号交差点を通過できない．しかしピーク時を考えると，交通容量の 1.2 倍以上交通量があると考えられるため，α には 1.2～1.4 の値を設定するのが良い．

ここでの設定は，4.2.2 で示した，Akcelic の式（式(4.17)，表-4.1），確定モデルによる推計式（式(4.5)），Webster の式（式(4.4)）を参考にして行っている．

4.3.3　パラメータ値の計測

ファジィ交差点遅れ推計に必要なパラメータ（β，γ）を算定するために，乾燥路面における交差点遅れの計測を行った．計測場所は，札幌市の代表的な交差点である地下鉄東西線，南郷 7 丁目駅前交差点であり，1998 年 11 月 19 日の 13:00～15:00 に計測を行った．

計測方法は，直進，左折および右折の各車線ごとに交差点の流入部と流出部に 1 台ずつ，計 2 台のデジタルビデオカメラを設置して撮影し，その通過時間の差を交差点通過所要時間とした（図-4.13）．さらに，自動車の自由走行速度を 50km/h（法定速度）として交差点遅れを算出した．

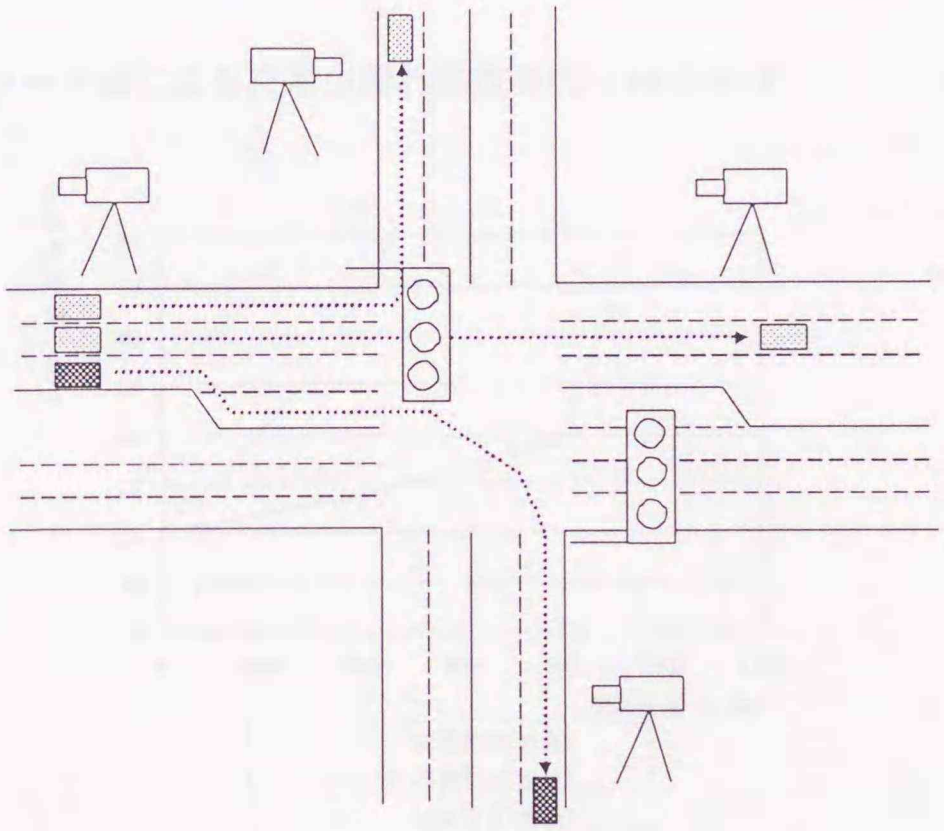


図-4.13　交差点遅れ計測

表-4.2　交差点遅れの計測値（乾燥路面）

	直　進	左　折	右　折
データ数	162	52	26
平均（秒）	33.77	39.18	57.57
標準偏差	28.90	21.98	29.18
最大値	92.12	78.12	116.84
最小値	8.12	11.12	18.84
平均交差点遅れ	30.10	24.00	21.90
交通量（台/時）	641	195	90
対向車（台/時）			641

表-4.2 は交差点遅れの計測値とその統計量を示している．ここで平均交差点遅れとは，ファジィ交差点遅れの中心値である．平均交差点遅れの計算に必要な飽和交通流率は，直進については 2000 台/時とし，左折および右折については歩行者の影響を考慮して 1300 台/時とした．

表-4.3 に交差点遅れの計測値より算定された，パラメータ値を示す．

表-4.3　交差点遅れのパラメータ値（乾燥路面）

	直　進	左　折	右　折
パラメータ：γ	0.01	0.09	0.76
パラメータ：β	4.84	53.50	53.73

算定されたパラメータ値による交差点遅れ関数を図-4.14 に示す．

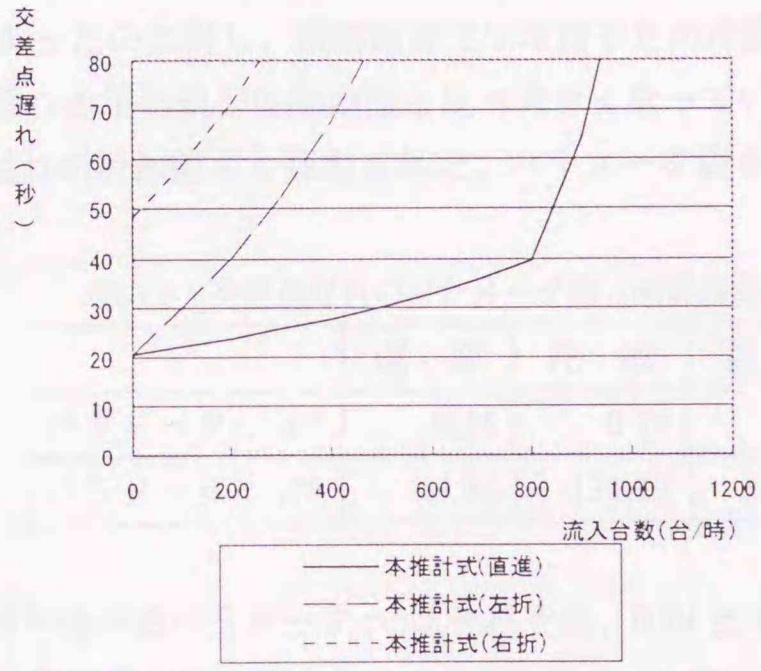


図-4.14　パラメータ算定を行った交差点遅れ

表-4.3 よりパラメータγに関しては，直進および左折については小さな値，右折については比較的大きな値になっていることがわかる．γの値が小さい直進と左折は，交差点遅れを小さくする要因の影響が大きいことを示している．右折については信号が青であっても対向直進車があるため，交差点遅れを小さくする要因の影響が小さいことがわかる．一方，パラメータβについては直進については小さく,左折および右折については大きくなっている．したがって，左折および右折車の交差点遅れを大きくする要因の影響は同じ程度に大きいといえる．

表-4.4　交差点遅れの計測値（積雪路面）

	直　進	左　折	右　折
データ数	115	29	28
平均（秒）	53.97	57.00	75.60
標準偏差	25.36	28.02	40.64
最大値	100.92	111.76	164.92
最小値	8.92	14.76	25.92
平均交差点遅れ	27.90	23.60	21.50
交通量（台/時）	534	178	67
対向車（台/時）			504

表-4.4は1998年12月22日に積雪路面で計測した交差点遅れとその統計量を示している．計測した場所と時間帯は，乾燥路面での計測と同様である．道路の有効幅員は，乾燥路面では片側3車線であったのに対し，積雪路面では堆雪のため片側約2車線となっていた．そのため，交差点遅れの平均値が乾燥路面と比べ大きくなっていることがわかる．

表-4.5に交差点遅れの計測値より算定された，パラメータ値を示す．

表-4.5　交差点遅れのパラメータ値（積雪路面）

	直　進	左　折	右　折
パラメータ：γ^*	0.56	0.74	0.99
パラメータ：β^*	44.46	131.19	105.80

表-4.5より，左折と右折のパラメータγ^*はそれぞれ，0.74と0.99であり，左折の方が交差点遅れを小さくする要因の影響が大きいことがわかる．一方，左折と右折のパラメータβ^*は，それぞれ131と106であり，左折の方が交差点遅れを大きくする要因の影響が大きいことがわかる．左折のパラメータβ^*は右折と異なり，流入交通量のみで決定されるため，右折のパラメータβ^*よりも大きくなったと考えられる．

表-4.3および表-4.5より，乾燥路面と積雪路面の道路特性が大きく異なっていることが推測できる．

パラメータ値の推定に当たっては，乾燥路面，積雪路面とも通過性指数の設定値は表-4.6に示す値を用いた．

表-4.6　通過性指数の設定値

設定値	k	α
値	0.9	1.2

4.3.4　交差点遅れ推計式の検証

交差点遅れ関数の代表的なものに，Webster の式が挙げられる．Webster の式では，流入交通量が飽和状態で交差点遅れが無限大になるため，より現実的な式への拡張が試みられてきた．その理由は，現実には交通流が過飽和となる時間は有限であり，したがって，飽和状態になったとしても交差点遅れは無限大にはならないからである．これに対し，Webster の式は飽和状態が無限に続くとして定式化していることになる．

拡張式の代表的なものが Akcelik の式である．Akcelik の式では過飽和状態での継続時間も考慮して定式化がなされている．ここでは，本交差点遅れ推計式の検証を行うため，交差点遅れの代表的な式との比較検証を行った（図-4.15）．

図-4.15 の一様到着の式とは，式(4.3)で表されるファジィ交差点遅れの中心値である．確定モデルによる推計式は，過飽和状態の交差点遅れの平均値である．Akcelik と確定モデルによる式はそれぞれ，式(4.24)と式(4.25)で表される．

$$d=\frac{C(1-e)^2}{2\{1-e(q/C_I)\}}+900T\{q/C_I-1+\sqrt{(q/C_I-1)^2+\frac{8(q/C_I-0.5)}{C_IT}}\} \tag{4.24}$$

$$d=(T/2)(q/C_I-1),\ \ q\geq C_I \tag{4.25}$$

ここで，Tは交通流の過飽和な状態が続く時間であり，1985HCM の設定と同様に 15 分として設定している．飽和交通流率，信号のサイクル時間および青時間比をそれぞれ，2000（台/時），110（秒），0.4 としている．

流入交通量が過飽和における交差点遅れも適切に表現する関数の条件は，流入交通量が飽和未満では Webster の式に近い値をとり，過飽和では Webster の式と確定モデルに挟まれた領域を通ることである．Akcelik の式はこの条件を満たしており，こうした交差点遅れ関数の基準になり得るものである．

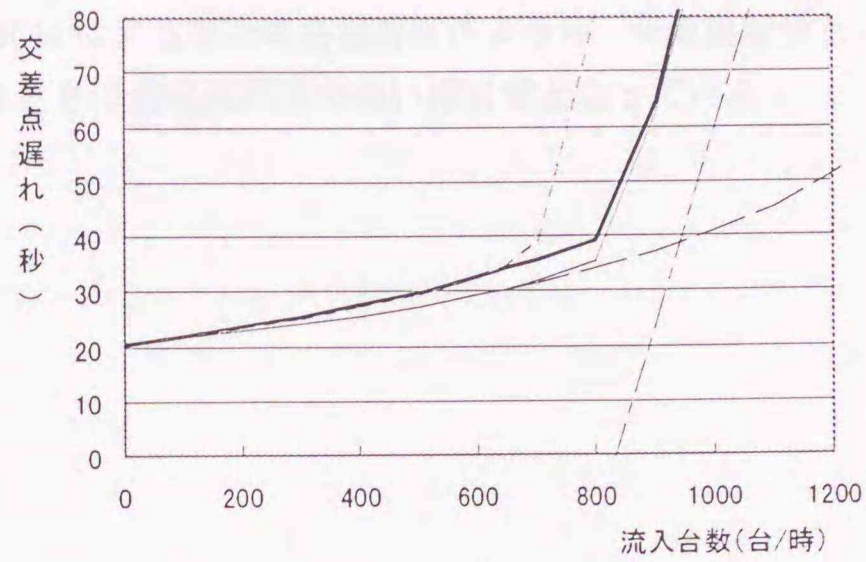


図-4.15　各種交差点遅れとの比較

図-4.15 における本式による交差点遅れは，乾燥路面における直進車のものを示しており，パラメータ値は表-4.3 に示した値，通過性指数の設定値は表-4.6 に示した値を用いている．本式による交差点遅れは，パラメータ値を適切に設定することで，①流入交通量が飽和未満では Webster の式と近い値をとり，②交差点遅れ計測を実施した交通量では，計測値の平均値と一致し，③過飽和状態においても Akcelik の式に近い値をとるという 3 点から，交差点遅れが適切に表現されていると考えられる．

積雪路面における交差点遅れは，堆雪による有効幅員の減少や路面摩擦係数の低下があるため，厳密な Webster の式や Akcelik の式を表現できない．しかし，積雪路面における交差点遅れ計測値よりパラメータ値を設定することによって，交差点遅れ計測を実施した交通量では，本推計式による交差点遅れと計測値の平均値が一致することは保証されている．したがって，積雪路面での交差点遅れも適切に再現されていると考えられるが，他の信号交差点でも引き続き計測を行う必要がある．

4.3.5　ファジィ関数による交差点遅れ推計式の特徴

本推計式の特徴は，交差点遅れが飽和交通流率や交通の到着分布によって変動するため，こうした要因に対する調整プロセスを有することである．すなわち，交差点遅れの計測を行うことによりパラメータ値の設定を行っているため，各交差点の特性に適合した交差点遅れを再現可能である．したがって，積雪路面での交差点遅れを計測することにより，積雪路面を想定した交差点遅れも推計可能となる．

さらに，詳細な交差点容量解析を行わずに，パラメータ値を測定することで適切な交差

点遅れを推計可能なため，交通量配分に適用しても計算負荷は小さいと考えられる．Akcelic や 1985，1994HCM による交差点容量解析法よりも，交通量配分といった他の手法と組み合わせて利用するときに適用可能性の高い推計式となっている．

第4章　参考文献

1) 佐佐木綱監修：交通工学，オーム社，1992

2) V.F.HURDLE: Signalized Intersection Delay Models－A Primer for the Uninitiated, TRANSPORTATION RESERCH RECORD, No971, pp. 96～104, 1984

3) R.M. Kimber and E.M. Hollis: Traffic Queues and Delay at Road Junctions, Laboratory Report 909, Transportation and Road Research Laboratory, Crowthorne, Berkshire, England, 1979

4) R. Akcelic: Traffic Signals Capacity and Timing Analysis Research Report 123, Australian Road Research Board, Victoria, 1981

5) D.I. Robertson and P. Gower: User Guide to TRANSYT Version 6, Supplementary Report 255, Transport and Road Research Laboratory, Crowthorne, Berkshire, England, 1977

6) D.I. Robertson: Traffic Models and Optimum Strategies of Control Systems, edited by W.S. Homburger et al, Volume 1, Barkley, Calif., pp.262～288, 1979

7) R. Akcelic: Time-Dependent Expressions for Delay, Stop Rate and Queue Length at Traffic Signals, International Report AIR 367-1, Australian Road Research Board, Numawading, Victoria, 1980

8) JHK & Associates and the Traffic Institute: Northwestern University. Urban Signalized Intersection Capacity. Draft Final Report, NCHRP Project 3-28(2). TRB, National Research Council, Washington, D.C, 1983

9) JHK & Associates: Urban Signalized Intersection Capacity. Uncorrected Draft, NCHRP Project 3-83(2). TRB, National Research Council, Washington, D.C, 1982

10) W.R. Reilly et al: A Technique for Measurement of Delay at Intersections, Report FHWA-RD-76-137, FHWA, U.S. Department of Transportation, 1976

11) R. Akcelic: The Highway Capacity Manual Delay Formula for Signalized Intersections, ITE J. 58(3), pp.23～27, 1988

12) R. Akcelic: Opposed turns at signalized intersections: the Australian method, ITE J. 59(6), pp.21～27, 1989

13) Transportation Research Board: Highway Capacity Manual, Special Report 209, 1985

14) Transportation Research Board: Highway Capacity Manual, Special Report 209, 1994

第5章

北大型利用者均衡配分
（HUSE：Hokkaido University user equilibrium assignment considering Signal Effects）
モデルの構築

5.1 概説

本研究で構築した HUSE モデルは，リンクコスト関数の一般化を図った利用者均衡配分モデルである．すなわち経路所要時間は，その経路上のリンク所要時間と交差点遅れの和として表現されることになる．また，最短経路探索法は，標準的な利用者均衡配分の配分計算アルゴリズムである Frank-Wolf 法に頻繁に用いられている．本章では，最初に HUSE モデルの特性を考慮した解法を整理した．さらに，最短経路探索法として効率が良いとされるダイクストラ法，ラベル修正法と，そのデータ構造について述べた．次に，最短経路探索をベースとした，利用者均衡配分の解法としての Frank-Wolf 法について述べた．最後に，HUSE モデルの特性を踏まえ，その解法を構築した．標準的な確定的利用者均衡配分は，Frank-Wolf 法によって効率的に解くことが可能である．しかし HUSE モデルでは，①交差点遅れ関数の無限大への漸近化，②解の一意性・安定性の問題，③交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズムの必要性，という 3 つの特性を考慮した解法を適用しなければならない．①に対しては，容量制約付き Frank-Wolf 法を適用し，②に対しては，Meneguzzer の近似的収束条件を適用し，③に対しては，ペナルティ関数法と筆者が考案したデータ構造である接続行列を適用することによって，これらの特性を克服した解法を構築した．

5.2 HUSE モデルの特性を考慮した解法

本研究で構築した HUSE モデルは，リンクコスト関数の一般化を図った利用者均衡配分モデルである．すなわち経路所要時間は，その経路上のリンク所要時間と交差点遅れの和として表現されることになる．こうした交通量配分モデルでは，①交差点遅れ関数の無限大への漸近化，②解の一意性・安定性の問題，③交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズムの必要性，という 3 つの特性を考慮した解法を適用しなければ，解くことは困難となる．

①の交差点遅れ関数の無限大への漸近化に対処した解法として，容量制約付き Frank-Wolf 法の適用した．このことにより，交差点遅れが無限大になることがなくなり，最短経路探索が実行可能となった．

②の解における一意性と安定性の問題に対処するために，Meneguzzer の近似的収束条件を適用した．このことにより，厳密な均衡解は求めることはできないが，実用上十分に安定的であり，意味のある近似的均衡解を得ることが可能となった．

③の交差点を考慮した最短経路探索アルゴリズムの効率化に対処するために，アルゴリズムとしてペナルティ関数法を適用した．同アルゴリズムの適用により，計算の効率化を図ることが可能となり，さらにデータ構造として筆者が考案した接続関係行列を用いることで信号交差点での進行方向をモデル中で記述可能となった．このことにより，現実の道

路ネットワークでの配分計算を行う上で必要不可欠な複雑な交通規制も表現可能となった（表-5.1）．具体的な HUSE モデルの特性と解法については，5.5 以降で述べる．

表-5.1　HUSE モデルの特性を考慮した解法

特　性	解　法
交差点遅れ関数の無限大への漸近化	容量制約付き Frank-Wolf 法
解の一意性と安定性の問題	Meneguzzer の近似的収束条件
交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズムの必要性	ペナルティ関数法 接続関係行列

5.3　最短経路探索法[1),2)]

標準的な利用者均衡配分法の解法として知られているのが Frank-Wolf 法である．Frank-Wolf 法は非線形最適化問題の解法に基づいており，その主な計算は OD 間の最短経路探索である．そのため，以下では最短経路探索法とそのデータ構造について述べる．

5.3.1　ダイクストラ（Dijkstra）法

ダイクストラ法は，起点ノードにより近いノードから順に全方向に向かって，最短経路を列挙していく方法である．そして 1 つの起点からすべての終点までの最短経路と最小費用を同時に求める．

アルゴリズムにおいて，全ノードは集合 K と$\bar{K}$の 2 つの集合に分けられる．集合 k は起点 o からの最短経路と最小交通費用（ラベル，Label）が既に確定されたノードの集合である．このように確定されたラベルを永久（permanent）ラベルと呼ぶ．集合$\bar{K}$は起点 o からの最小交通費用が確定されてない部分的最小交通費用（temporary label）をもつノードの集合である．ノード集合 K は計算の進行とともに起点 o を中心として 1 つずつ外周部に広がり，計算対象部分もそれにつれて拡大する．集合$\bar{K}$のノード j がもつ部分的最小費用 C_j は，起点 o からノード j までの現段階の最短経路費用であり，計算範囲の拡大とともにより小さい経路費用に更新される．

ダイクストラ法では一回一回の計算ステップで，起点 o からある外周ノード（集合 K の 1 つ外側にあるノード）までの最小交通費用が 1 つずつ確定される．その計算手順以下のようになる．

① 前回の計算ステップでノード i の最小交通費用 C_i が確定され，ノード i は集合 K に移されたとする．

② そのノード i から出る各リンクの終点ノード$\{m\}$のそれぞれについて部分的最小費用 $c'_m=C_i+t_{im}$（t_{im} は始点 i 終点 m のノードをもつリンク費用）を計算し，c'_m が現在の c_m

よりも小さければ更新（$c_m=c'_m$）し，そうでなければそのままにする．更新された場合は，後の最短経路列挙のための変数 F_m（先行ポインタ）を $F_m=i$ とする．

③ これらのノード$\{m\}$を含めて，現ステップまでに計算されたが最小交通費用が確定されていないノード集合$\bar{K}$から最も小さい部分的最小費用をもつノード j を求める．

④ ノード j を起点 o からの最小交通費用 c_j をノードと確定し，集合 K に移す．このとき，F_jに h が入力されていたとすると，ノード j を含む最短経路は，起点 $o\rightarrow\cdots\rightarrow h(=F_j,\ h\in K)\rightarrow j$ まで生成されたことになる．最小交通費用は $c_j=c_h+t_{hj}$ である．

⑤ ノード j を i に置き替えて上記の②～⑤のステップを繰り返す．

以上のステップをまとめると以下のようになる．

<ダイクストラのアルゴリズム>

step1. すべてのノード$\{j\}$について部分的最小費用 $c_j=\infty$（または十分に大きな値 B），$F_j=0$，$j\in\bar{K}$とする．起点を o とすると，ノード o に関して，$c_o=0$，$i=o$ として，ノード o を集合 K に移す．

step2. ノード i から出るすべてのリンクの終点ノード$\{m\}$について，

$$c_m>c_i+t_{im} \text{ ならば } \quad c_m=c_i+t_{im},\ F_m=i$$

とする．

step3. 最小交通費用が確定されていない集合$\bar{K}$に属するすべてのノードについて，式(5.1)より部分的最小費用の最小値 c_j とそのノード j を計算する．

$$c_j=\min_p(c_p) \qquad \{p:\ p\in\bar{K}\} \tag{5.1}$$

ノード j を集合 K に移す．

step4. $c_p=\infty$以外のすべてのノードが集合 K に移されれば終了．そうでなければ，$i=j$ として step2.へ．

<最短経路の列挙>

上記の計算で求めた先行ポインタ F_j を利用して任意のノード d から起点 o までの最短経路を逆に戻りながら以下のように列挙する．

$$d\rightarrow(F_d=)h\rightarrow(F_h=)g\rightarrow(F_g=)f\rightarrow\cdots\rightarrow(F_b=)\text{起点 } o$$

以下にアルゴリズムの補足説明をする．

(i)アルゴリズム中の∞には，コンピュータによる計算上十分に大きな値 B を定数として設定する．また，$c_j=\infty$のまま残ったノードはどのノードにも結合しないノードである．

交通量配分の場合には，OD 交通量の発生集中するセントロイドをこのような結合されな

いノードとすることは許されない．リンクコスト関数が無限大になる可能性のある場合，配分の結果として step2.の t_{im} が初めに与えた B の値よりも大きくなる可能性が存在する．そのようなリンクは通常，最短経路として採用されないので問題はない．ただし，セントロイドから 1 本のリンクしか出ていないような極端なケースでは，そのリンクに交通量が集中して高いリンクコストをもった結果，step2.の不等式よりそのセントロイドが孤立する場合が起こりえる．この場合には B の値を大きくしても良いが，孤立セントロイドのチェックはもとよりネットワークの再考が必要となる．とりあえずリンクコストの無限大化に関わらず，つながっているすべてのセントロイド間の最短経路探索を行う場合は，step2.において，集合$\bar{K}$のノード $F_m=0$ と $F_m\neq0$ の場合で区別して計算してもよい（$F_m\neq0$ の場合，step2.と同じ計算をする: $F_m=0$ の場合はすべて $c_m=c_i+t_{im}$ とする）．全集合を初めからこのように 3 つの集合に分けて計算する方法も考えられる．これらの集合に効率よく分けることができれば，容量と計算時間の節約にもなる．ダイクストラ法の基本的原理を変えずに，適用する問題に合わせてプログラムの一部を変えるなど，さまざまな方法がある．

(ii)step2.では，あるノードから出るすべてのリンクの終点ノードを効率よく抽出し，c_m を計算する必要がある．このためにネットワーク特有のデータ構造を用いる必要がある．

5.3.2　ラベル修正法

最短経路探索の基本計算は，ダイクストラ法の step2.にみられるような以下のラベリング（Labeling）という操作である．

<ラベリング>
ノード i から出るすべての終点ノード$\{m\}$について，

$$c_m>c_i+t_{im}$$

をチェック（走査: scanning）し，そうであるリンク$(i\rightarrow m)$について，$c_m=c_i+t_{im}$，$F_m=i$ とする．

ラベリングとは，ノード m のラベル（起点からの交通費用）をノード m に流入する他の経路（ノード i）のラベルと比較してより小さなラベルのものに変更する作業であり，同時に他の経路（または，先行ポインタ F_m）をより小さなラベルに変更する作業である．ネットワーク上の各リンクに接続する 2 つのノード間でこの操作を繰り返し，すべてのノードで $c_m>c_i+t_{im}$ となるラベルがなくなれば起点からの最短経路が確定され，その経路は先行ポインタ F_mによって求められる．

ダイクストラ法（ラベル確定法）では，一回一回の計算ステップで，起点 o からノード m までの最短経路が 1 つずつ確定された．その確定作業は各ステップで最小のラベルをもつ

ノードを1つ見つける作業（ダイクストラのアルゴリズム step3.）を行うことであった．ラベル修正法ではそのような最小ラベル検索は行わず，上記のラベリングをある規則で作成されたリンクのリスト順に繰り返すことによって最短経路を求める．リンクリストが起点ノードにつながるすべてのリンクを含んでいれば，どのような順にリンクを並べても最終的には最短経路が得られることは証明できる．しかし，できるだけ重複を避け，すべてのラベリングが効率よく行われるように工夫することが必要となる．ラベル修正法ではこのリストの作成についていくつかの方法が提案されている．以下では，起点につながるノードから，その次につながるノードへと順にリストに登録し，登録された順にラベルのチェックを行い，チェックされたものはリストから削除するということを繰り返す方法（データ構造論において“幅優先探索”と呼ばれる）を示す．

<ラベル修正法のアルゴリズム>

step1. すべてのノード$\{j\}$についてラベル（交通費用）$c_j=\infty$（十分に大きい値 B），先行ポインタ $F_j=0$ とする．起点を o として，ノード o に関して，$c_o=0$，$i=o$ とする．走査可能リスト（scan eligible list）にノード o のみを登録しておく．

step2. 走査可能リストの先頭にあるノード i（1回目のときは，起点ノード o となる）を取り出し，i を走査可能リストから削除する．

step3. ノード i から出る全リンクの終点について $c_m>c_i+t_{im}$ ならば，以下の操作を行う．
$c_m=c_i+t_{im}$，$F_m=i$ とし，またノード m が走査可能リストに含まれていなければ，m を走査可能リストの最後尾に登録する．

step4. 走査可能リストが空集合ならば終了する．

上記のアルゴリズムで注意すべき点は，一度走査可能リストから削除されたノードでも再び走査可能リストに登録され得ることである．しかし最小ラベルが確定したもの（たとえば step1.の起点 o など）については上記の step3.を満たすことがなく再び走査可能リストに登録されることはない．よって，このような走査可能リストの登録削除を繰り返していくと，走査可能リストに登録されるノードがなくなり，走査可能リストが空集合になったとき，すべてのノードラベルは起点からの最小交通費用となる．その最短経路は，ダイクストラ法と同様に先行ポインタ F_m を利用して任意のノード d から起点 o を逆に戻りながら列挙できる．

5.3.3 効率的な最短経路探索のためのデータ構造

前述した最短経路探索法では，各始点ノードに接続するすべてのリンクの終点ノードにおけるラベルを連続してチェックする必要がある．この特性を考慮して，より効率的な最短経路探索を実現するためには，“forward star 形式”と呼ばれるデータ構造が用いられる．

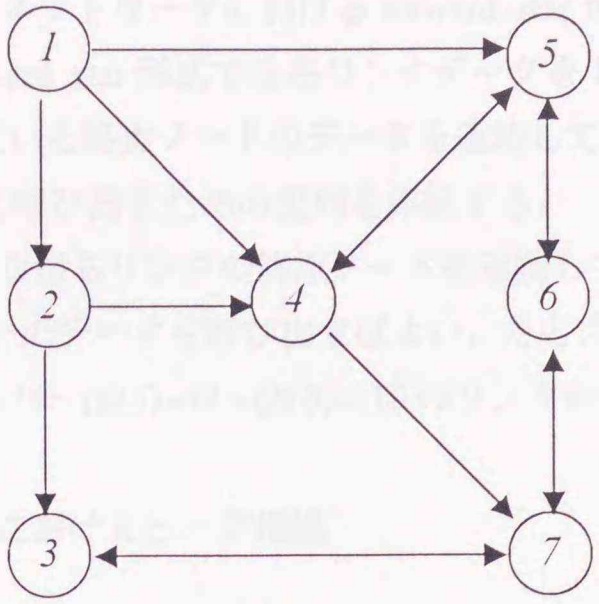


図-5.1　例題ネットワーク

表-5.2　forward star 形式のデータ構造

リンク No.	始点ノード	終点ノード	リンクコスト
1	1	2	2
2	1	4	5
3	1	5	2
4	2	3	8
5	2	4	4
6	3	7	2
7	4	5	9
8	4	7	5
9	5	4	6
10	5	6	7
11	6	5	5
12	6	7	9
13	7	3	10
14	7	6	7

表-5.3　forward star 形式データを呼び出すための配列 B

始点ノード i	各始点ノードの初めのリンク No. $B(i)$
1	1
2	4
3	6
4	7
5	9
6	11
7	13

表-5.2 は図-5.1 に示すネットワークにおける forward star 形式によるデータ構造の例である．表-5.2 のように forward star 形式では各リンクデータを 1 行ごとに並べる．その順序は始点ノードにつながっている終点ノードのデータを連続して並べる．同時に表-5.3 のように forward star 形式データを呼び出すための配列を作成する．

よって，ノード i につながるリンクの終点ノードを連続して列挙するときは，リンクナンバー$B(i)$から $B(i)-1$ までのデータを呼び出せばよい．たとえば，ノード $i=5$ に接続する終点ノードは，リンクナンバー$(B(5)=)9$〜$(B(6)=)10$ のリンクの終点ノードである 4,6 である．

5.3.4　最小ラベル探索におけるヒープ構造

ダイクストラ法での最小ラベルをもつノードの探索には，ヒープ構造と呼ばれるデータ処理方法が利用される．ヒープ（heap）とは根付き木を意味する．ヒープ構造とはそれに蓄えられる要素（ラベル）の最小値を一回一回，全データをソートすることなく，効率よく見つけだすための特別なデータ構造である．

ヒープ構造では一連のノードラベルにおける値を図-5.2 のような順序集合として並べる．この並びは図-5.3 における 2 分木と呼ばれる階層構造を意味している．図-5.3 では最上段の配列順位 1 のノードが特別に根と呼ばれ，他のノードは図-5.4 のように親ノードと子ノードという関係を上下のそれぞれの階層で維持しながら，以下のヒープ条件を満たすようにラベルが随時移動される．

配列順位 i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
ラベル $X(i)$	2	5	10	6	9	14	11	20	15	18	13	22	16

図-5.2　ヒープ構造の配列表現

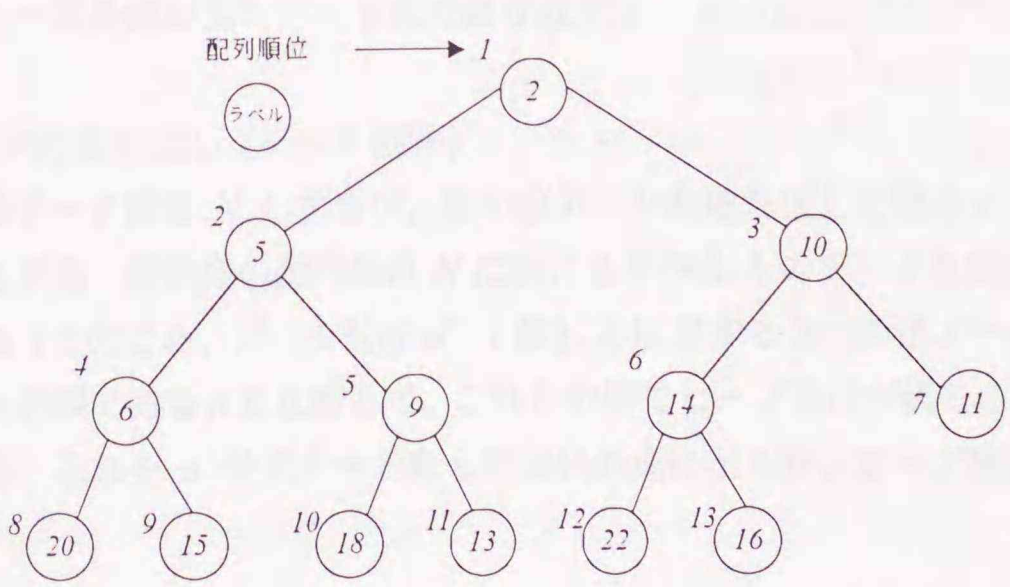


図-5.3　2 分木におけるヒープ構造

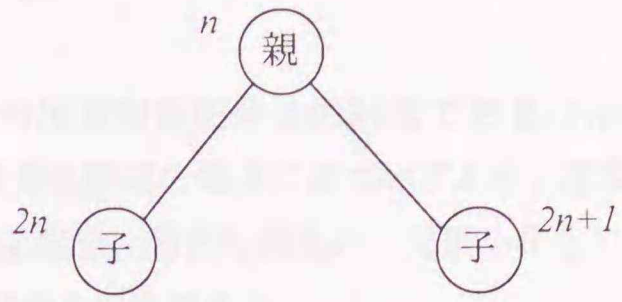


図-5.4　親子ノードと配列順位の関係

[ヒープ条件]
根以外の各ノード g に対して，(g の親ノードのラベル) ≦ (g のラベル)

図-5.3 はヒープ条件をすべてのノードで満たしている例である．

さらに，図-5.4 で示すように親ノードの配列順位を n とし，子ノードのそれを $2n$ および $2n+1$ とする．このとき二分木の性質から，すべての階層で親と子ノードの配列順位の関係は，n と $2n$，$2n+1$ の関係を保つことになる．すなわち，配列順位 1 における根のノードを除き，配列順位 i の親は常に配列順位$[i/2]$（$i/2$ の整数部分）にあることがわかる．このような構造でかつヒープ条件を満たすようにすれば，根のノードには常に最小ラベルデータが格納される．

ヒープ構造をもつ配列では，“新たなデータの挿入の場合”と“最小値データの取り出しのためのデータ削除の場合”のいずれにおいても以下のようにデータを移動して，ヒープ構造が維持でき，また最小ラベルは根のノードに格納される．

<新たなデータの挿入>

初期状態のデータ数を N とする．配列順位 $N+1$ のノードに新たなデータ g をおく．その親ノードとの間でヒープ条件を満たさなければ，親ノードと g を入れ替える．これを g が根に至るかヒープ条件が満たされるまで繰り返す．

<最小値データの取り出し（データ削除）>

初期状態のデータ数を N とするが，最小値データを取り出して根のノードは空いている状態であるとする．最後尾の配列順位 N におけるラベル h のデータを空いている根のノードに移動する（このとき，データ数は $N-1$ 個）．h に対する 2 つの子ノードのうち，小さい方のラベル u と親である h を比較して，これらの間でヒープ条件が満たされなければ u と h を入れ替える．これを h が子ノードをもたない外点に至るか，ヒープ構造が満たされるまで繰り返す．

5.4 利用者均衡配分の解法[1)]

ここでは，標準的な利用者均衡配分法の解法である Frank-Wolf 法について述べる．Frank-Wolf 法は非線形最適化問題の解法に基づいており，①最短経路探索，②最短経路への需要交通の All-or-Nothing 配分，③目的関数の一元最小化といった 3 つの作業を繰り返すことによって，均衡解を求める手法である．

5.4.1 All-or-Nothing 配分法

All-or-Nothing 配分とは，最小交通費用をもつ経路へすべての需要を配分するもので，鉄道需要量の予測や，容量制限のない交通量配分など，flow independent な状況において使われる．All-or-Nothing 配分とは基本的には以下のような配分である．

step1. 各リンクの交通費用を利用して各 OD ペア rs 間の最短経路探索を行う．前節で説明した最短経路アルゴリズムは，ある起点 o から他のすべてのノードへの最短経路を同時に探索するものであった．よって交通が発生するすべての起点（セントロイド）r に関して最短経路探索を行い，経路を列挙するための各ノード i に対する先行ポインタ F_i を求める．

step2. 各 OD ペア rs 間において，最短経路上のリンクを，F_i を利用しながら列挙すると同時に，OD 交通量 Q_{rs} を列挙されたリンクに負荷していく．

step3. 全 OD ペア間における OD 交通量を最短経路上のすべてのリンクに負荷したら終了．

上記の方法は基本形であるが，より効率の良い All-or-Nothing 配分として以下のようなものが考えられる．それは，上述した最短経路探索における特徴（ある起点 o から他のすべてのノードへの最短経路を同時に求めること，およびその最短経路はツリー構造となっていること）に着目した方法である．ここで，起点（OD 交通量に発生するノード）集合に属するノードを通し番号 $n=1,2,\cdots,N$ で区別し，また O_j はノード j から流出するリンクの終点集合を表すものとすると，より効率のよい All-or-Nothing 配分が実現できる．

step1. $n=0$ とする．始点ノード i，終点ノード j をもつすべてのリンクにおけるリンク交通量 x_{ij} について，$x_{ij}=0$ とする．

step2. n 番目の起点を o とする．起点 o からすべてのノードへの最短経路を探索し，起点 o から他の全ノードへの最短経路費用 $\{C_{min}[o\rightarrow i]\}$ と各ノードに対する先行ポインタ F_i を求める．

step3. $C_{min}[o\rightarrow j]$ の値における降順（o から遠い順）にノード j を考える．ノード j に流入し，かつ最短経路ツリーに含まれるリンク $i(=F_j)\rightarrow j$ の交通量 x_{ij} を次式で改訂する．

$$x_{ij} = x_{ij} + (Q_{oj} + \sum_{m \in O_j} x_{jm}) \qquad i=F_j$$

step4.　$n=N$ なら終了．そうでなければ，$n=n+1$ として step2.へ．

5.4.2　非線形最適化問題の解法 [3), 4)]

第 2 章で述べたように，Kuhn-Tuker 条件によって直接解くことのできる非線形最適化問題は，変数が限られた単純な問題に限られる．配分問題で考えれば，経路が数個となるネットワークの場合である．各経路がいくつかのリンクの結合によって表され，列挙される利用可能経路が膨大である実規模ネットワークでは，Kuhn-Tuker 条件によって直接最適解探し出すことは不可能である．

凸集合が保証された非線形最適化問題を解くために利用可能な情報は，せいぜい，①自分で与えた点（初めに与える初期値など）における目的関数の勾配状況，②目的関数が小さくなる方向に向かっていけば，必ず最小値が見つかるという数学的証明と，③実行可能解（制約条件を満たす解）である 2 点を結んだ線上におけるすべての点が実行可能解となるという凸集合がもつ本来の性質だけである．

これらの情報によって最適解を求めるために，ほとんどの凸計画問題のアルゴリズムではまず，(step1.) 現在与えられている点の勾配からどの方向に向かえば目的関数を降下できるかを決め，次に，(step2.) どれだけ進めるかを決める，という 2 段階で次のステップ点を決定する．この操作を繰り返すことによって，最小値（どの方向にも下がることができない点）を見つけるのである．それらのステップは，以下の通りである．

step1.　どの方向に向かえば目的関数が降下するか？（降下方向の探索）

n 回目のステップにおいて点 $\mathbf{x}^{(n)}$ が与えられているものとする．この点 $\mathbf{x}^{(n)}$ において目的関数の勾配が大きく，そしてより低く目的関数を降下することができると考えられる方向を探索する．

図-5.5 は，制約条件によって囲まれた凸領域，方向ベクトル $\mathbf{d}$（$=\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$; ここで $\mathbf{y}$ は $\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$ によって方向を示すベクトル上における任意の点または端点）と，その方向ベクトルの動きによって目的関数がどのように動くかを示したものである．方向ベクトル $\mathbf{d}$ および制約条件によって与えられる実行可能領域は $\mathbf{x}$ 平面上にあり，$\mathbf{d}$ は少なくとも $\mathbf{x}^{(n)}$ 近傍において目的関数が降下する方向を指すように決定される．

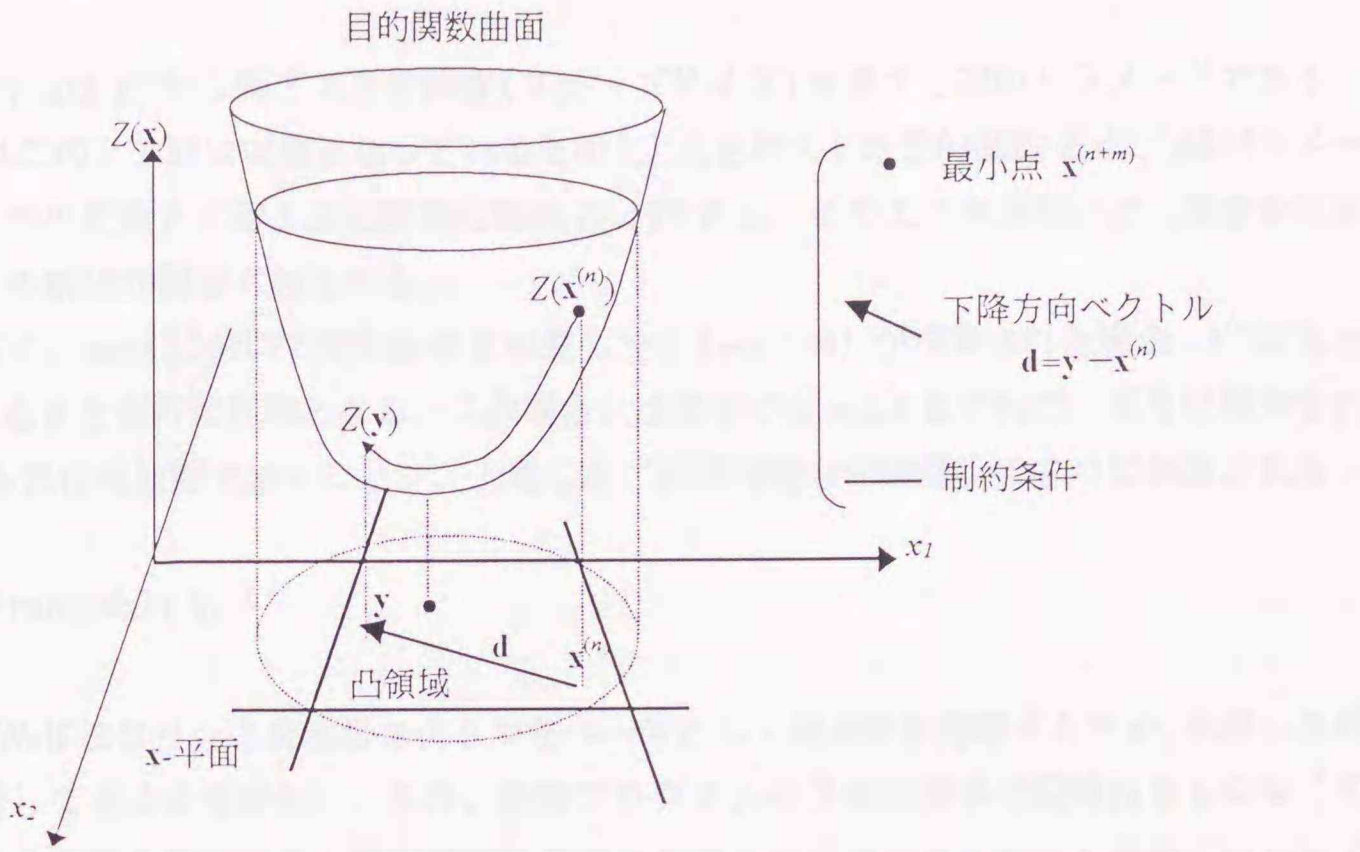


図-5.5　制約条件と方向ベクトル(y −x)と目的関数上の動き

配分問題のように，変数が多数存在する次元の大きな問題では，降下方向も無数に存在するため，より効果的な方向ベクトル **d** を選択することが必要となる．また目的関数が点 $\mathbf{x}^{(n)}$において，実行可能領域の境界と接している場合（$\mathbf{x}^{(n)}$が制約条件上にある場合）には，降下できる方向も制約される．これらのことを考慮して方向ベクトルを決めるためには，新たな（主問題よりも簡単な）最適化問題を解くことが必要となる．このステップでは，主問題の目的関数の点 $\mathbf{x}^{(n)}$における 1 次または 2 次のテーラー展開によって得られた近似問題を最適化問題（補助問題）として再定義し，それを解くことによって **y** を求め，方向ベクトル **d**（$=\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$）を決定する．

step2.　どこまで進めるか？（ステップサイズの 1 次元探索）

前ステップで決定される方向 **d** に沿ってできる限り降下する．しかし，前ステップの方向は，点 $\mathbf{x}^{(n)}$の近傍の情報（目的関数の傾き）のみによって決められたものあるため，ある程度進むと降下できなくなる点（最適点でなければ異なる方向に降下できる点）か，または降下できるが制約条件によって制約される境界点に必ず至る．よって，それらのどちらかの点を求める．

以下の式で表される $\mathbf{x}^{(n+1)}$をもともとの目的関数に代入し目的関数 $Z(\mathbf{x}^{(n+1)})$を最小化する $\mathbf{x}^{(n+1)}$を得る．

$$\mathbf{x}^{(n+1)}=\mathbf{x}^{(n)}+\alpha\mathbf{d} \tag{5.2a}$$

または，$\mathbf{d}=\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$とした場合は，

$$\mathbf{x}^{(n+1)}=\mathbf{x}^{(n)}+\alpha(\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}) \tag{5.2b}$$

となる．

ここで，αは$\mathbf{x}^{(n)}$から降下できる距離（ステップサイズ）を表す1次のパラメータである．$\mathbf{x}^{(n)}$と$\mathbf{y}$はこのとき既に定数となっているため，上式を代入した目的関数$Z(\mathbf{x}^{(n+1)})$はパラメータαを1つの変数とする1次元最適化問題$Z(\alpha)$である．このような問題には，黄金分割法等の多くの解法が提案されている．

ところで，step1.において制約条件を考慮して$\mathbf{y}$（$=\mathbf{x}^{(n)}+\mathbf{d}$）が探索された場合，$\mathbf{x}^{(n)}$はもとより，$\mathbf{y}$もまた実行可能解となる．この場合，上式で$0 \leqq \alpha \leqq 1$とすれば，新たに探索される$\mathbf{x}^{(n+1)}$も実行可能解であることが，上述した“利用可能な情報③”のように保証される．

5.4.3 Frank-Wolf法[5),6)]

Frank-Wolf法はリンク交通量ベクトルをベースとして最適解を探索するため，列挙した経路を記憶しておく必要がない．また，計算プログラムの作成は簡単で記憶容量も少なくて済むという特徴も持つため，利用者均衡モデルのアルゴリズムとして広く受け入れられている．

Frank-Wolf法は5.4.2で述べた一般的解法のうち，step1.における方向ベクトル$\mathbf{d}$上の点$\mathbf{y}$（$=\mathbf{x}^{(n)}+\mathbf{d}$）を以下に示す補助問題より求める．

step1.　n回目の計算ステップで求められたリンク交通量ベクトルの点$\mathbf{x}^{(n)}$において，式(2.5)（利用者均衡配分と等価な最適化問題）の目的関数を線形近似する．

$$\begin{aligned} Z_p(y) \approx Z'(y) &= Z_p(\mathbf{x}^{(n)}) + \nabla Z_p(\mathbf{x}^{(n)})^T(\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}) \\ &= Z_p(\mathbf{x}^{(n)}) + \sum_{a\in A}(y_a - x_a^{(n)})\partial Z_p(\mathbf{x}^{(n)})/\partial x_a^{(n)} \\ &= Z_p(\mathbf{x}^{(n)}) + \sum_{a\in A}(y_a - x_a^{(n)})t_a(x_a^{(n)}) \\ &= Z_p(\mathbf{x}^{(n)}) - \sum_{a\in A}x_a^{(n)}t_a(x_a^{(n)}) + \sum_{a\in A}y_a t_a(x_a^{(n)}) \end{aligned} \tag{5.3}$$

目的関数$Z'(\mathbf{y})$を式(2.5)の制約条件のもとで最小化するとすると，式(5.3)の第1項と第2項は定数であることから，式(5.4)のような補助問題となる．

$$\min . Z'(\mathbf{y}) = \sum_{a\in A} y_a t_a(x_a^{(n)}) \tag{5.4a}$$

$$\text{subject to} \quad \sum_{k\in K_{rs}} f_k^{rs} - Q_{rs} = 0 \qquad \forall rs \in \Omega \tag{5.4b}$$

$$y_a = \sum_{k\in K_{rs}}\sum_{rs\in\Omega}\delta_{a,k}^{rs} f_k^{rs} \qquad \forall a \in A \tag{5.4c}$$

目的関数式(5.4a)は，$\{t_a(x_a^{(n)})\}$の下での総走行時間を最小とする$\mathbf{y}$を求めるものとなっている．$\{t_a(x_a^{(n)})\}$は定数なので，結局上記の補助問題は，$\{t_a(x_a^{(n)})\}$のリンクの所要時間で求め

られる最短経路にすべてのOD交通量を負荷するというAll-or-Nothing配分をすれば，$Z'(\mathbf{y})$を最小とする$\mathbf{y}$が得られることを示している．

ところで，式(5.3)の第2項と第3項の差が負（または$\nabla Z_p(\mathbf{x}^{(n)})^T(\mathbf{y}'-\mathbf{x}^{(n)})<0$）となるような任意のベクトル$\mathbf{y}'$を与えれば，方向ベクトル$\mathbf{y}'-\mathbf{x}^{(n)}$は点$\mathbf{x}^{(n)}$近傍において$Z_p$の値を小さくする降下方向となる．補助問題式(5.4)を最小とする$\mathbf{y}$は，$\nabla Z_p(\mathbf{x}^{(n)})^T(\mathbf{y}'-\mathbf{x}^{(n)})$の最も小さい負値を与えるものであるため，$\mathbf{d}=\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$は目的関数$Z_p$の点$\mathbf{x}^{(n)}$における最も急な下り勾配（最急勾配）に沿った方向ベクトルとなる．また補助問題の解$\mathbf{y}$は制約条件を満たしているので実行可能解となり，補助問題が線形目的関数Z'の最小化（線形計画問題）であるため$\mathbf{y}$は制約条件にまで達する端点となっている．

Frank-Wolf法では，補助問題を解くために収束計算を行う必要はなく，All-or-Nothing配分の解であるリンク交通量ベクトル$\mathbf{y}$を降下方向として利用するため，配分問題の解法として扱いやすいものとなっている．

step2. 降下方向ベクトル$\mathbf{d}=\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}$が与えられた後は，5.4.2で示したstep2.より，

$$\mathbf{x}^{(n+1)}=\mathbf{x}^{(n)}+\alpha(\mathbf{y}-\mathbf{x}^{(n)}) \qquad (0\leqq\alpha\leqq 1)$$

で示される$\mathbf{x}^{(n+1)}$を目的関数Z_pに代入し，αによる1次元最適化を行うことによって，次の試行点$\mathbf{x}^{(n+1)}$を求めることができる．点$\mathbf{y}$は実行可能解であるため，$0\leqq\alpha\leqq 1$上の点$\mathbf{x}^{(n+1)}$もまた実行可能解となる．

上記のstep1.および2.よりFrank-Wolf法のアルゴリズムは以下のようになる．

＜Frank-Wolf法のアルゴリズム＞

step1. 初期実行可能解の設定

収束回数$n=1$として初期実行可能解となるリンク交通量$\{t_a(x_a^{(n)})\}$を与える．

step2. リンクコストの更新

$\{x_a^{(n)}\}$に対する所要時間$\{t_a(x_a^{(n)})\}$を計算する．

step3. 降下方向の探索

最短経路探索によって各OD間の最短経路を求める．その最短経路に各OD間の全交通需要を負荷するAll-or-Nothing法により$\{y_a\}$を求める．

step4. 1次元探索

$$x_a^{(n+1)}=\alpha y_a+(1-\alpha)x_a^{(n)}$$

とおく．$\{y_a\}$と$\{x_a^{(n)}\}$は定数なので，目的関数式(2.5a)に$x_a^{(n+1)}$を代入し，$Z_p(x_a^{(n+1)})=Z_p(\alpha)$を得る．$\alpha(0\leqq\alpha\leqq 1)$の1次元探索によって$Z_p(\alpha)$を最小にするステップサイズ$\alpha$とそのリンク交通量$\{x_a^{(n+1)}\}$を求める．

step5.　収束判定

あらかじめ設定した ε_1，ε_2 に対して，

$$\text{(a)} \quad \sum_{a \in A} (x_a^{(n+1)} - x_a^{(n)}) t_a(x_a^{(n)}) \leq \varepsilon_1$$

$$\text{(b)} \quad \max_a |(x_a^{(n+1)} - x_a^{(n)}) / x_a^{(n)}| \leq \varepsilon_2$$

(c)　$n>K$（K は任意に与える）

のいずれかを満足するならば，計算を終了する．そうでなければ，$n=n+1$ として step2.へ．

5.5　HUSE モデル

5.2 では，HUSE モデルの特性を考慮した解法を整理した．ここでは，HUSE モデルの構成，HUSE モデルの特性を考慮した解法について詳細に述べる．

5.5.1　HUSE モデルの構成

HUSE(Hokkaido University user equilibrium assignment considering Signal Effects)モデルは，リンクコストが BPR 関数より得られる値，交差点遅れが第 4 章に示した推計式より得られる値を用いて，経路所要時間を表現した利用者均衡配分モデルである（図-5.6）．BPR 関数はアメリカ道路局（US Bureau of Public Road）で開発されたリンクパフォーマンス関数であり，式(5.5)で表される [7]．

$$t_a(q_a) = t_a\{1 + \alpha(\frac{q_a}{C_a})^\beta\} \qquad \forall a \in A \tag{5.5}$$

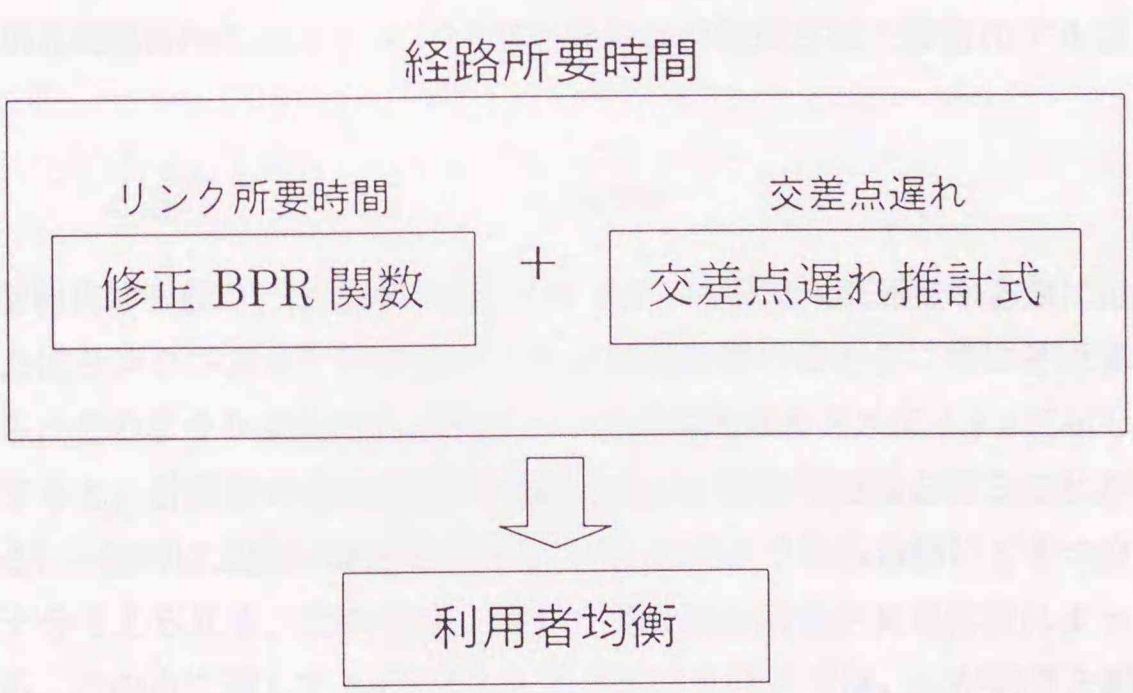


図-5.6　HUSE モデルの構成

ここで，q_aはリンク a の交通量，C_aはリンク a の交通容量，αおよびβがパラメータであり，オリジナルでは $\alpha=1.15$，$\beta=4$ である．しかし，アメリカと日本では道路規格がかなり異なることから，道路規格が比較的似ているオランダで開発された修正 BPR 関数を用いることにする．修正BPR関数は，その関数形は式(5.5)と同一であるが，パラメータ値が $\alpha=2.62$，$\beta=5$ である[8]．

このリンクコストと（交差点での進行方向で異なる値をとる）交差点遅れによって経路所要時間が計算される交通量配分モデルを考えるとき，以下の点に注意して解法を構築する必要がある．

① 交差点遅れ関数における交通量がある値になると交差点遅れが無限大になるかどうか．
② 解の一意性と安定性の問題．
③ 交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズムとデータ構造の選択．

5.5.2 HUSE モデルの解法

(1) リンク容量制限制約をもつ場合の Frank-Wolf 法[9]

前節で述べた問題点①に対して，HUSE モデルではリンクコストについては BPR 関数を適用するので考慮する必要がない．しかし交差点遅れ推計式では，交差点への流入交通量がある値になると，交差点遅れは無限大になるため，容量制約のある配分アルゴリズムを適用しなければ，解を求めることができない．すなわち，第 4 章で示した交差点遅れ推計式の遅れ定義域は $0 \leqq q \leqq \alpha C_l$ であり，q がそれ以上の場合，交差点遅れは無限大と定義される．そのため，実行可能領域を制約する必要があり，容量制約のある交通量配分モデルとなる．すなわち，HUSE モデルは $q<\alpha C_l$ という制約を付加したモデルである．

5.4.3 で述べた Frank-Wolf 法はリンク容量制約のない利用者均衡配分モデルを対象としていた．したがって，HUSE モデルの解法として Frank-Wolf 法をそのまま適用できない．ここでは，利用者均衡配分に以下のような容量制約式が付加された場合のアルゴリズムを考える．

$$x_a \leqq C_a \qquad \forall a \in A \tag{5.6}$$

式(5.6)の制約式は一般に，交差点（またはリンク）への流入交通量が容量に近づくと交差点遅れ（またはリンクコスト）が無限大となる関数を用いるときに特に考慮する必要がある．なぜなら，そのような交差点遅れ関数もつ交通量配分モデルに 5.4.3 で示したアルゴリズムを適用すると，計算途中で交通量が容量を超えて実行可能解を得ることができなくなるためである．一般的に道路には容量があり，式(5.6)のような容量制約をもつ交差点遅れ関数の利用は十分考えられる．この場合，リンク交通量も交差点交通容量によって制約されることになる．この点に関して 5.4.3 で示したアルゴリズムでは，x_aが容量を超えたときコストが無限大に向かって増加するリンクコスト関数（BPR 関数等）を利用することによっ

て，緩やかに容量制約を考慮しているといえる．そのような関数では x_a は容量を超えても実行可能領域にあり，リンクコストが x_a に関して一意に与えられるため，x_a の容量を考慮する必要はない．

一方，HUSE モデルのように交差点交通容量に制約がある問題には，5.4.3 で示した Frank-Wolf 法のアルゴリズム step4.において，ステップサイズ α を以下のように制約すればよい．

$$\alpha \le \alpha_{\max} = \min_{x_a < y_a} \{(C_a - x_a^{(n)})/(y_a - x_a^{(n)})\} \tag{5.7}$$

ここで，式(5.7)中の α，$x_a^{(n)}$，y_a は 5.4.3 のアルゴリズム中のものと同一であり，C_a は交差点交通容量である．上式は $n+1$ 回目の試行点 $x_a^{(n+1)}$ をすべてのリンク a に関して $x_a^{(n+1)} \leqq C_a$ とすることができるように，α の最大値 α_{max} を求めたものである．ステップサイズ α が α_{max} よりも小さければ，すべての交差点へ流入する交通量が容量を超えないことが保証される．また，α を式(5.7)のように制約しながら次の試行点 $x_a^{(n+1)}$ を求めていけば，解が実行可能領域からはずれることなく最適解に収束することが証明される．

したがって，容量制約がある利用者均衡配分のアルゴリズムは，5.4.3 の Frank-Wolf 法における step4.を以下の step4'.で置き替えればよい．

step4'.　1 次元探索

以下の 1 次元最適化問題を解きステップサイズ α とそのリンク交通量 $\{x_a^{(n+1)}\}$ を求める．

$$\min . Z_p(x_a^{(n+1)}) = Z_p(\alpha y_a + (1-\alpha)x_a^{(n)}) \tag{5.8a}$$

$$\text{subject to} \quad \begin{array}{l} \alpha \le 1 \\ \alpha \le \alpha_{\max} = \min_{x_a < y_a} \{(C_a - x_a^{(n)})/(y_a - x_a)\} \\ \alpha \ge 0 \end{array} \tag{5.8b}$$

(2)　収束条件

前節で述べた問題点②に対して，HUSE モデルでは解の一意性と安定性が保証されないため，特別な対処をして解を求める必要がある．このことは第 2 章で述べたように，リンク間に相互干渉のある配分モデルでは，解の一意性と安定性を調べる必要がある．

はじめに，HUSE モデルでは解の一意性と安定性が保証されないこと示す．第 4 章で述べた交差点遅れ推計モデルでは，右折車の交差点遅れは右折車線上の交通量と対向直進車の交通量に依存する．すなわち HUSE モデルにおける右折車の交差点遅れ d_R は，式(4.14)および式(4.19)の関係より式(5.9)で表現される．

$$d_R = d(q_R,\ q^{OP}{}_{s'}) \tag{5.9}$$

ここで，d は交差点遅れ関数である．右折車の交差点遅れは 2 変数で記述されるため，リンク間に相互干渉のある問題となる．

そこで，以下に示す簡単なネットワークを用いてこのことを考えてみる．

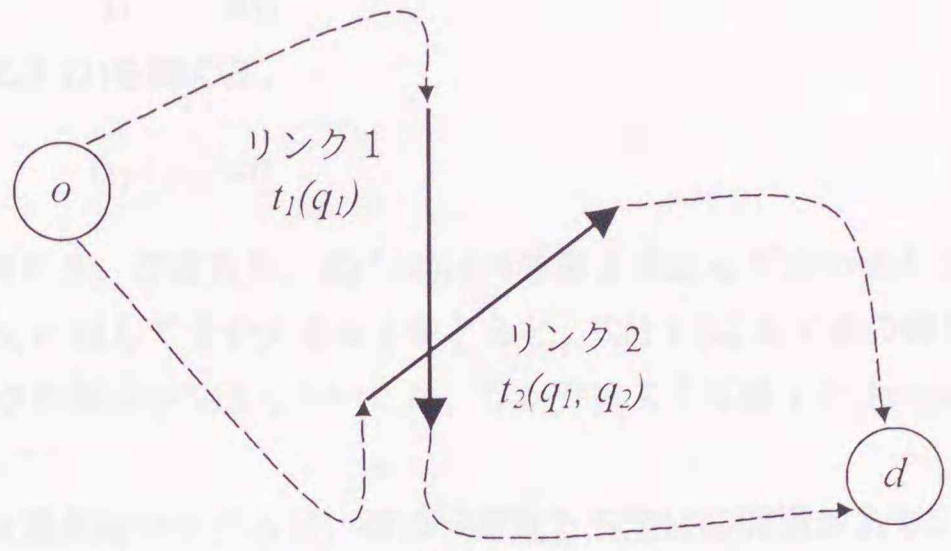


図-5.7　例題ネットワーク

図-5.7における実線で示されたリンクは，信号交差点内部のダミーリンクを示しており，リンク 1 は直進，リンク 2 は右折に対応している．その下の式は，それらのリンクコスト（交差点遅れ）関数を示しており，右折車のリンクコストは対向交通量の影響を受ける構造になっている．これら，2 つのリンクのみで考える．このとき，これらのリンクコスト写像 **t** の Jacobian（$\nabla\mathbf{t}$）は式(5.10)で示される．

$$\nabla\mathbf{t}=\begin{pmatrix} \dfrac{\partial t_1}{\partial q_1} & 0 \\ \dfrac{\partial t_2}{\partial q_1} & \dfrac{\partial t_2}{\partial q_2} \end{pmatrix} \equiv \begin{pmatrix} y_1 & 0 \\ y_2 & y_3 \end{pmatrix} \tag{5.10}$$

$\nabla\mathbf{t}$ の *0* 以外の要素は，交差点遅れは直進，右折ともそのリンク上の交通量が増えると増加し，さらに右折の場合は対向直進交通量が増えると，交差点遅れも増加するため，*0* より大きい値となる．

式(5.10)より，リンクコスト写像 **t** の Jacobian（$\nabla\mathbf{t}$）は，対称行列とはならないため，利用者均衡と等価な最適化問題を構成することはできない．したがって，この結果だけからは解の一意性と安定性は保証されない．そのため，より一般的なリンク間に相互干渉のある利用者均衡配分としての解の一意性と安定性を調べる必要がある．その条件は，第 2 章で述べたようにリンクコスト写像 **t** の Jacobian（$\nabla\mathbf{t}$）が正定値であればよい．そこで，$\mathbf{x}=(a, b)\neq(0,0)\in R_2$ として，式(5.11)を考える．

$$\begin{aligned} \mathbf{x}\cdot\nabla\mathbf{t}\cdot\mathbf{x}^T &= y_1\left(a^2+\frac{y_2+y_3}{y_1}ab+\frac{y_3}{y_1}b^2\right) \\ &= y_1\left\{\left(a+\frac{y_1+y_3}{2y_1}b\right)^2+b^2\left(\frac{y_3}{y_1}-\frac{(y_1+y_3)^2}{4y_1^2}\right)\right\} \end{aligned} \tag{5.11}$$

式(5.11){}内の第 1 項は必ず正となるが，第 2 項が正となる条件は

$$\frac{y_3}{y_1} - \frac{(y_1 + y_3)^2}{4y_1^2} > 0 \tag{5.12}$$

であるが，式(5.12)を解くと，

$$(y_1 - y_3)^2 < 0 \tag{5.13}$$

となり，矛盾する．すなわち，式(5.11){}内の第 2 項は必ず負の値をとることになる．さらに，$(y_1+y_3)/2y_1$ に対して十分大きな b をとると，式(5.11)は必ず負の値をとる．したがって，常に $\mathbf{x}\nabla\mathbf{t}\mathbf{x}^T>0$ の関係が成立しないため，リンクコスト写像 $\mathbf{t}$ の Jacobian（$\nabla\mathbf{t}$）は正定値とはならない．

こうした交通量配分モデルは，解の一意性と安定性に問題があり，一般的な解法で意味のある解を見つけることは困難である．

Meneguzzer[10]は，同様な交通量配分モデルを構築した．同モデルでは近似的収束条件を設定しており，その条件下でのリンク交通量は，他のリンクと比較して極端に交通量が多いリンクやセントロイドを端点にもつリンク以外は安定しており，初期実行可能解に関わらず相応な均衡状態のリンク交通量パターンが再現される．

HUSE モデルでは，Meneguzzer の近似的収束条件を用いることで近似解を求めることにする．この条件は，式(5.14a)，式(5.14b)で表される．

1)リンク収束条件

$$|f_l^{n+1} - f_l^n| \le 0.1 f_l^n \tag{5.14a}$$

2)収束計算の終了条件

$$N_C \ge 0.95L \tag{5.14b}$$

ここで，f_l^n，N_C，L はそれぞれ容量制約付き Frank-Wolf 解法による収束計算での n 回目におけるリンク l の交通量，収束したリンク数，ネットワークの全リンク数である．

配分計算では式(5.9)において，関数 d が $q^{OP}{}_{s'}$ を定数として変数 q_R のみの関数で近似できると想定する．このことによって，リンク間に相互干渉のないコスト関数下での利用者均衡問題とみなすことが可能となり，容量制約付き Frank-Wolf 法で配分計算を行うことができる（緩和法）[11]．

緩和法（非線形 Jacobi 型の緩和法）は各繰り返し計算において，リンクコスト写像 $\mathbf{t}(\mathbf{x})$ の相互干渉のある部分を固定して得られる“緩和問題（Relaxation Problem）”を解くことを繰り返すというアルゴリズムである．より具体的には，m 回目の繰り返し計算における temporary なリンク交通量パターン $x^{(m)}$ が既知であるとき（$m+1$ 回目繰り返しで），以下のような近似リンクコスト写像，

$$t_a(\mathbf{x}, \mathbf{x}^{(m)}) = t_a(x_1^{(m)}, \cdots, x_a, \cdots, x_L^{(m)}) \qquad \forall a \in A \tag{5.15}$$

を考える．ここで，$t(\mathbf{x},\ \mathbf{y})$: $\Omega_P \times \Omega_P \rightarrow R_n$は，$t(\mathbf{x},\ \mathbf{x})=t(\mathbf{x})$で$\nabla t(\mathbf{x},\ \mathbf{x})$が対称正定値行列となるような写像である．換言すると，各リンクのコストが，そのリンク上の交通量のみの関数として近似できると想定する．そして，もとの問題の$\mathbf{t}(\mathbf{x})$をこの近似写像で置き換えた緩和問題を解くことを繰り返す．この緩和問題の解$\mathbf{x}^*$が$\mathbf{x}^{(m)}$と一致していれば（つまり，このアルゴリズムがもし収束すれば），$\mathbf{x}^*$はもとの変分不等式問題【UE/FD-VI-Primal】の解である．なぜならその場合，近似したリンクコスト写像は，

$$t_a(\mathbf{x}^*,\ \mathbf{x}^{(m)}) = t_a(x_1^{(m)}, \cdots, x_a^*, \cdots, x_L^{(m)}) = t_a(\mathbf{x}^*) \qquad \forall a \in A \qquad (5.16)$$

となり，緩和問題は【UE/FD-VI-Primal】と一致しているからである．

ところで，式(5.15)のリンクコスト写像による緩和問題は，リンク間に相互干渉の無いコスト関数下での利用者均衡配分問題とみなすことができる．したがって，緩和問題は【UE/FD-VI-Primal】のリンクコスト関数を式(5.15)に置き換えた以下の最適化問題

$$\min .Z(\mathbf{x}) = \sum_{a \in A} \int_0^{x_a} t_a(x_1^{(m)}, \cdots, x_{a-1}^*, \omega, x_{a+1}^{(m)}, \cdots) dw \qquad subject\ to\ x \in \Omega P \qquad (5.17)$$

と等価である．これは，【UE/FD-VI-Primal】と全く同形式の問題であるから，容量制約付きFrank-Wolf法によって解くことが可能である．よって，非線形Jacobi型の緩和法を用いた利用者均衡配分の解法は，以下のようにまとめられる．

＜緩和法のアルゴリズム＞

step0.　（初期実行可能解を求める）

繰り返し回数$m=1$，初期実行可能解（リンク交通量パターン）$\mathbf{x}^{(1)}$を設定する．

step2.　（緩和問題を解く）

式(5.17)の緩和問題を容量制約付きFrank-Wolf法で解き，その解を$\mathbf{x}^{(m+1)}$とする．

step2.　（収束判定）

$||\mathbf{x}^{(m+1)} - \mathbf{x}^{(m)}|| \leqq \varepsilon$なら終了．そうでなければ，$m=m+1$としてstep1.へ．

(3)　交差点遅れを考慮した最短経路探索

前節で述べた問題点③に対して，HUSEモデルに適用する解法，すなわち容量制約付きFrank-Wolf法において，交差点遅れを考慮した最短経路探索における効率化を図ることにする．

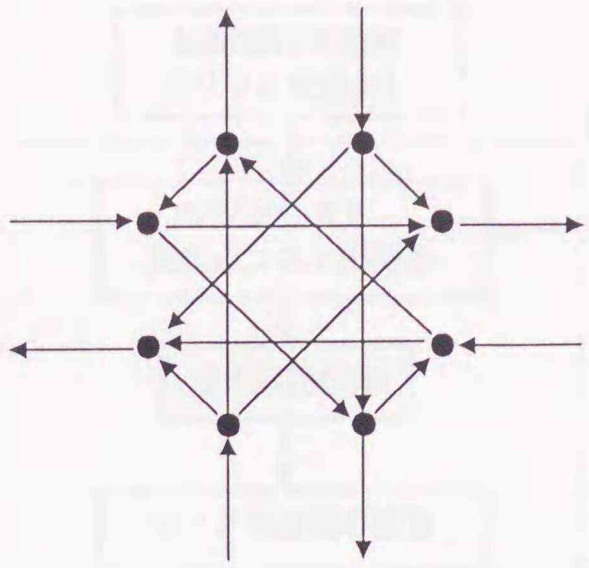


図-5.8 ダミーリンク・ノードによる交差点表現

ダイクストラ法を適用して交差点遅れを考慮した最短経路探索を行う場合，ネットワーク表現を工夫しなければならない．すなわち，図-5.8のように1つの交差点を表現するために，8個のダミーノードと16本のダミーリンクを用いなければ[12]，正しい最短経路を探し出すことができない．しかし同表現法では，ネットワーク表現が煩雑なため計算効率性が良くないだけでなく，経路も直感的にわかりにくいという問題点がある．そのため，交差点遅れを考慮した最短経路探索を行う場合，適切なネットワークのデータ構造およびアルゴリズムを適用して計算の効率化を図る必要がある．

HUSEモデルでは，リンクコストがBPR関数によるクリスプ数，交差点遅れが第4章で示した交差点遅れ推計式によるファジィ数の和として表現される．このとき拡張原理により，経路コストをファジィ数として表現可能となる[13]．さらに，経路コストの代表値を重心値とすることによりクリスプな最短経路探索が可能となる．最短経路探索はHUSEモデルの解を求めるために必要なアルゴリズムであり（図-5.9），特に交差点遅れを考慮しているためネットワーク表現の簡略化および計算の効率化は重要な課題である．

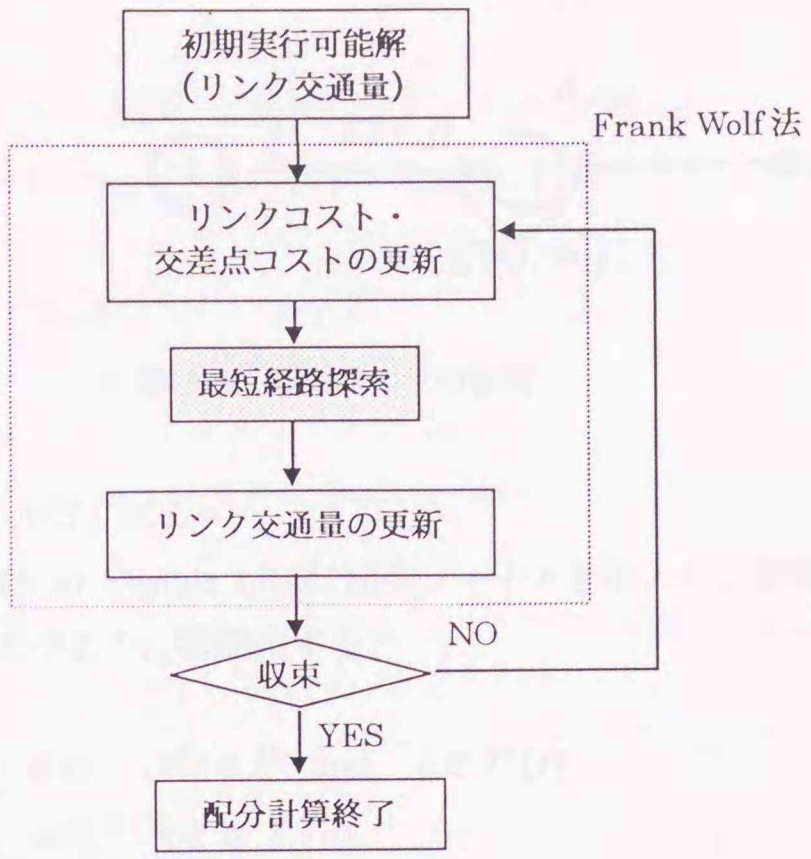


図-5.9　配分計算のフロー

そこで,HUSE モデルではペナルティ関数を用いた最短経路探索アルゴリズム[14]を適用する．同アルゴリズムでは交差点を 1 つのノードとして表現可能であるため，ネットワーク表現が簡略化され，さらに，交差点遅れを考慮した最小コスト経路を効率的に求めることができる．すなわち，図-5.8 に示した煩雑なネットワーク表現を必要としない．

以下にアルゴリズムを示すが，その前に前提条件としていくつかの説明を加える．

ネットワーク G を $G=(V, A)$と表現する．ここで，V, A はそれぞれネットワークを構成するノードとリンクの集合である．ノード j の後行ノード k を $k\in\Gamma(j)$，ノード j の先行ノード i を $i\in\Gamma^{-1}(j)$と表現する．ノード i を通過してノード j に到着し，さらにノード k に向かうときの動き（直進，左折，右折に対応）を m_k とし，そこまでの最小経路コスト $\lambda_{j,mk}$ を式(5.18)で表す．

$$\lambda_{j,m_k}=\min_{\forall i\in\Gamma^{-1}(j)}\{\xi(i,j,m_k)+\tau(i,j)+\lambda_{i,m_j}\},$$
$$\forall j\in V \text{ and } k\in\Gamma(j) \tag{5.18}$$
$$\lambda_{j,m_k}=0,\quad \forall k\in\Gamma(r)$$

ここで，$\xi(i,j,m_k)$はノード i を通過し，ノード j で動き m_k をするときの交差点遅れであり，$\tau(i,j)$はリンク(i,j)のコストである（図-5.10）．出発ノードを r としたときの経路 $\pi_{j,mk}$ を式(5.19)で表す．

$$\pi_{j,m_k}=\{(r,m_{n_2}),(n_2,m_{n_3})\cdots(n_{k-1}=i,m_j)(n_k=j,m_k)\} \tag{5.19}$$

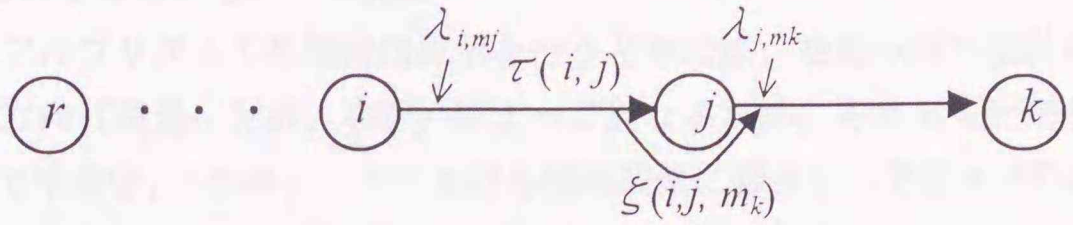


図-5.10　経路コストの表現

<ペナルティ関数法のアルゴリズム>

step0.　走査可能リスト(Scan Eligible List)に出発ノード r を挿入し，初期化する．さらに，ラベルを式(5.20)のように初期化する．

$$\begin{aligned} \lambda_{i,m_j} &= \infty, \quad \forall i \in V \ \text{ and } \ j \in \Gamma(i) \\ \lambda_{r,m_k} &= 0, \quad \forall k \in \Gamma(r) \end{aligned} \tag{5.20}$$

step1.　走査可能リストが空ならステップ 3 へ．そうでなければ，走査可能リストから最初のノード（ノード i とし，これを現在ノードと呼ぶ）を選択し，これを走査可能リストから削除してステップ 2 へ．

step2a.　すべてのノード $j(j \in \Gamma(i))$が既に走査されていたなら，ステップ 1 へ．そうでなければ，走査されていないノード j を選択し，式(5.21)に従い現在ノードを走査する．

$$\begin{aligned} \lambda_{j,m_k} = \min\{ &\lambda_{i,m_k}, \xi(i,j,m_k) + \tau(i,j) + \lambda_{i,m_j} \}, \\ &\forall j \in V \text{ and } k \in \Gamma(j) \end{aligned} \tag{5.21}$$

$\lambda_{j,mk}$ の値が改善された（小さくなった）なら，ノード i と動き m_k をそれぞれ先行ノード，前動きとして記憶する．改善されないときは，何もせずに次の動き m_k について続ける．

step2b.　ノード j での動き m_k の代わりに，ノード j にとどまる動きを $|\Gamma(j)|+1$ とし，式(5.21)に従い走査する．$\lambda_{j,|\Gamma(j)|+1}$ の値が改善されたなら，ノード i と動き $|\Gamma(j)|+1$ をそれぞれ先行ノード，前動きとして記憶する．改善されないときは，何もせずにステップ 2c へ．

step2c.　すべてのラベル $\lambda_{j,mk}$ の値が改善されたなら，走査可能リストにノード j を挿入し，ステップ 1 へ．

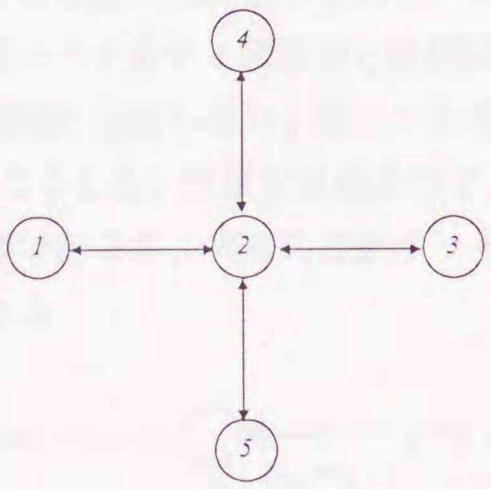
step3.　アルゴリズムを終了する．ノード j への最小経路コストはラベル $\lambda_{j,|\Gamma(j)|+1}$ に記憶されており，先行ノードを探すことで経路は確定される．

(4)　交差点遅れを考慮したデータ構造

(3)で示したアルゴリズムで最短経路探索を行うときには，交差点遅れ推計式による交差点遅れが進行方向（直進，左折，右折）によって異なるため，それらを区別しなければならない．そこで筆者は，3つのノードにおける接続関係に着目し，交差点での進行方向を表現する接続関係行列を考案した[15), 16)]．接続関係行列を用いることで，交差点での進行方向が区別され，交差点遅れを考慮した最短経路探索を行うことが可能となる．

3つの接続するノードに対して交差点での進行方向を対応させる関係行列は，接続関係行列，直進関係行列，左折関係行列および右折関係行列の 4 つの行列から構成される．接続関係行列の定義は，連続する 2 つのノードが接続されているかどうかを表現するものである．さらに，直進関係行列，左折関係行列，右折関係行列の定義は，接続関係行列により2つのノードが接続されている場合，3つ目のノードへの進行がそれぞれ，直進，左折および右折であるかを表現するものである．なお，接続されていない場合は，実際にあり得ない値（負の値等）を格納して区別する．

図-5.11 に信号交差点とその接続関係行列を示す．



1	2			
2	1	3	4	5
3	2			
4	2			
5	2			

図-5.11　交差点ネットワーク（左）とその接続関係行列（右）

接続関係行列では，行番号をノード番号に対応させ，その列に接続するノード番号を入れる．たとえば図-5.11 で，ノード 2 に続するのはノード 1，3，4 および 5 である．ここで，ノード 5 からノード 2 に車が進行することを考える(接続関係行列の 5 行 1 列)．このとき，ノード 4 への動きは直進，ノード 1 はへの動きは左折，そしてノード 3 への動きは右折に対応する．したがって，直進関係行列，左折関係行列および右折関係行列の 5 行 1 列にそれぞれノード番号 4，1 および 3 を入れる（図-5.12）．これら 4 つの行列により，交差点での進行方向を表現することが可能となる．

1	3				1	4				1	5			
2					2					2				
3	1				3	5				3	4			
4	5				4	3				4	1			
5	4				5	1				5	3			

図-5.12　左から直進，左折，右折関係行列

最短経路探索を行うときは，たとえばリンク所要時間がリンク交通量の関数で表現される場合，リンク交通量などの関係する値は，接続行列に対応させて格納すればよい．たとえば，リンク 1→2 を通過して直進するリンク交通量が 500 台とすれば，直進用のリンク交通量行列を作成し，その 1 行 1 列に 500 を格納する．交差点遅れは進行方向，すなわち直進，左折，右折に依存し，さらに進行方向別のリンク交通量を変数とする関数であるため，“リンク 1→2 を通過して直進する交通量（500 台）”がわかれば計算可能となり，これは直進用のリンク交通量行列に格納されている．

また，先述のペナルティ関数法と接続関係行列とを組み合わせることで，（交差する道路の一方通行規制に起因しない，右・左折禁止といった）複雑な交通規制も表現可能となる（図-5.13）．こうした，複雑な交通規制は，前節で説明したデータ構造では一般的に表現することが困難であるが，実際の道路ネットワークにおいて配分計算を行う際には必要不可欠な要素である．

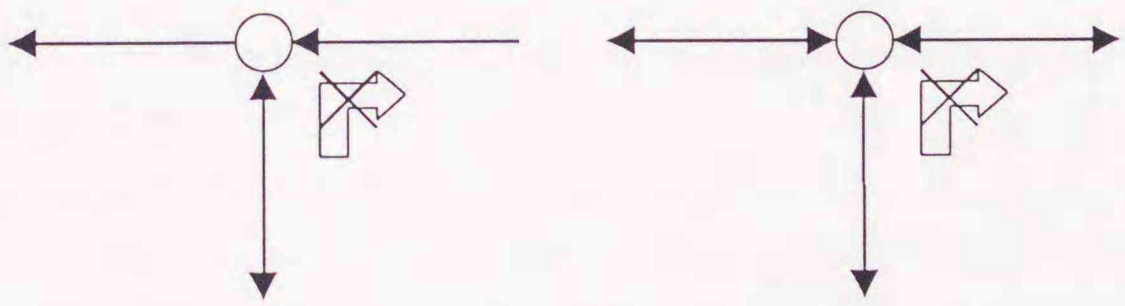


図-5.13　一方通行による右折禁止（左）と一方通行によらない右折禁止（右）

5.5.3　HUSE モデルの特徴

HUSE モデルの特徴は，第 1 に，Meneguzzer の近似的均衡条件を設定することにより，リンク間に相互干渉のある交差点遅れ関数を利用者均衡配分に適用したことである．このことにより，交差点における自動車の挙動を考える上で無視できない，右折車に対する対向直進車の影響を考慮することが可能となる．

第 2 に，交差点遅れが飽和交通流率や交通の到着分布によって変動するため，こうした要因に対する調整プロセスを有する交差点遅れ推計式を導入したことである．交差点遅れ

関数は，交差点遅れの計測を行うことによりパラメータ値の測定を行っているため，配分計算においても妥当な交差点遅れが再現されると考えられる．

第 3 に，交差点遅れを考慮することにより，混雑が表現されるため，それに伴う迂回交通を表現できることである．交差点遅れを考慮しない利用者均衡配分では，配分交通量が *0* となるリンクはあまり存在しないが，利用されるリンクと，利用されないリンクにおける交通量の差は大きくなる傾向がある．これは，混雑による迂回交通が適切に表現されていないために起こるものである．

第 4 に，ファジィ交差点遅れ推計に必要なパラメータ値を測定するため，積雪路面を仮定した配分計算も行うことができることである．さらに，総走行時間を計算することにより，乾燥路面と積雪路面の影響を計量的に把握することができる．

第 5 に，交差点遅れを考慮して，かつ効率的に最短経路探索が可能なアルゴリズムを適用したことである．このことにより，図-5.8 に示したような煩雑な交差点の詳細表現を行う必要がなくなる．さらに，同アルゴリズムと接続関係行列とを組み合わせることで，複雑な交通規制も表現可能となる．

第5章　参考文献

1) 土木学会：交通ネットワークの均衡分析 －最新の理論と解法－，1998
2) Ford.L.R.: Network Flow Theory, Paper P-923, RAND Corp, 1956
3) 福島雅夫：非線形最適化の理論，産業図書
4) 相吉英太郎他：数理計画法演習，朝倉書店，1985
5) Frank.M. and P.Wolf: An algorithm for quadratic programming, Naval Research Logistics Quarterly 3, pp.95～110, 1956
6) Leblanc.L.J. et al: An Efficient Approach to Solving the Road Network Equilibrium Traffic Assignment Problem, Transportation Research 9, pp.309～318, 1984
7) Bureau of Public Road: Traffic Assignment Manual, U.S. Department of Commerce, Urban Planning Division, Washington D.C., 1964
8) Steenbrink.P.A: Optimization in Transportation Network, Academic Press, 1974
9) Daganzo.D.F.: On the Traffic Assignment Problem with Flow Dependent Costs- Ⅰ, Ⅱ, Transportation Research Vol.11, pp.433～441, 1977
10) CLAUDIO MENEGUZZER : AN EQUILIBRIUM ROUTE CHOICE MODEL WITH EXIPLICIT TREATMENT OF THE EFFECT OF INTERSECTIONS, TRANSPORTATION RESERCH Vol. 29B, No. 5, PP329～356, 1995
11) Fisk.C.S. et al: Solution Algorithm for Network Equilibrium Models with Asymmetric User Costs, Transportation Science 16, pp.361～381, 1982
12) 森津秀夫：交通ネットワーク表現と最短経路探索法，交通工学，Vol.25, No6, pp21～31, 1990
13) 秋山孝正: ファジィ経路情報に基づくネットワーク解析，土木学会論文集，No449/Ⅳ-17, pp.145～154，1992
14) ATHANASIOS K. ZILIASKOPOULOS, HANI S.MAHMASSANI: A NOTE ON LEAST TIME PATH COMPUTATION CONSIDERING DELAYS AND PROHIBITIONS FOR INTERSECTION MOVEMENT, TRANSPORTATION RESERCH 30B, PP359～367, 1996
15) Ken-etsu UCHIDA, Shin-ei TAKANO, Seiichi KAGAYA and Keiichi SATOH: ESTIMATION OF THE ASSIGNED TRAFFIC VOLUME IN CONSIDERATION OF SIGNALIZED INTERSECTIONS, Journal of the Eastern Asia Society for Transportation Studies, Vol2, No3, pp777～793，1997
16) 内田賢悦，岸邦宏，佐藤馨一：メンバーシップ関数を用いた交差点遅れ推計モデルの構築，土木計画学研究・講演集，No21(1)，pp439～442，1998

第6章

HUSEモデルの適用とその評価

6.1 概説

本章では，HUSE モデルによる二段階配分を行うことによって，札幌都心部における配分交通量の推計を行った.はじめに都心部におけるHUSEモデル適用の前提条件を整理し，①配分対象ネットワークの選定，②HUSE モデルによる二段階配分法，③配分対象ネットワークにおける内々OD 交通量の推計の必要性を示した．次に，札幌都心部を対象に HUSE モデルによる二段階配分を行い，HUSE モデルの現況再現性の検証を行った．ここでは，乾燥路面と積雪路面を想定した配分計算も行っており，その結果，冬期の交通混雑の主要な原因の 1 つが,路面摩擦係数の低下による交差点遅れ増大によることを定量的に示した．また HUSE モデル適用事例 1 として，現在札幌都心部で計画されている創成川通り連続アンダーパス化の評価を行った．連続アンダーパス化の有利な点は，その区間において信号交差点の影響を受けずに走行できることであるが，HUSE モデルにより定量的にその効果を測定した．さらに HUSE モデルの適用事例 2 として，札幌駅南口再開発事業に伴う交通規制計画案の評価も行った．評価基準としては，交差点飽和度によるミクロ的な分析と，総走行時間によるマクロ的な分析を行い，総合評価を行った．

6.2 都心部における HUSE モデル適用の前提条件

6.2.1 配分対象ネットワークの選定

都心部ネットワークにおいて HUSE モデルを用いて配分計算を行う際には，配分対象ネットワークをどの範囲とするかが問題となる．交通量配分は交通プロジェクトが行われたときに，その影響を予測するものであるため，配分対象ネットワークはそのプロジェクトが行われる地域を含み，さらにその影響が及ぶと考えられる地域までも包含する必要がある．特に都心部では慢性的な交通混雑が顕在化しているため，交通プロジェクトの影響が及ぶと考えられる範囲は大きくなると考えられる．したがって，配分対象ネットワークは大規模なものを選定する必要がある．

6.2.2 二段階配分法による配分対象ネットワークにおける OD 交通量の推計

交通量配分では OD 交通量の設定によって配分交通量の精度が大きく異なる．したがって,配分計算の入力データとしての OD 交通量を適切に推計しなければならない.その際，都心部では影響が大きいと考えられる通過交通を適切に OD 交通量に組み込むことが重要となる．そのため本研究では，都心部における通過交通，流入交通，流出交通を表現可能な二段階配分法を適用する．一段階目の配分計算を行うことにより，それらの交通量を考慮した配分対象ネットワークにおける OD 交通量を推計することにする．

6.2.3　配分対象ネットワークにおけるゾーン分割と内々OD 交通量の推計

配分対象ネットワークにおける配分計算では，配分対象地域を適切にいくつかのゾーンに分割し，それを交通が発生／集中するセントロイドとする必要がある．このゾーン分割は，土地利用の変わり目や川などを境界として行うことができる．また二段階配分法における一段階目の配分計算では，配分対象ネットワークは札幌市中ゾーン間 OD 交通表における数個の中ゾーンで形成されることになる．そのため，配分対象地域内の各ゾーンに中ゾーンの発生集中交通量を分配しなければならない．このとき，現在の土地利用指標を考慮して分配することが重要である．また，将来行われる交通プロジェクトに伴う土地利用の変化によって増加（または減少）する交通量も各ゾーンに分配する必要がある．このようにして配分対象ネットワークにおける各ゾーンの発生集中交通量を求め，配分対象ネットワークの内々OD 交通量を推計する必要がある．

6.3　二段階配分法 [3)]

交通量配分における OD 交通量を推計する手法として，需要変動型配分法 [1)]やネットワーク上の観測フローから OD 交通量を推計する方法 [2)]が提案されている．前者は，道路ネットワークの利用状況により交通サービス水準が変化するため，それに伴う OD 交通量を推計する手法である．後者は，観測フロー（交通量）から適切な OD 交通量を推計する手法である．

しかしながら，両者とも OD 交通量の現状再現にとどまっている．すなわち，再開発事業によって土地利用や建築物の床面積が変化することで，今まで以上の人が施設に集まることによる交通量の増加を明確に表現できない．したがって，都心部を対象とした配分計算にこうした手法は適用できない．

ここでは，二段階配分法を適用することで，土地利用の変化等による増加交通と通過交通の影響を考慮した配分対象ネットワークにおける OD 交通量を推計し，HUSE モデルにより，配分対象ネットワークにおける配分交通量を推計することにする．また二段階配分法は，第 2 章で述べたネットワークの集約化の問題にも対処できる手法である．

6.3.1　一段階目の配分計算

以下に二段階配分法における一段階目の配分計算による解析手順を示す．

① 広域ネットワーク（札幌都市圏）の中ゾーンをいくつかまとめて 1 つのゾーンとし，その中心をセントロイド（交通が発生・集中するゾーンを代表するダミーノード）とする．広域ネットワークは，主に幹線道路（国道および道道）で構築する．広域ネットワークに含まれる配分対象ネットワークは，いくつかのノードと 1 つのセントロイ

ドで構成される（図-6.1）．ここで配分対象ネットワークは，1〜2 個の中ゾーンで構成されることになる．

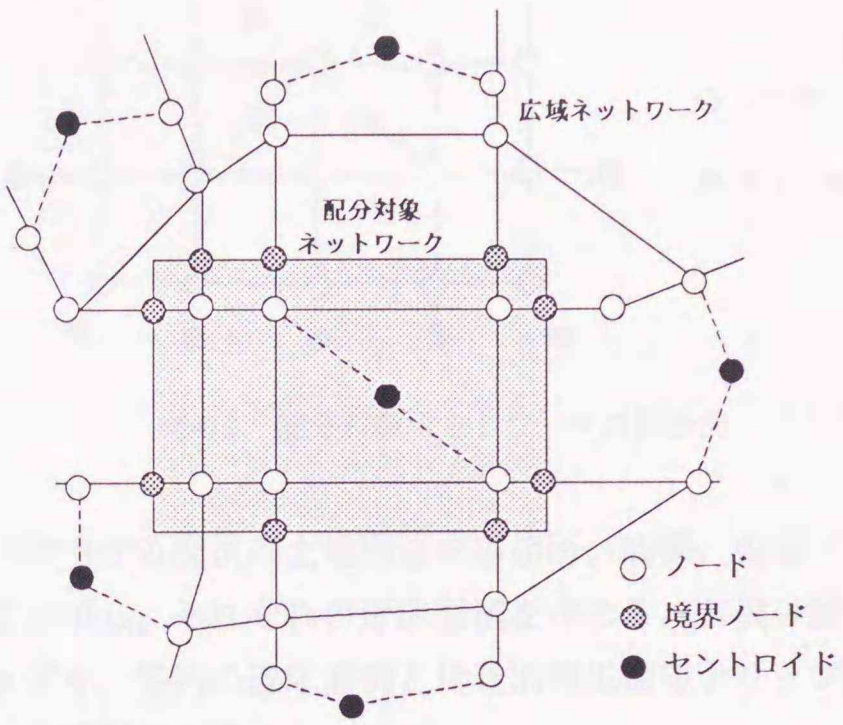


図-6.1　広域ネットワーク概念図

② 札幌市中ゾーン間 OD 交通表 [4]を用いて，広域ネットワークで配分計算を行い，配分対象ネットワークの完全通過，流入・流出交通量を求める．

③ 完全通過交通量は，配分対象ネットワークに入る境界ノードと，そこから出る境界ノードをそれぞれの起終点とする OD 交通量とする．この OD 交通量は，そのまま配分対象ネットワークの OD 交通量となる．流入交通量は，境界ノードと配分対象ネットワーク内のセントロイドを起終点とする仮の OD 交通量とする．流出交通量に関しても同様である．

6.3.2　配分対象ネットワークでの OD 交通量の推計

配分対象ネットワークにおける OD 交通量の推計手順は以下に示す通りである．

① 配分対象ネットワーク（札幌都心部）を川や土地用途に応じて，いくつかのゾーンに細分割し，その中心をセントロイドとする．配分対象ネットワークは，国道，道道および市道で構築する（図-6.2）．

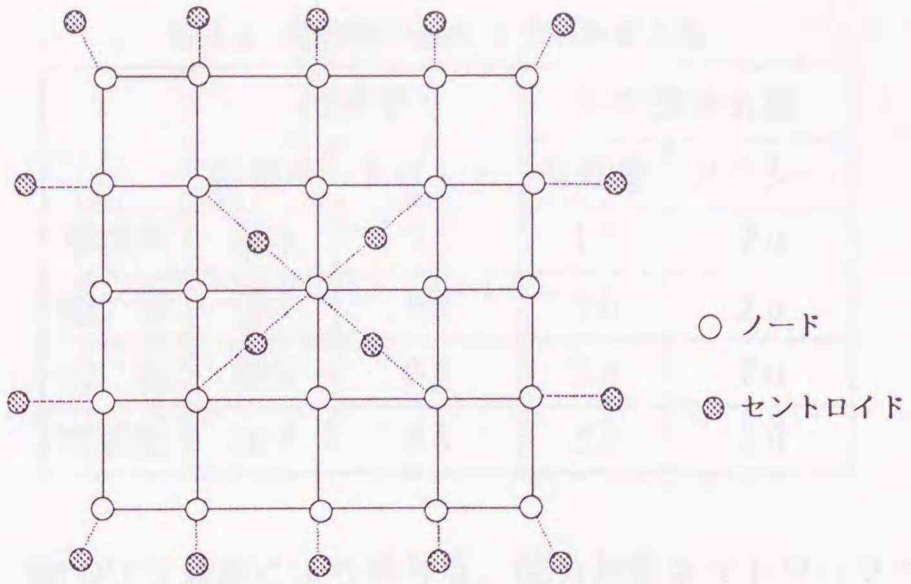


図-6.2　配分対象ネットワークの概念図

② 各細分割ゾーンにおける現状の土地用途を事務所，商業，公益，公民館（市民交流施設等）の4つに分類し，それぞれの延床面積を求める．各細分割ゾーンにおける仮の発生集中トリップを，建物の延床面積と用途別発生集中トリップ原単位[5), 6)]より求める．ここで用いた原単位を表-6.1に示す．

表-6.1　用途別発生集中トリップの原単位

用　途	発生集中原単位：平日（人･TE/ha･日）
事務所	2.300
商　業	8.000
公　益	2.300
公民館	2.300

③ ②で求めた発生集中トリップを自動車分担率と平均乗車人数により，仮の発生集中交通量に換算する．表-6.2に自動車分担率と平均乗車人数[7)]を示す．営業車に関しては，平日76［台/ha･日］とする[6)]．夜間人口に関しては，外出率を2.67%[7)]とし，その自動車分担率を50.2%[7)]として計算して仮の発生集中交通量に分配する．ここで，細分割ゾーンiの発生集中交通量をt_i，それらの合計交通量をt_{total}とする．

表-6.2　自動車分担率と平均乗車人数

	分担率		平均乗車人数	
	自動車	タクシー	自動車	タクシー
事務所	26.3	9.5	1.5	2.0
商　業	10.7	0.8	2.0	2.0
公　益	26.3	9.5	2.0	2.0
公民館	10.7	0.8	2.2	2.0

④ 札幌市中ゾーン間 OD 交通表により所与な，配分対象ネットワークにおける内々交通量（T_{total}）を，②で求めた各分割ゾーンにおける仮の発生集中交通量（t_i; i は細分割ゾーン番号）が全体（t_{total}）に占める割合で分配する．これを各細分割ゾーンにおける実際の発生集中交通量（T_i）とする．各細分割ゾーン i における発生集中交通量は，式(6.1)で表現される．

$$T_i = T_{total}(t_i / t_{total}) \tag{6.1}$$

一般に，原単位より求められる配分対象ネットワークの発生集中交通量と，既存 OD 交通表より得られる発生集中交通量は一致しない．ここでは，前者を仮の発生集中交通量，後者を実際の発生集中交通量と区別しており，後者をベースとして OD 交通量の推計を行っている．

⑤ 細分割ゾーンの発生集中交通量に重力モデルを適用し，配分対象ネットワークにおける（内々）OD 交通量を推計する．

⑥ 6.3.1 で求めた，配分対象ネットワークにおける流入・流出交通量による OD 交通量は，広域ネットワークでは配分対象ネットワークが 1 つのゾーンとして表現されているため，配分対象ネットワーク内の各細分割ゾーンに分配する必要がある．そこで，各細分割ゾーンにおける仮の発生集中交通量が全体に占める割合で分配することにする．たとえば，境界ノード i から配分対象ネットワークに流入する交通量を f_{in} とすると，細分割ゾーン j の分配交通量（$O_iD_j^*$）は，式(6.2)で表される．

$$O_iD_j^* = f_{in}(t_j / t_{total}) \tag{6.2}$$

また，配分対象ネットワークから境界ノード k へ流出する交通量を f_{out} とすると，細分割ゾーン l の分配交通量（$O_kD_l^*$）は，式(6.3)で表される．

$$O_kD_l^* = f_{out}(t_l \quad t_{total}) \tag{6.3}$$

⑤で求めた内々交通量，ここで求めた分配交通量を合計した OD 交通量，および 6.3.1 で求めた完全通過交通による OD 交通量を合わせて，配分対象ネットワークにおける現状の OD 交通量とする．

⑦ 土地利用の変化等によって新たに発生する交通量（T_{new}）は，開発計画における延床面積と表-6.1，表-6.2 より求める．当該地区における現状の発生集中交通量も考慮し，開発による延床面積の増減分で計算することにする．ここで求めた交通量は，開発ゾーンにおける新たな発生集中交通量である．すなわち，⑥で推計される開発前の OD 交通量における開発ゾーンの発生集中交通量の増加分である．したがって，⑥で求めた OD 交通量にこの増加交通量を付加し，開発後の OD 交通量を求める必要がある．開発前の OD 交通表（表-6.3）で，開発ゾーン（セントロイド）を k，ゾーンの数を n，OD 交通表の i（$\neq k$）行と j（$\neq k$）列（i, j ; $1 \sim n$）の合計交通量をそれぞれ O_i，D_j とし，各 $O_i(i \neq k)$ と各 $D_j(j \neq k)$ の合計交通量をそれぞれ $OD^i{}_{total}$，$OD^j{}_{total}$ とする．

表-6.3　開発前の OD 交通表

O D	1	・・・	j	・・・	k	・・・	n	計
1	O_1D_1	・・・	O_1D_j	・・・	O_1D_k	・・・	O_1D_n	O_1
⋮	⋮		⋮		⋮		⋮	⋮
i	O_iD_1	・・・	O_iD_j	・・・	O_iD_k	・・・	O_iD_n	O_j
⋮	⋮		⋮		⋮		⋮	⋮
k	O_kD_1	・・・	O_kD_j	・・・	O_kD_k	・・・	O_kD_n	O_k
⋮	⋮		⋮		⋮		⋮	⋮
n	O_nD_1	・・・	O_nD_j	・・・	O_nD_k	・・・	O_nD_n	O_n
計	D_1	・・・	D_j	・・・	D_k	・・・	D_n	OD_{total}

このとき，開発ゾーン k 列における第 i 行の集中交通量の増加交通量（ΔO_iD_k）を式(6.4a)に示す．

$$\Delta O_iD_k = 0.5\, T_{new}\, (O_i / OD^i{}_{total}) \tag{6.4a}$$

同様に，開発ゾーンの k 行における第 j 列の発生交通量の増加交通量（ΔO_kD_j）を式(6.4b)に示す．

$$\Delta O_kD_j = 0.5 T_{new}\, (D_j / OD^j{}_{total}) \tag{6.4b}$$

$i=k$ または $j=k$ のときは，OD 交通表の対角要素となるため考慮しないことにする．ここで求めた開発ゾーン k における増加交通量を，⑥で求めた開発前の OD 交通量に付加し，これを開発後の OD 交通量とする．

こうして推計した OD 交通量は，日交通量（台/日）である．しかし，2 段階目の HUSE モデルによる配分計算では交差点遅れを考慮するため，OD 交通量を時間交通量に換算す

る必要がある．そこで，ピーク率を 10%として時間交通量に換算たものを OD 交通量として用いることにする．

6.3.3　断面交通量の検証

広域ネットワークでの配分計算より得られる，完全通過，流入・流出交通量は，配分対象ネットワークに出入りする断面交通量である．したがって，開発前における配分対象ネットワークでの断面交通量と，観測による断面交通量とが近い値をとれば，断面交通量の検証ができる．そのため，札幌市の都市計画に利用されている交通流帯図 [8]による断面交通量との比較を行うことにする．

6.3.4　二段階目の配分計算

二段階配分法における二段階目の配分計算は，配分対象ネットワークを対象として HUSE モデルにより行う．同モデルでは交差点の影響を考慮するため，交差点交通容量を設定する必要があるが，これは現状の車線数から算定することにする．

6.4　HUSE モデルの現況再現性の検証

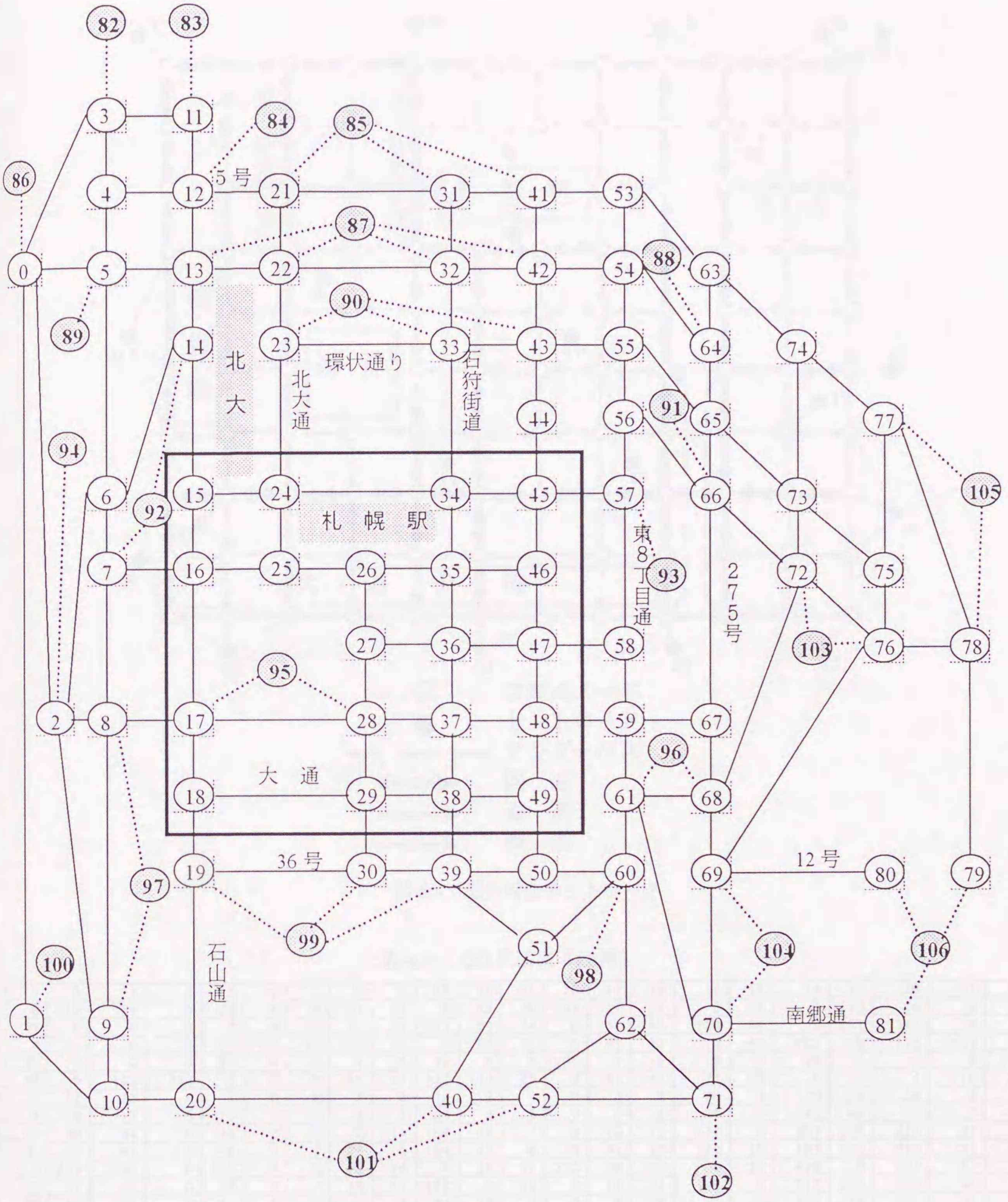
ここでは，HUSE モデルの現況再現性を調べるために，札幌都心部を対象として二段階配分を行った．交通流帯図と広域ネットワークの断面交通量の誤差は 1.43%と小さく，断面交通量の妥当性が確かめられた（表-6.4）．

一方通行や右・左折折禁止といった交通規制は，現行のものとした．札幌都心部には，平面部にウィービング区間のあるアンダーパスが存在するため，複雑な交通規制を表現する必要があった．

表-6.4　配分対象ネットワークにおける断面交通量の比較

本研究による断面交通量（台/日）	713,458
交通流帯図による断面交通量（台/日）	703,400
誤 差（%）	1.43

二段階配分に用いた広域ネットワーク，配分対象ネットワーク，配分対象ネットワークにおける OD 交通表をそれぞれ，図-6.3，図-6.4，表-6.5 に示す．ここで，広域ネットワークにおいて網掛けされているノードがセントロイドである．



配分対象ネットワーク

図-6.3　広域ネットワーク

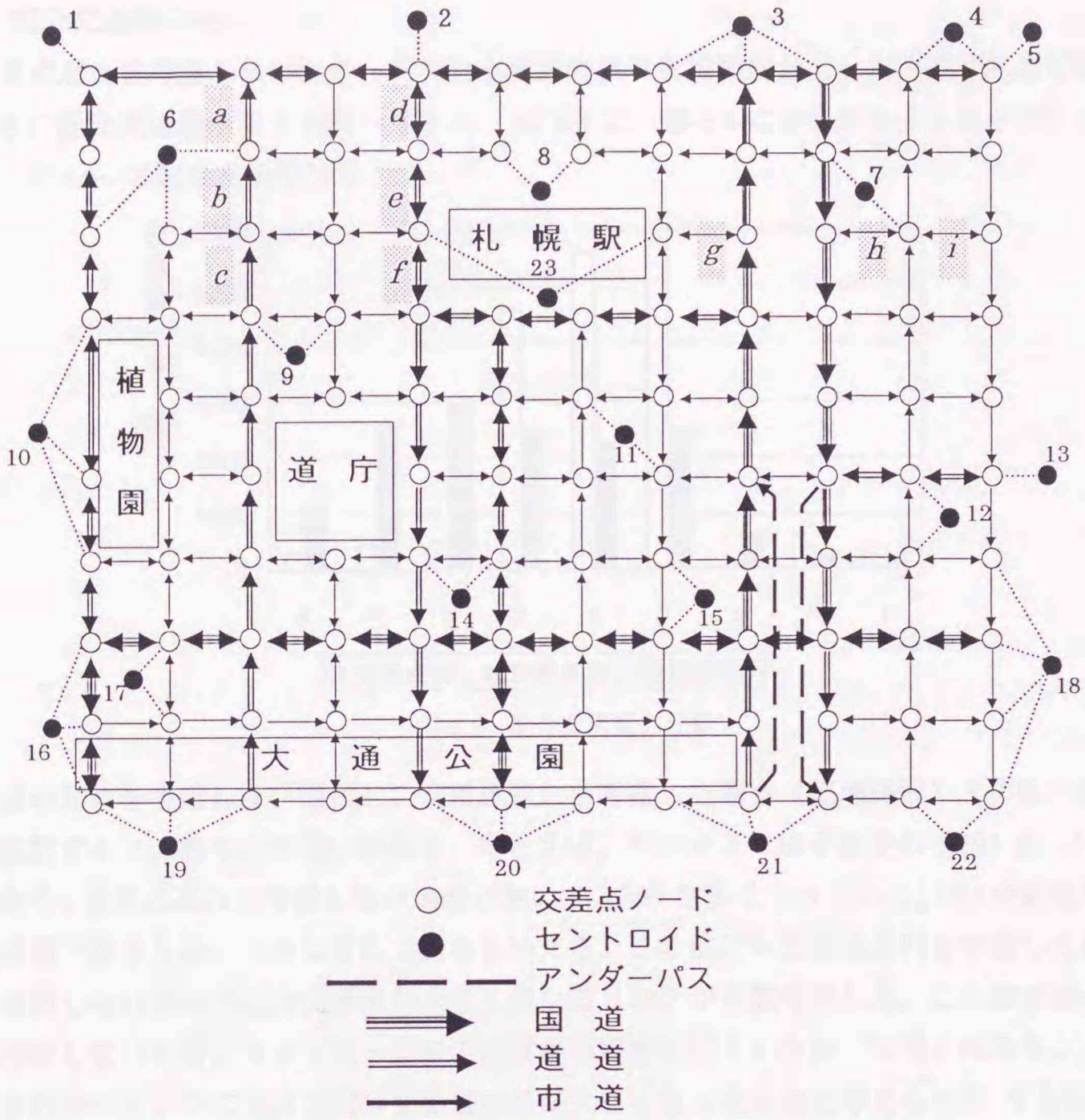


図-6.4 配分対象ネットワーク

表-6.5 OD 交通表（台/時）

O＼D	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23
1	0	114	29	0	95	4	6	27	27	0	29	16	49	27	31	0	16	0	413	34	0	0	22
2	101	0	0	0	0	8	13	55	55	395	59	34	0	55	64	123	34	0	997	340	0	0	47
3	0	0	0	0	57	12	19	80	80	0	86	49	0	80	93	0	49	185	0	153	2055	0	68
4	10	0	0	0	57	0	0	1	1	13	1	1	135	1	1	0	1	92	0	0	0	1084	1
5	92	0	173	460	0	6	9	41	41	435	44	25	0	41	47	75	25	0	0	4	110	207	34
6	5	12	13	0	7	0	0	2	3	16	2	1	0	3	2	20	3	30	29	34	6	0	4
7	8	19	19	0	11	0	0	3	2	24	4	3	0	2	3	30	2	46	44	51	9	0	5
8	33	80	84	0	46	2	3	0	11	104	19	7	0	10	13	130	8	197	189	219	37	0	31
9	33	80	84	0	46	3	2	11	0	104	17	8	0	31	20	130	15	197	189	219	37	0	14
10	0	648	80	0	666	4	6	26	26	0	28	16	233	26	30	0	16	475	0	207	57	0	22
11	36	87	90	0	49	2	4	19	17	112	0	16	0	16	32	140	8	213	203	236	40	0	19
12	20	50	51	0	28	1	3	7	8	64	16	0	0	9	24	80	5	122	116	135	23	0	9
13	131	428	44	235	0	0	0	0	0	647	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
14	33	80	84	0	46	3	2	10	31	104	16	9	0	0	26	130	17	197	189	219	37	0	12
15	38	93	96	0	53	2	3	13	20	120	32	24	0	26	0	150	10	228	218	253	43	0	15
16	0	0	0	0	0	19	29	126	126	0	136	78	0	126	146	0	78	1294	285	1027	194	0	107
17	20	50	51	0	28	3	2	8	15	64	8	5	0	17	10	80	0	122	116	135	23	0	13
18	0	0	856	303	0	23	34	149	149	0	160	91	0	149	171	967	91	0	0	4	0	510	126
19	752	791	0	0	0	19	28	121	121	657	130	74	0	121	139	1465	74	2	0	0	0	0	102
20	195	598	405	0	10	24	36	157	157	417	169	97	0	157	182	0	97	0	0	0	0	0	133
21	82	202	2468	0	117	6	9	38	38	123	41	23	0	38	44	248	23	0	0	0	0	0	32
22	0	0	0	1140	117	0	0	0	0	0	0	0	117	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
23	28	68	71	0	39	4	5	31	14	88	19	9	0	12	15	110	13	167	160	186	31	0	0

(1) 配分交通量の検証

交差点遅れを考慮しないとき，すなわち通常の利用者均衡配分と，交差点遅れを考慮したときの配分交通量の変化を調べてみた． 図-6.5 は，図-6.4 に示したネットワークにおけるリンク *a*～*i* の配分交通量を示している．

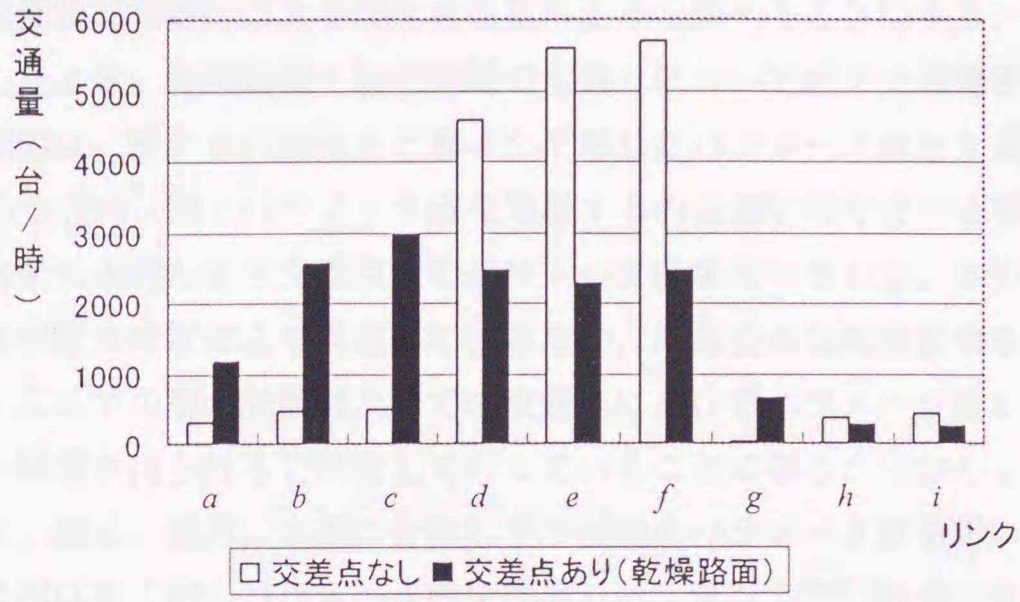


図-6.5 配分交通量の比較

交差点遅れを考慮しない場合と，交差点遅れを考慮した場合（乾燥路面）との配分交通量を比較すると，数千台の違いがある．たとえば，リンク *e* ではそれぞれ 5,595 台，2,286 台であり，交差点遅れを考慮しない場合において 3,309 台多くなっている．OD 交通量が時間交通量であるため，大きな変化であるといえる．この他にも交差点遅れを考慮した場合と，考慮しない場合で配分交通量が大きく異なるリンクが多数存在した．これは交差点遅れを考慮しないとき，ネットワークでの混雑が表現されにくいため，利用されるリンクと利用されないリンクにおける配分交通量の差が大きくなったためと考えられる．すなわち，リンク *d*～*f* は交差点遅れを考慮しないときに多く利用されるリンクといえる．一方，交差点遅れを考慮した場合は，リンク *d*～*f* に混雑が生じるため，交差点遅れを考慮しない場合と比較して，他のリンクへ迂回する交通が多くなったといえる．札幌都心部はネットワークがグリッド状で，各交差点に信号が設置されている特殊な道路構造であるが，他の都市部における配分計算でも同様な結果が得られると考えられる．

リンク *d* とリンク *e* における実測の日交通量[10]はそれぞれ，30,437 台/日，25,606 台/日である．OD 交通量の設定と同様にピーク率を 10%として時間交通量に換算し，配分交通量と比較したものを表-6.6 に示す．

表-6.6 実測値との比較（単位：台/時）

	リンク *d*	リンク *e*
実測値	3044	2561
信号交差点あり（乾燥路面）	2457	2286
遅れなし	4594	5595

表-6.5 より交差点遅れを考慮したときの方が実測値に近い値をとることがわかり，HUSE モデルの妥当性が確かめられた．

(2) 路面による配分交通量の比較

ここでは，路面状態の違いによる配分交通量の変化を調べることにする．そのため交差点遅れを考慮したとき，乾燥路面と積雪路面の 2 通りについて配分交通量を比較する．乾燥路面と積雪路面は，それぞれ表-4.3 と表-4.5 で示したパラメータ値を全交差点で表現している．全ての交差点に同じパラメータ値を適用するのは適切な方法ではないが，平均値といえる札幌市の代表的な信号交差点でのパラメータ値を用いており，さらに各信号交差点の交通容量を実際の車線数より算定しているため，概ね妥当な配分結果を得られることが期待される．ここでの配分計算は，全ての交差点におけるパラメータ値が適切に設定されたときに近い結果が得られると仮定して行っていることになる．しかし，精度を上げることを考えると，国道，道道，市道に分類した 3 種類のパラメータ値を用いることが現実的であるが，今回は全て同じパラメータ値を使用した．また，ITS 技術である路車間通信機能と車両感知器機能 [9]を活用することによって，将来的には必要な信号交差点におけるパラメータ値の自動測定が可能となると考えられる．

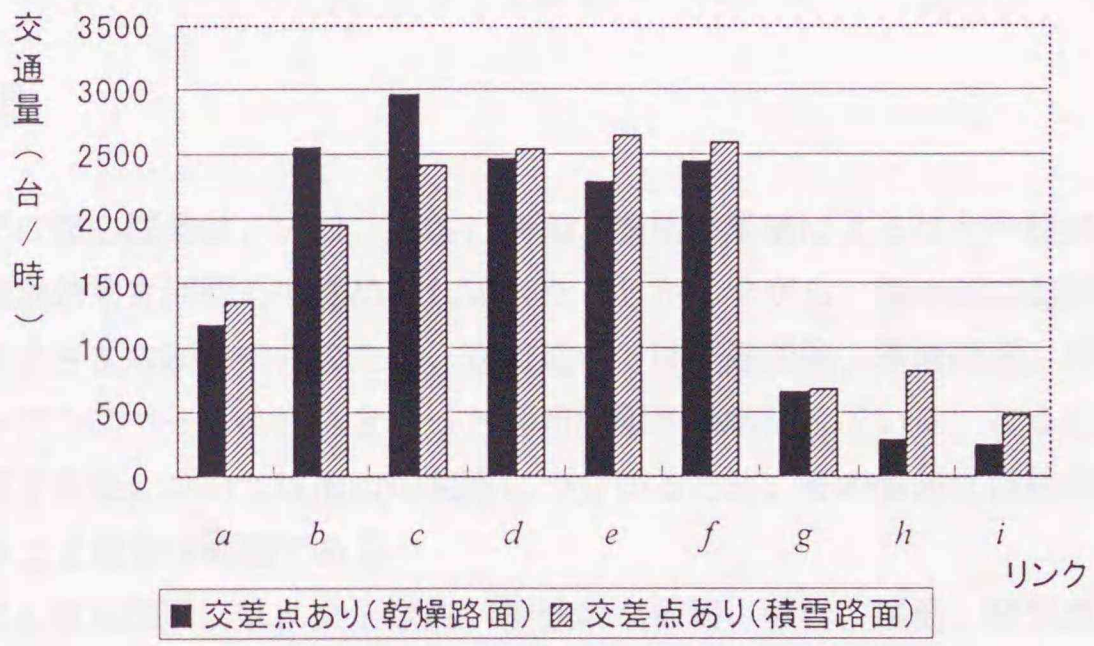


図-6.6 路面による配分交通量の比較

交差点遅れを考慮したとき，乾燥路面と積雪路面での配分交通量の違いは，積雪路面のときリンク d〜f の配分交通量が乾燥路面より多いことである（図-6.6）．たとえばリンク e は，乾燥路面では 2536 台，積雪路面では 2643 台であり，積雪路面において 107 台多くなっている．これは，積雪路面におけるすべての交差点遅れは，パラメータ値が変化するため，配分交通量が同一であっても乾燥路面よりも大きな値をとる．一方，OD 交通量は一定なため，交差点遅れは交差点交通容量に対する配分交通量の比率に大きく関係する．すなわち，この比率が大きいほど，積雪路面での交差点遅れは，パラメータ値の影響を大きく受けることになる．たとえば，リンク e では乾燥路面よりも積雪路面において配分交通

量が大きくなっている．これは，積雪路面による交差点遅れの増大がリンク e よりも周辺リンクの方が大きいため，乾燥路面ではリンク e を流れなかった交通も，積雪路面では迂回をしてリンク e に流れたためと考えられる．ネットワーク全体でみると，乾燥路面で（交通容量に対して）大きい値をとるリンク交通量が積雪路面では減少し，逆に乾燥路面で小さい値をとるリンク交通量が積雪路面では増加する傾向があった．

表-6.7 に，交差点遅れを考慮したときの（乾燥路面と積雪路面）ネットワーク全体での総走行時間を示す．乾燥路面と積雪路面における総走行時間を比較すると，積雪路面での総走行時間は，乾燥路面の 3 倍以上となることがわかる．積雪路面の総走行時間は，乾燥路面において OD 交通量を 16%（約 7,000 台/時）増加させた総走行時間に相当する．積雪路面の総走行時間の増大は，交差点遅れの増大によるものであり，積雪寒冷地の冬期における交通渋滞原因の 1 つであると推察される．

表-6.7 総走行時間の比較

	乾燥路面	積雪路面
総走行時間（台･秒）	84,700,000	304,000,000

6.5 適用事例 1：創成川通り連続アンダーパス化の評価

6.5.1 背景

これまでの都心開発は，人口，資本，情報，機能の集積による社会や経済の効率性と，それらの相乗効果を期待して進められてきた．しかしながら，都市部における空間，資源といったさまざまな制約条件のため，逆に近年では交通問題，環境問題，効率性の低下，緑地・オープンスペースの喪失といった都市問題が深刻化している．こうした問題は都市の魅力を低下させ，ひいては都市の荒廃につながるため，その解決は持続可能なまちづくりを進める上で重要な課題である．

その中でも交通問題には，交通事故，慢性的な渋滞，騒音，振動，排気ガスによる大気汚染などが存在する．それらは都市環境の悪化，都市機能の停滞につながるものであり，都市問題の大きなウェートを占めている．

一方，都心部の地下空間を有効利用した自動車専用道路整備によって，地下道路から都心部へのアクセス交通処理と通過交通処理を行うことは，こうした問題に対して有効であると考えられている．さらに，道路の地下化によって地上部に生まれるスペースの有効利用も可能である．そのため，都市部での地下自動車道路整備が具体的にどのような効果をもたらすのか,またそれはどれくらいのものなのかを事前に評価を行う必要がある.また，まちづくりにおける地下自動車道路整備の意義を都市計画的観点で分析することも重要である．

ここでは，札幌市都心部を対象として地下自動車道路整備がまちづくりにもたらす意義を分析し，HUSE モデルによる二段階配分を行うことで，地下自動車道路整備による効果を計量的に把握する．

6.5.2　既存研究

地下空間活用に関するこれまでの研究は，ライフラインなどの基盤整備に関するもの[11]，道路トンネルや地下鉄などの交通インフラ整備に関するもの，交通結節点に発達した地下商店街に関するもの[12]，強風地や積雪寒冷地といった気象条件の厳しい地域での有効性に関するもの[13]が挙げられる．これらの研究が都市地下空間活用に関する研究の大きな 4 つの流れといえる．

交通インフラ整備に関する研究は，地下の都市公共システムの有効性に関する事例研究[14]，都市型地下道路の整備計画に関する研究[15]，ファジィ技法を用いた地下自動車道路の計画課題に関する研究[16]，地下道通施設の整備実態に関する研究[17]などが挙げられる．これらの研究は，都市地下空間活用の費用便益的評価を行うもの，長期的視点での整備計画を立てるもの，さらにファジィ構造化技法によってその課題の構造化を図るもの，長期的な計画がされないまま地下交通インフラ整備事業が進められたことによる問題点と今後の地下空間整備課題の整理を行ったものである．

しかし，これまでの地下空間における交通インフラ整備に関する研究では，整備効果を考察した例は有効性の定性的な評価にとどまっており，定量的な分析を行っている例はほとんどない．これは，都市部における地上部の余地がなくなったため，必然的に地下を利用するしかないという考えが先行したことによる．このため，地下空間の機能，構造，利便性，収益性，安全性，快適性，関連法令に関する調査・研究が多くなされてきた．さらに，地下交通インフラの整備効果を適切に評価する技法が確立されていなかったことが，その定性的な分析にとどまっていたことの一因といえる．

6.5.3　道路ネットワーク構造による札幌都心部の交通問題

札幌都心部の道路ネットワーク構造の起源は，明治時代における札幌本府の建設計画[18]にまでさかのぼる．

1869（明治 2）年 11 月，開拓史判官島善勇は今の大通り西 4 丁目に仮小屋を建て，北海道開拓の本府建設に取りかかった．島の計画では本府を南北に二分し，その中央に幅 42 間（76.2m）の大通りを設け，北部を官用地区，南部を商家地区とした．市街地はすべて縦横に区画し，道路幅は大通の 42 間以外は 12 間（21.8m）とした．しかし同計画は，多額の費用や厳しい気象条件のため中止されるに至った．

1871 年 1 月，札幌本府計画が再開され，岩村通俊判官が責任者に任命された．岩村は市街地を測量し，1 街区の大きさを 60 間（109m）四方，道路幅を 11 間（20.0m），裏通りを 6 間（10.9m）とし，南北の中央には 58 間（105m）の火防線を設けた．この空間が現在の大通公園である．こうして，札幌都心部における格子状の道路ネットワークが形成された（図-6.7）．

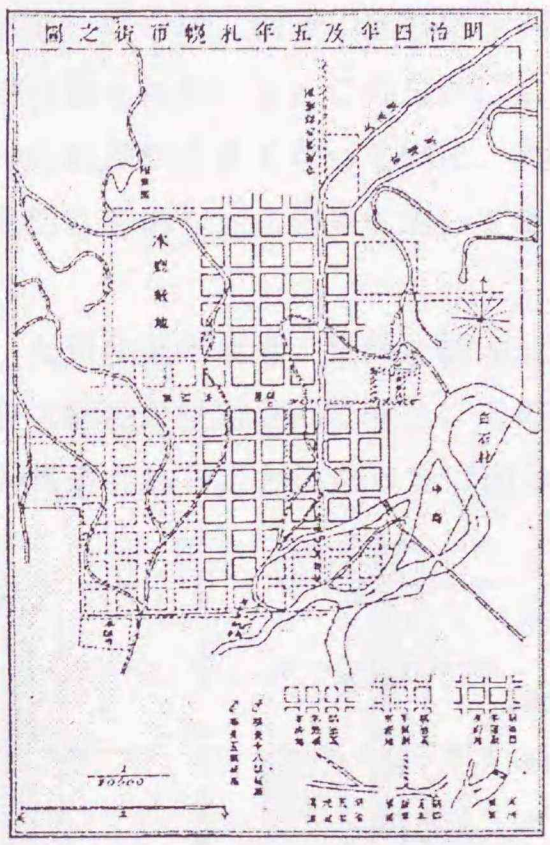


図-6.7　札幌本府計画

札幌都心部における現在の幹線道路網は，その中心部から郊外部に伸びる，いわゆる放射型道路でその骨格が形成されている．また，都心部を通過しない環状道路の一部分が連続化されてなく，完全な放射環状型道路網とはなっていない．さらに，都心部の細道路網は 100m 間隔の格子型であり，そのほとんどの交差点が信号制御されており，信号交差点の影響が大きいのが特徴である．

都市部では交通問題が深刻化しているが，このことは札幌都心部においても例外ではない．その大きな原因が道路網の構造と路上駐車車両の多さにあると考えられている．つまり，幹線道路が都心部から郊外部に伸びる放射型であり，環状道路も完全に連続化されていないため，都市間交通のような通過交通も都心部に流れ込んでいる．また札幌都心部では，南北に縦断する創成川通りによって東西方向の道路が何カ所かで分断されており，東西の移動が南北方向と比較して困難となっている.さらに札幌都心部では,駐車待ち車両，荷さばき車両，路上駐車車両が多く，円滑な交通流を妨げている．したがって，通過交通の都心部への流入，東西交通の分断，違法駐車車両が札幌都心部の交通環境悪化に大きく影響している．

札幌都心部における交通問題に対処するためには，環状道路網の整備，東西交通の円滑化，違法駐車車両の排除が必要である．しかし都心部における地価の問題から，地上部の道路整備を十分に行えない現状にある．

6.5.4　創成川通り連続アンダーパス化計画

(1) 計画の背景

札幌都心部を南北に縦断する創成川通り（国道 5 号）は，現在 2 つのアンダーパス部から形成されている.また平面部にウィービング区間があるため交通流の乱れが生じており，自動車交通の安全性に問題がある．さらに，創成川通りアンダーパスアプローチ部の擁壁によって，東西方向の交通流が分断されている．この分断により，創成川通りを挟んだ東側と西側地域では，開発レベルの格差が大きくなっている．札幌のシンボル的存在である大通公園は，創成川によって途切れており，この点においても開発格差が生じる要因となっている．

以上の課題を解決するため，大通公園の東進，東西を結ぶ北大通りの連続化，親水空間の創出を図る創成川ルネッサンス計画が検討されてきた．その第一ステップとして創成川通り連続アンダーパス化計画が推進されることになった（図-6.8）.

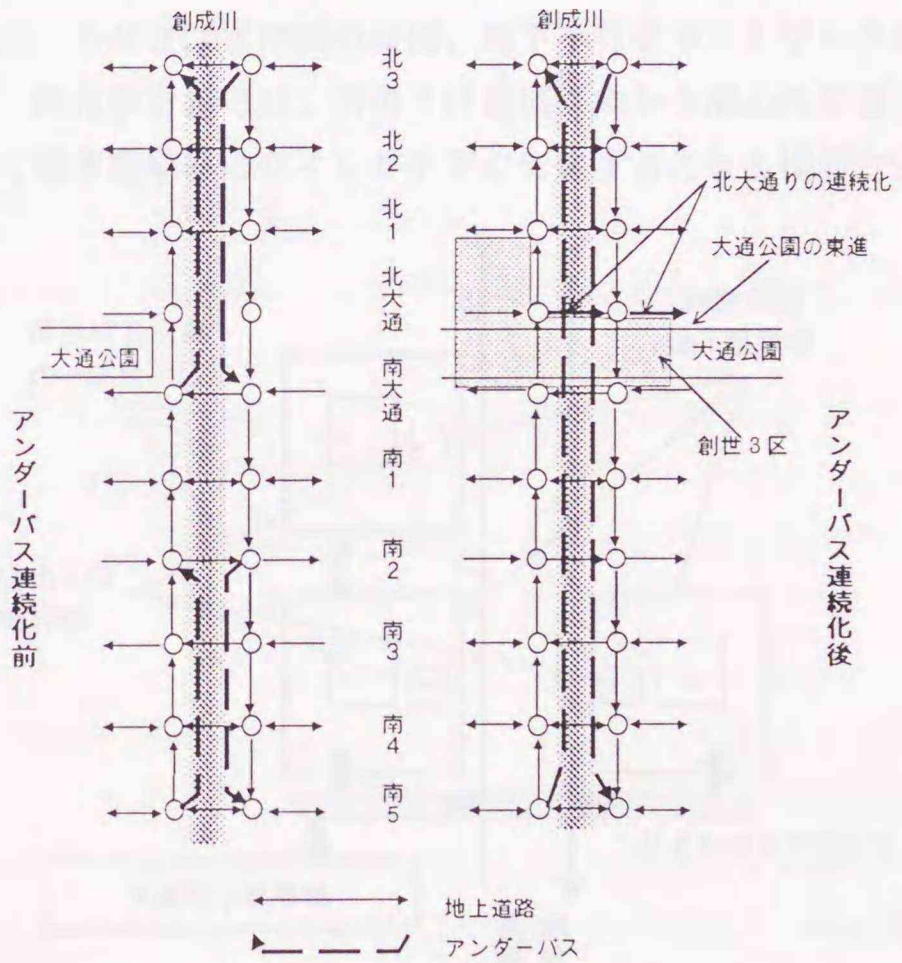


図-6.8　アンダーパス連続化の前後

(2) 計画の概要

創成川通り連続アンダーパス化は，「第 3 次札幌市長期総合計画」（昭和 63 年策定）における「都市空間計画」，「交通計画」および「生涯教育計画（文化・芸術）」各部門において位置づけられており，都心部のまちづくりにおける重要なプロジェクトとなっている（表-6.8）.

表-6.8　創成川通り連続アンダーパス化計画の概要

アンダーパス区間	北 3 条～南 5 条（約 1,100m）
車線数	地上部片側 2 車線 アンダーパス部片側 2 車線
その他	交差点の付加車線　停車帯の設置
将来交通量 （平成 22 年推計値）	断面交通量　約 50,000 台/日 アンダーパス交通量　約 30,000 台/日
現状交通量 （平成 7 年度）	断面交通量　約 57,000 台/日 アンダーパス交通量　約 35,000 台/日

創成川通りと大通公園との交点周辺地域では，創世 3 区地下空間整備計画が進められており，地下駐車場の整備とそのネットワーク化，地上部における地下駐車場出入口の集約化，地下空間を活用した荷さばき空間の整備，地下歩行者ネットワークの整備が行われることになっている．同整備計画では，創世 3 区地域に向かう都心外交通が創成川連続アンダーパスを利用して地下駐車場にダイレクトアクセスすることも検討されている（図-6.9）．

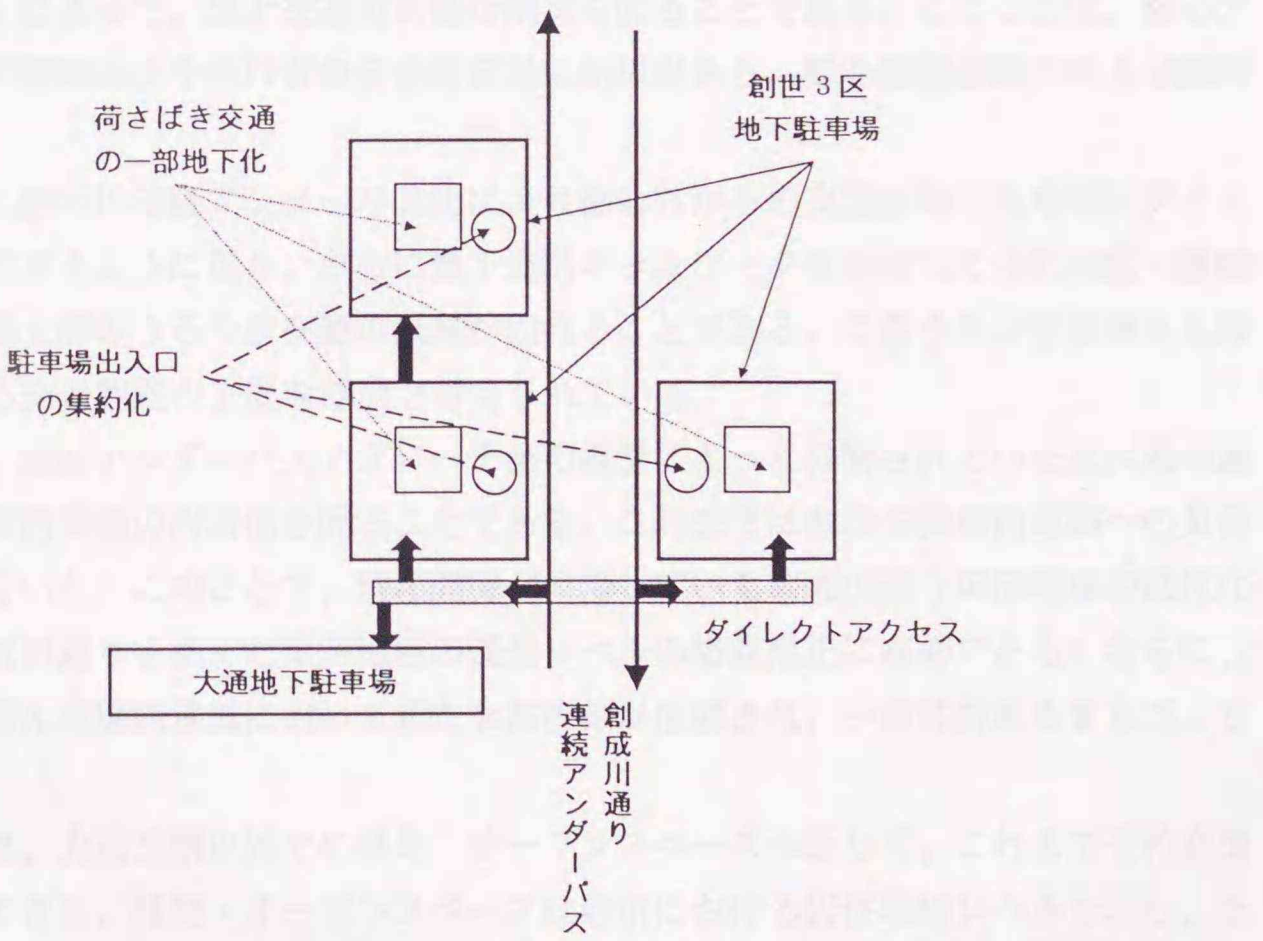


図-6.9　地下道路ネットワークの整備方針

一方，こうした地下空間整備事業により，当該地区における需要交通の増大も予想されている．

(3) 期待される効果

創成川通り連続アンダーパス化によって期待される効果は，以下に示すとおりである．

1)通過交通と都心内アクセス交通との分流化による環境改善効果と自動車交通の安全性確保．

2)地上交通の削減による歩行者の安全性確保．

3)ダイレクトアクセスによる地上部うろつき交通の低減．

4)東西交通の円滑化．

5)緑地・オープンスペースの拡大．

6)地下空間を利用したインフラの高度化．

第1の点は，通過交通がアンダーパス部，都心内アクセス交通が地上部を利用することによって両交通を完全に分離し，互いの所要時間の短縮を図ることである．特に通過交通はアンダーパス部では信号交差点の影響を受けることなく，都心部を短時間で通過することが可能となる．このことは，排気ガスの抑制効果が期待され，環境にやさしいまちづくりに寄与する.さらに交通の完全な分流化により,平面部のウィービング区間がなくなり，自動車交通の安全性を高めることができる．

第2の点は，通過交通がアンダーパスを利用することや，荷さばき駐車スペースを地下に確保することによって，地上交通の大幅な削減を図ることである．このことは，都心アクセス交通の利便性向上や歩行者の安全性確保に効果があり，都心部回遊性の向上が期待される．

第3の点は，創成川連続アンダーパス化により都心外からの交通が地下駐車場にダイレクトアクセスできるようになり，さらに地下道路ネットワークを利用して目的街区へ移動することで，地上部のうろつき交通の低減が図れることである．このうろつき交通も札幌都心部における交通問題の主要な原因と考えられている．

第4の点は，現在アンダーパスアプローチ部の擁壁によって分断されていた北大通の連続化により，東西交通の円滑化を図ることである．これまでは他の主要東西道路への負荷が大きくなっていた．このことで，現在開発が停滞している創成川通り東部地域の活性化が図られ，創成川通りを挟んだ東側地域の開発レベルの格差是正に有効である．さらに，創成川通りを挟んだ東西地域において新たな都市軸が形成され，一体性のあるまちづくりに寄与する．

札幌都心部は，大通公園以外での緑地・オープンスペースが乏しく，これまでその必要性が論じられてきた．緑地・オープンスペースは都市における居住環境レベルを示し，またレクリエーションの拠点となるものであり，都市の魅力としての意義が大きい．第5の点は，大通公園の東進と創成川通り地上部の有効利用により，緑地・オープンスペース，親水空間を創出することである．緑地・オープンスペースは，騒音低減といった物理的効果だけでなく心理的存在効果もあり，特に都市部では重要な役割を果たしている．

札幌は全国でも雪の多い地域として知られており，その雪害による経済・社会の損害は

少なくない．そのため，創成川通り連続アンダーパス化により生まれる地下空間の有効利用を図ることは重要な課題である．第6の点は，ライフライン，雪処理などの余剰熱利用システム，地域熱供給施設の地下化を行うことによって雪に強いまちづくりを図るものである．

6.5.5　配分対象ネットワークとOD交通量

二段階配分法における一段階目の配分計算より得られる，完全通過，流入・流出交通量は，配分対象ネットワークに出入りする断面交通量である．そのため，札幌市の都市計画に利用されている交通流帯図による断面交通量との比較を行った．断面交通量の比較では0.5%の誤差であり，断面交通量には妥当性があることが判明した（表-6.9）．

表-6.9　配分対象ネットワークにおける断面交通量の比較

本研究による断面交通量（台/日）	464,600
交通流帯図による断面交通量（台/日）	462,300
誤　差（%）	0.5

二段階配分に用いた広域ネットワーク，配分対象ネットワーク，配分対象ネットワークにおけるOD交通表をそれぞれ，図-6.10，図-6.11，表-6.10に示す．ここで，広域ネットワークにおいて網掛けされているノードがセントロイドである．

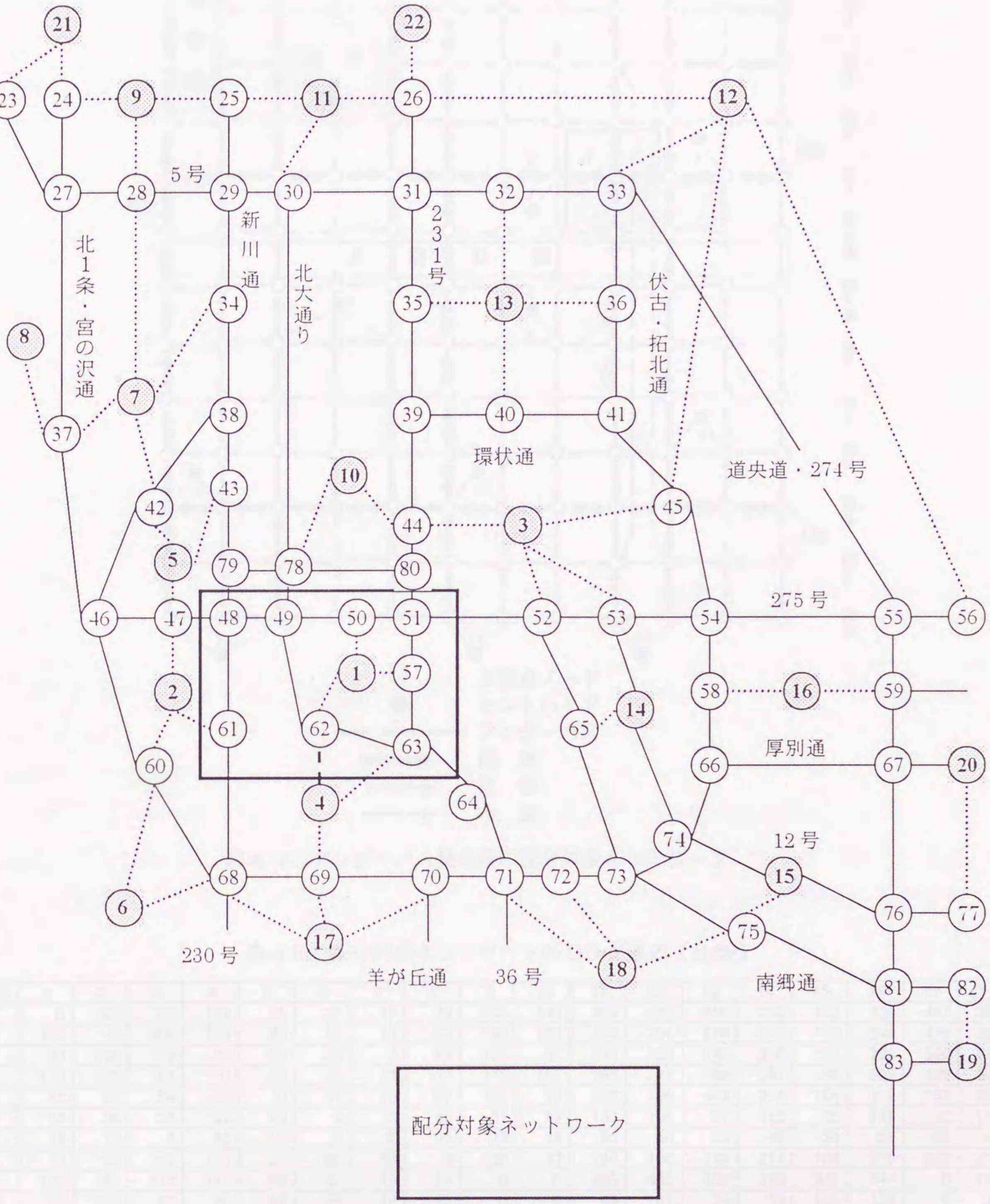


図-6.10　広域ネットワーク

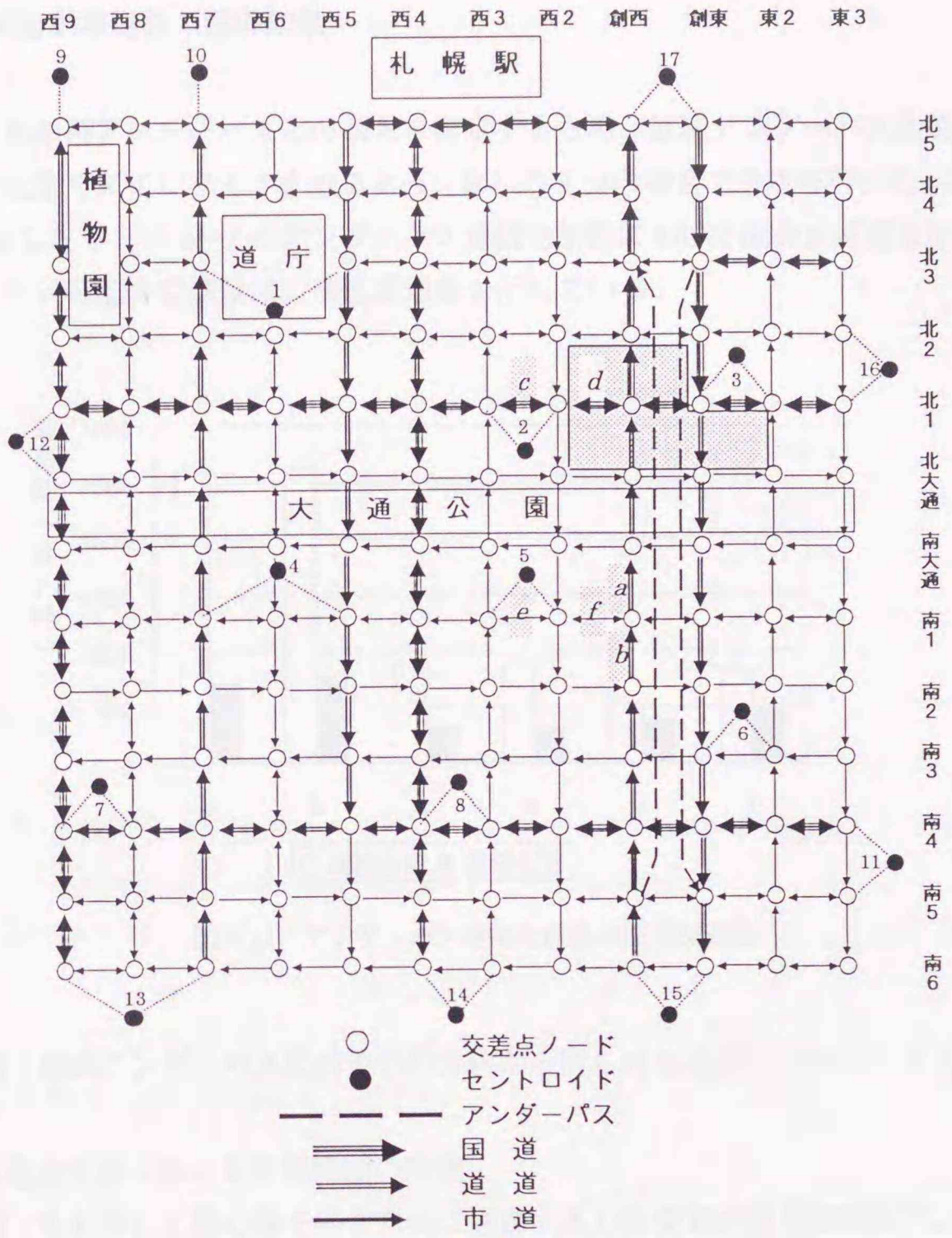


図-6.11　アンダーパス整備後の配分対象ネットワーク

表-6.10　配分対象ネットワークのOD交通表（台/時）

O/D	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	合計
1	0	183	80	179	75	31	19	73	183	113	415	286	210	313	152	320	413	3045
2	183	0	206	109	86	36	13	63	190	124	418	306	216	318	193	344	459	3266
3	80	209	0	57	54	28	7	40	125	82	275	203	143	210	131	228	306	2179
4	179	109	57	0	88	33	33	113	173	107	393	271	199	297	145	303	392	2891
5	75	86	54	88	0	44	10	80	125	77	284	196	143	214	104	219	283	2082
6	31	36	28	33	44	0	5	45	67	42	153	105	77	115	55	118	152	1108
7	19	13	7	33	10	5	0	20	29	18	66	45	33	49	24	51	65	488
8	73	63	40	113	80	45	20	0	125	77	284	196	143	214	104	219	283	2081
9	123	166	113	117	84	45	19	84	0	0	205	435	238	220	501	547	0	2898
10	91	100	67	86	62	34	14	62	0	0	46	67	34	53	101	138	0	957
11	84	95	64	79	57	30	13	57	75	100	0	71	39	49	127	0	483	1424
12	190	210	140	180	130	70	30	130	94	86	41	0	134	60	110	196	267	2067
13	156	172	115	148	107	57	25	107	90	76	40	234	0	0	0	106	256	1689
14	191	200	132	181	130	70	30	130	41	59	25	53	0	0	0	87	160	1489
15	58	111	78	55	39	21	9	39	158	190	109	160	0	0	0	330	1246	2602
16	210	258	174	199	144	77	33	144	193	291	0	322	99	162	371	0	978	3656
17	337	377	251	319	230	124	53	230	0	0	235	223	122	153	712	497	0	3864
合計	2079	2389	1606	1975	1421	752	335	1419	1669	1443	2987	3171	1830	2427	2832	3705	5743	37784

6.5.6　地下自動車道路の整備効果

創成川通り連続アンダーパス化の効果を測定するため，連続アンダーパス化前，連続アンダーパス化後でダイレクトアクセスあり，なしの3つの場合で分析を行った．図-6.12に図-6.11に示したリンク a〜f のアンダーパス連続化前後における配分交通量を示す．ここでリンク c と d の配分交通量は，東進交通量を示している．

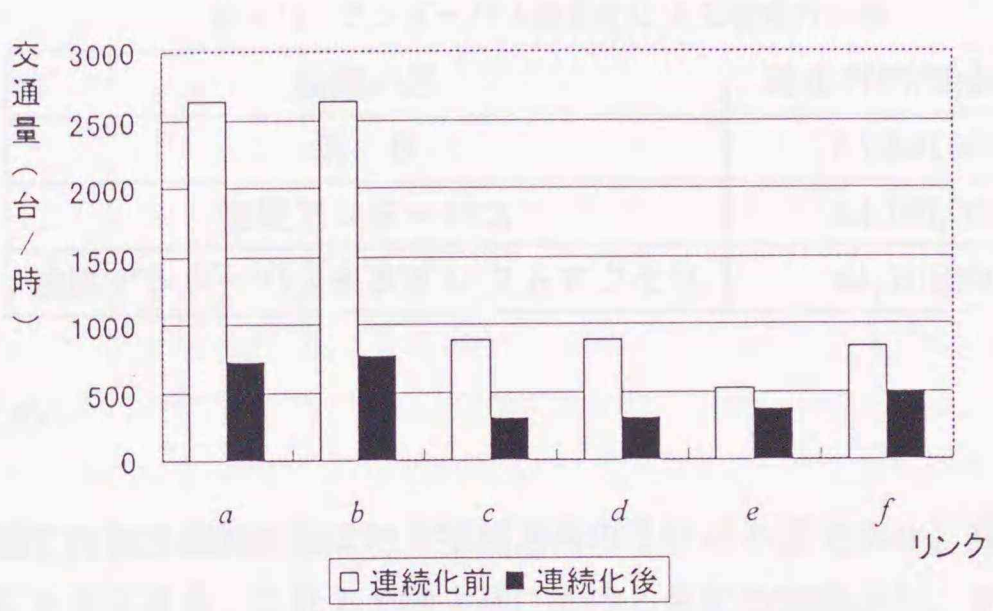


図-6.12　アンダーパス連続化前後の配分交通量

創成川通り連続アンダーパス化前後での分析から得られた連続アンダーパス化の効果を以下に示す．

1)南北方向通過交通における所要時間の短縮

創成川通りを利用して都心部を南北方向に通過するOD交通の所要時間がアンダーパス連続化前と比較して約20%短縮された．このことは，通過交通がアンダーパス部で信号交差点の影響を受けないことを示している．したがって，南北通過交通処理機能がうまく働いているといえる．

2)アンダーパス部における地上交通の減少

アンダーパス連続化後に片側約2,000[台/時]の地上交通の削減された．このことは，地上交通による混雑が軽減され，ひいては歩行者の安全性向上，都心部回遊性の向上につながるものと考えられる．

3)特定道路における東進交通量の減少

創成川通りによって分断されていた北大通の連続化を行うことによって，北1条通り，南1条通りの東進交通が300〜500[台/時]減少した．このことは，東西交通の円滑化に北大通の連続化が大きく寄与していることを示している．

4)総走行時間の短縮

都心部道路ネットワーク全体での効率化が図られた．すなわち，創成川通り連続アンダ

ーパス化前の総走行時間は 65,400,000[台・秒]であり，アンダーパス連続化後は64,700,000[台・秒]であるため，700,000[台・秒]の短縮効果があることを示している（表-6.11）．

創世3区地下駐車場へのダイレクトアクセスを行うと，総走行時間でさらに約90,000[台・秒]の短縮効果があることが判明した（表-6.11）．したがって，創成川通り連続アンダーパス化と創世3区地下駐車場へのダイレクトアクセスを同時に行うことが重要であると考えられる．

表-6.11　アンダーパス連続化による総走行時間

整備内容	総走行時間[台・秒]
現　状	65,400,000
連続アンダーパス	64,700,000
連続アンダーパス＋ダイレクトアクセス	64,610,000

6.5.7　まとめ

都市部の地下自動車道路整備は地下空間活用の1つの方法であり，高度土地利用として位置づけることができる．これまで地上部における余地の問題から，さまざまな都市で地下自動車道路整備計画が進められているが，その利便性，費用便益性，改修工事の困難性からの計画論，防災的観点での安全性に関する議論が優先されてきた．しかし，地下自動車道路整備は交通問題の解消効果だけでなく，新たな都市軸の形成といった効果も期待されるため，まちづくりにおける効果，意義は大きく，こうした議論は今後ますます重要となってくる．

ここでは，札幌都心部における地下自動車道路整備がまちづくりにもたらす効果を示した．さらに，こうした効果は交通環境の改善を前提としていると考え，HUSE モデルによる二段階配分を行うことでその効果を測定した．

今回は札幌都心部についての分析であったが，今後は一般化した地下空間利用がまちづくりに与える効果に関する議論が必要である．

6.6　適用事例2：大規模再開発事業に伴う交通規制計画案の評価

6.6.1　背景

近年，JR 駅前などの都心部において再開発事業計画が立てられ，その事業化が進められている．再開発事業は，交通，土地利用，将来人口，産業，社会，経済といった，さまざまな面の影響を総合的に評価し，計画を立てる必要がある．したがって，都市部における再開発事業では，新たな交通問題の発生を最小限におさえる必要があり，交通影響アセス

メントの必要性が高まっている．

ところで，2000 年までに施行される「大規模小売店舗立地法」の成立によって，新たに出店する大規模小売店舗は，交通渋滞，駐車・駐輪，交通安全，騒音，ゴミ問題に対しての対応が求められることになる[19]．こうした動きは，大規模小売店舗のみならず，一般に再開発事業を行う際も，その影響に対するアセスメントを行うことの重要性を示している．

このため，再開発事業によって生じる可能性のある，交通渋滞に代表される交通問題を解決し，円滑な交通流確保を図る方策を事前に立てなければならない．理想的には，道路の車線数を増やすことによって，交通容量の増大を図ることが考えられる．しかし，都市部における道路用地の確保は，今後ますます困難となることが予想され，適切な交通運用によって対応する必要性が高まっている．すなわち，一方通行や右折禁止等の交通規制を検討し，それはどのような効果をもたらすか，またどのような規制が有効なのかを検討することはさらに増大すると考えられる．

現在，札幌駅南口では札幌市，JR 北海道（株）により「札幌駅南口土地区画整理事業」（以下，札幌駅南口再開発事業とする）が進められている．同事業は，JR 札幌駅の新駅舎をはじめ，道内最大規模となる大規模小売店舗の進出，東京以北では最高の高さを誇る高層ホテルの建設が核となっており，北海道では今世紀最後の大規模駅周辺部再開発事業となる（図-6.13）．

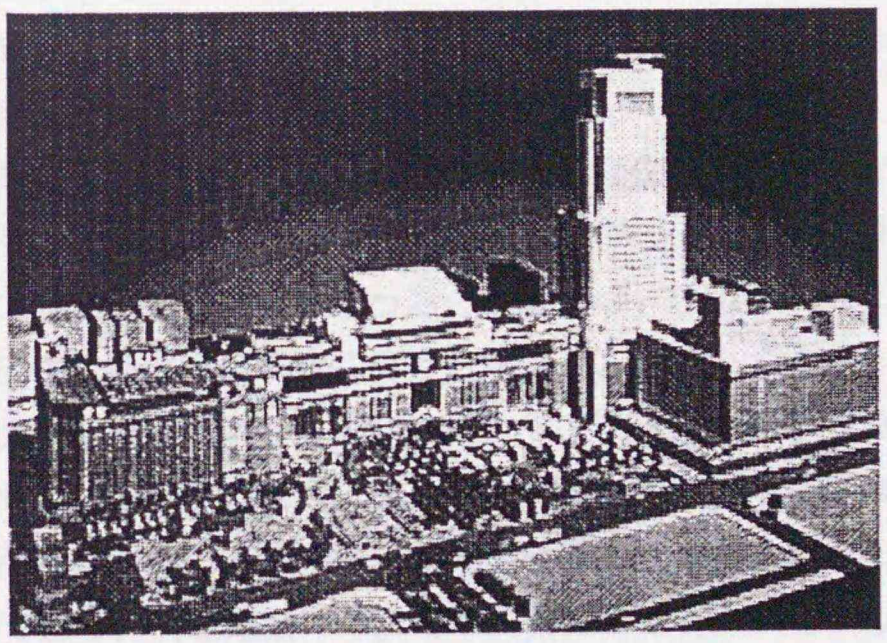


図-6.13　札幌駅南口完成予想図

同事業により開発地区における土地利用，床面積といった交通に関係する指標は大きく書き換えられることになり，周辺道路網における交通環境の悪化が懸念されている．ここでは，再開発事業によって生じると予測される交通問題に着目し，HUSE モデルによる二段階配分を行うことで，その解決策として考えられる交通規制計画案の評価を行う．

6.6.2 既存研究

これまでの再開発事業に関する研究としては，経済評価，開発計画，土地利用，交通に主眼をおいたものが挙げられる．

経済評価に関する研究は，Chamberlin[20]による独占的競争理論に基づく，宮田ら[21]による再開発事業の店舗間の競争分析が挙げられる．この研究は，豊橋駅前周辺の再開発事業を対象として，駅前地区と駅裏地区とを連絡するコンコース整備によって生じる，人の流れの変化が商業活動に及ぼす影響を分析したものである．

開発計画に関する研究は，Reilly[22]のグラビティモデルに基づく，文ら[23]による消費者，小売業者，事業主体を内在化した商業地再開発計画モデルの開発が挙げられる．この研究では，再開発事業に関わる主体を消費者，小売業者，事業主体と仮定し，消費者，小売業者の行動をそれぞれの商業地選択モデル，小売業立地モデルとして定式化している．さらに，再開発事業の事業主体の資金調達モデルを作成し，それらを連動させることで望ましい再開発の規模と，その内容を見いだす分析方法を開発している．

土地利用に関する研究は，越沢[24]らの東京オリンピックを事例とした，再開発事業が与える都市整備への影響分析，浅野ら[25]による冬期長野オリンピックを事例とした道路基盤整備と沿道土地利用への影響分析，宮川ら[26]による空地設定と容積率の相関分析などが挙げられる．先の2つの研究では，再開発事業が周辺地区の土地利用におよぼす影響を分析しており，3つ目の研究では，建築物の容積率と地区環境を保持するため，再開発における建築物および空地設定の制御を検討している．

交通問題に関する研究は，床面積や建築物の容積率の変化が発生集中交通量におよぼす影響の分析が1950年代頃から行われてきた[27), 28)]．これらの研究では，道路網と容積率の設定をバランスさせて行うことに主眼があった．最近では，浅野ら[5)]による建築物を用途別に分類し，その発生集中特性を体系的に分析した研究，黒川ら[29)]による開発の連担性に着目した交通負荷を分析した研究，さらに，矢島ら[30)]による発生集中原単位を統計的に分析した研究が挙げられる．これらの研究では，再開発地区における発生集中交通量を適切に推計することに主眼があった．そのため，開発地区における発生集中交通量やOD交通量の推計にとどまっており，周辺道路への詳細な影響分析は行われていない．

交通影響を開発地区で詳細に分析する手法としては，Florian[31), 32)]らによる分布・分担・配分交通量を統合したモデルの開発が挙げられる．この研究では，自動車と公共交通の機関分担を考慮して，道路ネットワークの配分交通量を推計している．しかし，土地利用の変化が交通環境に与える影響までは考慮されていない．

土地利用等の変化による交通影響を考慮した研究としては，発生集中・分布・分担・配分交通量を統合したSafwat[33)]らのモデルや，宮城[34)]らの数理計画手法による，土地利用・交通統合モデルの構築が挙げられる．特に後者のモデルでは，土地利用モデルと交通モデルを統合し，土地利用，発生交通量，分布交通量，機関分担，配分交通量を統一的に予測

することが可能である．また，具体的に岐阜市に適用した分析も行っている．しかし，交通モデルにおける交通量配分では，都市部において無視することができない信号交差点が取り込まれず，道路ネットワークにおける混雑を反映した結果は得られていない．また，混雑を解消する方策である交通規制計画案の評価分析は行っていない．

再開発事業に伴う交通規制計画案を評価するとき，交通規制に伴う迂回交通の影響を配慮する必要がある．また迂回交通の影響は広範囲に及ぶため，大規模なネットワークでの解析を行う必要がある．ダイナミックシミュレーションモデルを評価手法として適用すると，非常に多くのパラメータ，ルール等を含んでいるため，その結果に本質的に影響を与えている要因が何であるかわからない状況に陥りやすく[35]，また大規模なネットワークでの解析が困難である場合が多い．

6.6.3　一段階目の配分交通量の検証

札幌市の都市計画に利用されている交通流帯図と二段階配分法における一段階目の配分計算によって得られる広域ネットワークの断面交通量との比較を行った（表-6.12）．表-6.12によると 4 断面の合計交通量の比較では 1.43%の誤差であり，概ね配分対象ネットワークにおける断面交通量には妥当性があると考えられる．

表-6.12　配分対象ネットワークにおける断面交通量の比較

本研究による断面交通量（台/日）	713,458
交通流帯図による断面交通量（台/日）	703,400
誤　差（%）	1.43

6.6.4　配分対象ネットワークと OD 交通量

二段階配分法における二段階目の配分計算は，各交通規制計画案を表現した配分対象ネットワークで HUSE モデルにより行う．解析は現状規制での開発前後と，開発後に 3 つの交通規制計画案を付け加えたもの，計 5 つの場合で行った．開発前を想定した配分計算では，再開発事業によって新たに発生する OD 交通量は考慮していない．開発後における 3 つ交通規制計画案では，車線数が現状と異なるものもあるが，その影響は交差点交通容量およびリンク交通容量に反映させている．二段階配分法で用いた配分対象ネットワーク，配分対象ネットワークにおける OD 交通表をそれぞれ，図-6.14，表-6.13 に示す．広域ネットワーク，開発前の OD 交通表はそれぞれ図-6.3，表-6.5 に示したものと同一である．

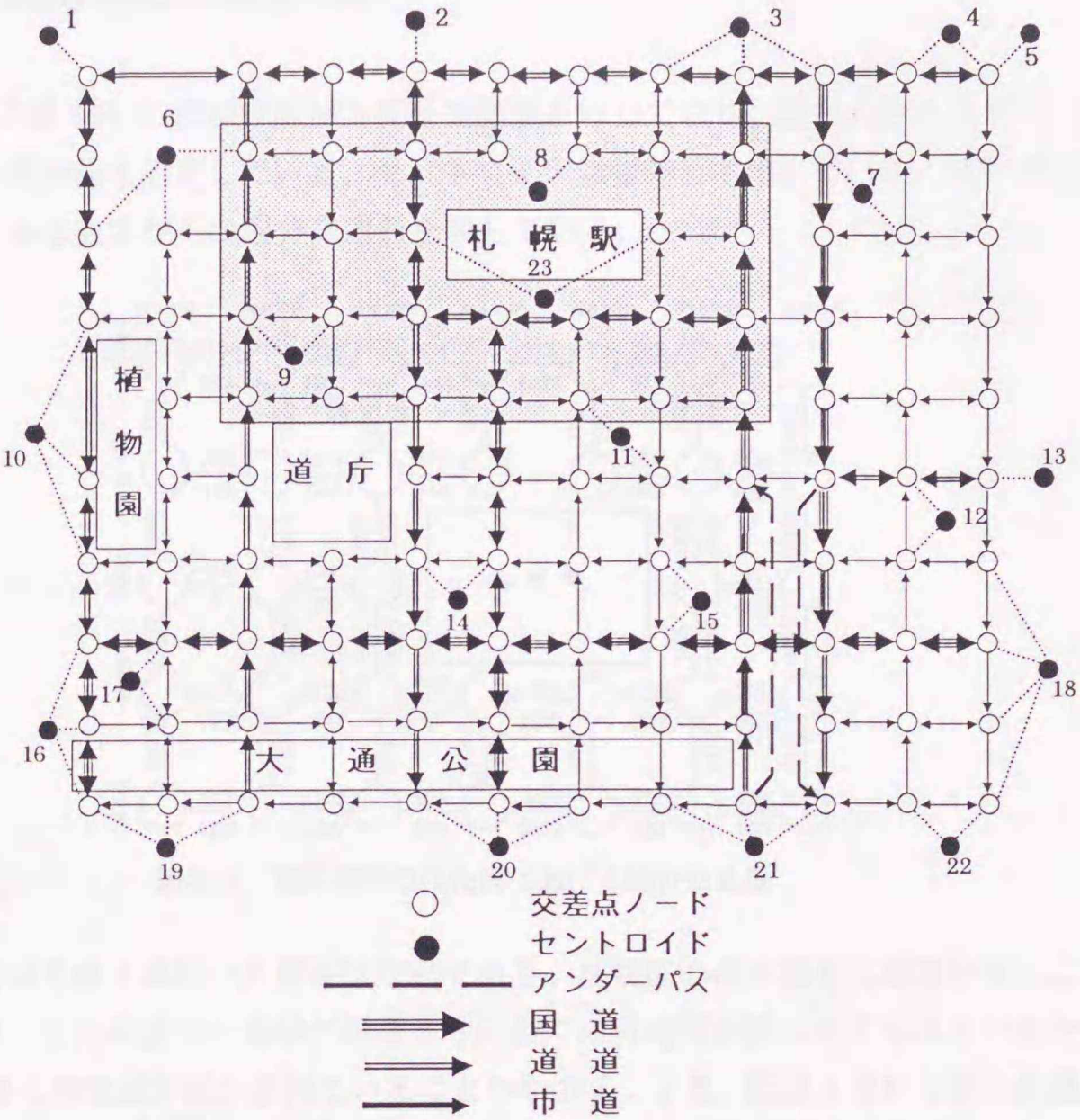


図-6.14　配分対象ネットワーク

表-6.13　開発後の配分対象ネットワークにおけるOD交通表(台/時)

O/D	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23
1	0	114	29	0	95	4	6	27	27	0	29	16	49	27	31	0	16	0	413	34	0	0	32
2	101	0	0	0	0	8	13	55	55	395	59	34	0	55	64	123	34	0	997	340	0	0	70
3	0	0	0	0	57	12	19	80	80	0	86	49	0	80	93	0	49	185	0	153	2055	0	98
4	10	0	0	0	57	0	0	1	1	13	1	1	135	1	1	0	1	92	0	0	0	1084	15
5	92	0	173	460	0	6	9	41	41	435	44	25	0	41	47	75	25	0	0	4	110	207	53
6	5	12	13	0	7	0	0	2	3	16	2	1	0	3	2	20	3	30	29	34	6	0	5
7	8	19	19	0	11	0	0	3	2	24	4	3	0	2	3	30	2	46	44	51	9	0	7
8	33	80	84	0	46	2	3	0	11	104	19	7	0	10	13	130	8	197	189	219	37	0	40
9	33	80	84	0	46	3	2	11	0	104	17	8	0	31	20	130	15	197	189	219	37	0	23
10	0	648	80	0	666	4	6	26	26	0	28	16	233	26	30	0	16	475	0	207	57	0	48
11	36	87	90	0	49	2	4	19	17	112	0	16	0	16	32	140	8	213	203	236	40	0	28
12	20	50	51	0	28	1	3	7	8	64	16	0	0	9	24	80	5	122	116	135	23	0	15
13	131	428	44	235	0	0	0	0	0	647	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	15
14	33	80	84	0	46	3	2	10	31	104	16	9	0	0	26	130	17	197	189	219	37	0	21
15	38	93	96	0	53	2	3	13	20	120	32	24	0	26	0	150	10	228	218	253	43	0	25
16	0	0	0	0	0	19	29	126	126	0	136	78	0	126	146	0	78	1294	285	1027	194	0	143
17	20	50	51	0	28	3	2	8	15	64	8	5	0	17	10	80	0	122	116	135	23	0	18
18	0	0	856	303	0	23	34	149	149	0	160	91	0	149	171	967	91	0	0	4	0	510	162
19	752	791	0	0	0	19	28	121	121	657	130	74	0	121	139	1465	74	2	0	0	0	0	147
20	195	598	405	0	10	24	36	157	157	417	169	97	0	157	182	0	97	0	0	0	0	0	160
21	82	202	2468	0	117	6	9	38	38	123	41	23	0	38	44	248	23	0	0	0	0	0	67
22	0	0	0	1140	117	0	0	0	0	0	0	0	117	0	0	0	0	0	0	0	0	0	14
23	44	101	117	21	53	5	6	38	21	121	26	13	5	19	23	148	17	201	190	218	58	18	0

6.6.5　二段階目の配分交通量の推計

図-6.15 は図-6.14 の網掛け部分の配分交通量を示しており，配分対象ネットワークは現状規制での開発前を想定している．セントロイドは省略して示している．リンクを示す矢印の左側にある数字がその配分交通量を表している．

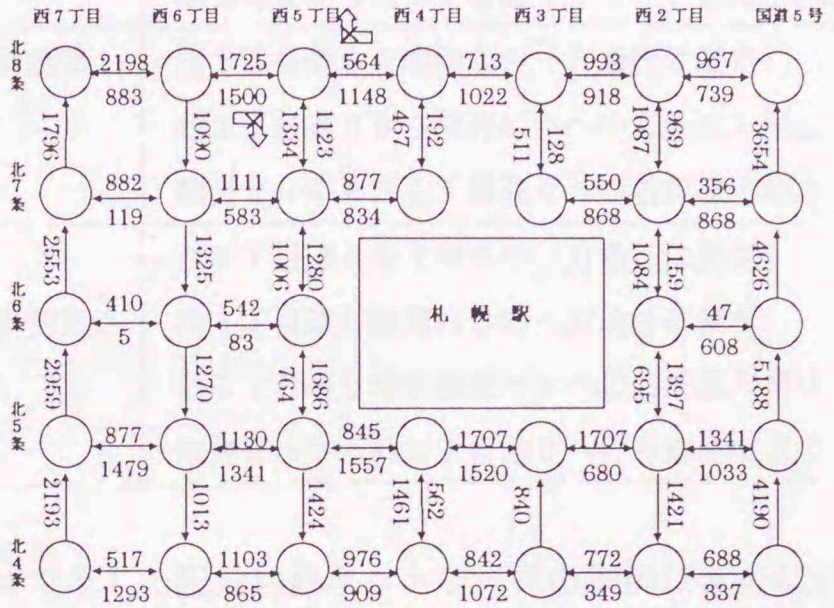


図-6.15　現状規制の開発前における配分交通量

国道 5 号は片側 4 車線の主要幹線道路であり，札幌都心部で最も交通量が多いことが知られている．これは信号の現示が国道 5 号に多くの青時間が割り当てられているため，図-6.15 でも多くの交通が配分されていることがわかる．また，国道 5 号から北 6 条通りへ右折する道路が存在しないため，直進専用が 3 車線と直進左折車線が 1 車線となり，特にその地点の交差点交通容量は大きくなっている．他の道路は片側 2 車線の道道および市道で構成されている．

開発後を想定した場合は，増加需要交通のため札幌駅付近の配分交通量がさらに多くなっていた．

6.6.6　交通規制計画案と交差点飽和度の算出

表-6.14 に各交通規制計画案における交通対策の概要を示す．

表-6.14　各交通規制計画案における交通対策の概要

	交通対策の概要
現状規制	・北 8 条通りから西 5 丁目通りへの右折禁止
交通規制計画案 1	・西 5 丁目通り南向きにおいて 1 車線増設 ・西 5 丁目通り，西 2 丁目通りから開発ビルへの右折進入禁止 ・開発ビルから西 5 丁目通り，西 2 丁目通りへの右折進出禁止
交通規制計画案 2	・西 5 丁目通りを南向きの一方通行に変更 ・西 2 丁目通りから開発ビルへの右折進入禁止 ・開発ビルから西 2 丁目通りへの右折進出禁止
交通規制計画案 3	・西 6 丁目通りを北向きの一方通行に変更 ・西 5 丁目通りを南向きの一方通行に変更 ・西 2 丁目通りから開発ビルへの右折進入禁止 ・開発ビルから西 2 丁目通りへの右折進出禁止

図-6.16 は，図-6.14 で示した配分対象ネットワークの網掛け部分における，開発前（現在）の交差点飽和度を示している．現状の交通規制は，北 8 条通りから西 5 丁目通りへの右折が禁止されている．

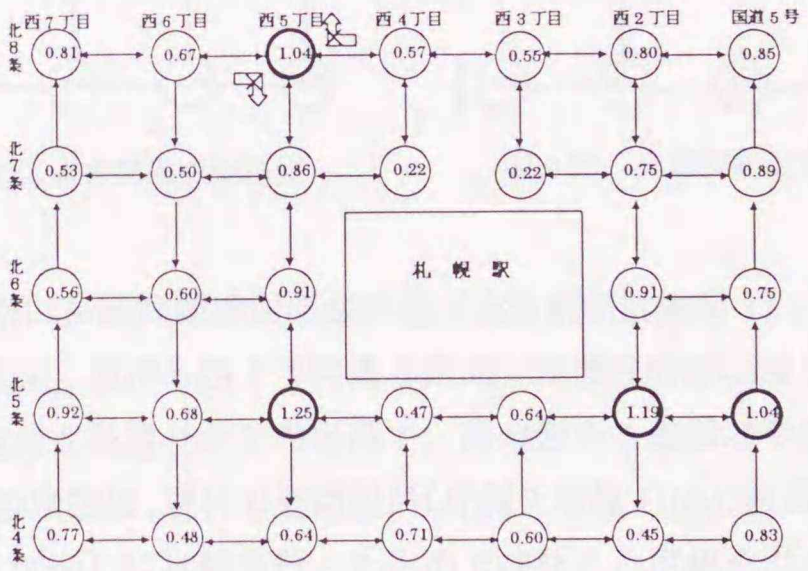


図-6.16　開発前の交差点飽和度

図-6.17 は開発後において現状の交通規制であるときの交差点飽和度を示している．開発後は開発ビルへのアクセス交通・サービス交通処理のために，西 2 丁目通りと西 5 丁目通りを連絡する東西連絡車路が設置され，その出入口が北 6 条の交差点に設置される．開発ビルの駐車場（1,100 台）や，札幌駅のタッチスペースへの車両も同じ出入口を利用することになる．図-6.17 における P は開発ビルの駐車場等，P に接続するリンクは東西連絡車路を表している．ただし，この東西連絡車路の通り抜けはできない．

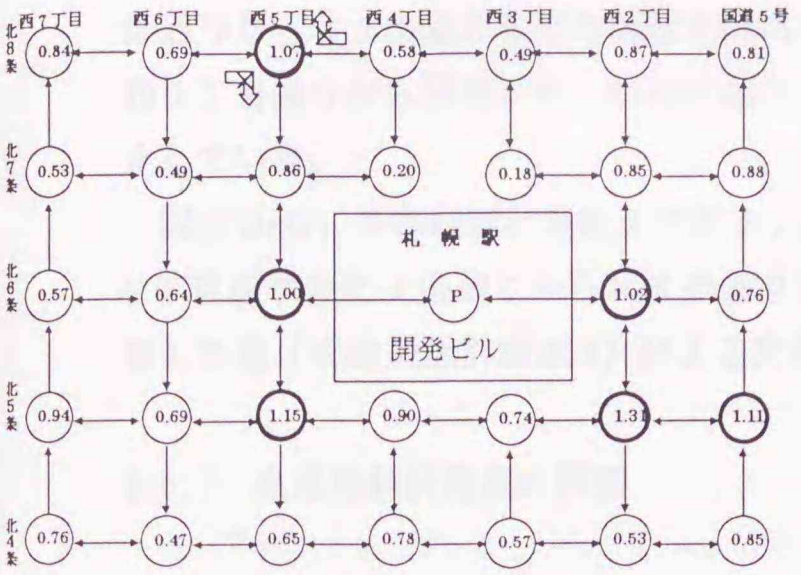


図-6.17　現状規制の交差点飽和度

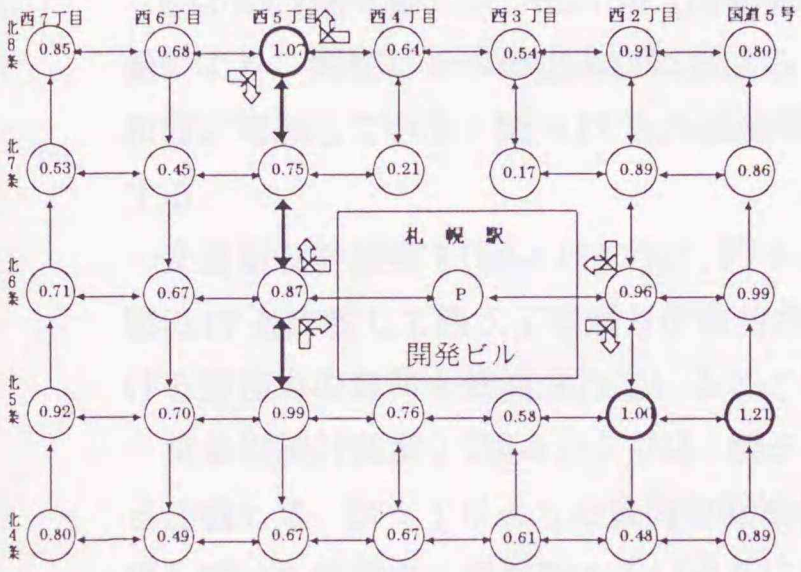


図-6.18　交通規制計画案 1 による交差点飽和度

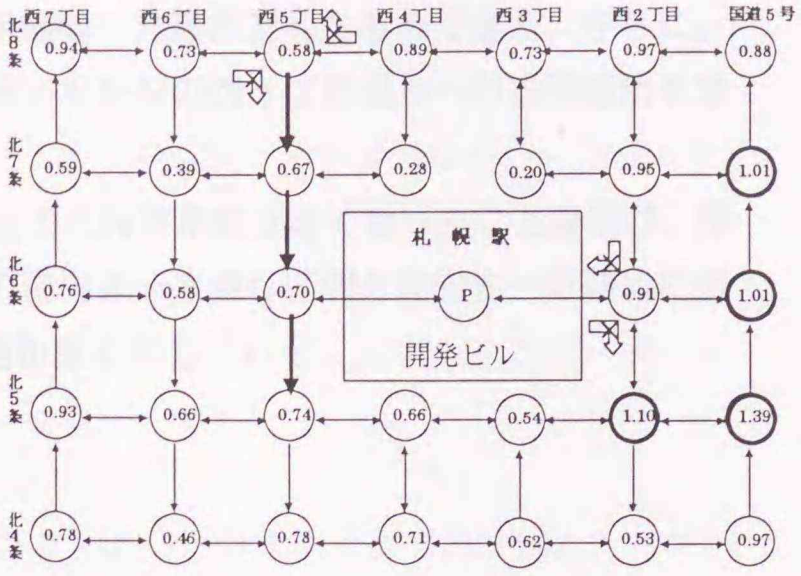


図-6.19　交通規制計画案 2 による交差点飽和度

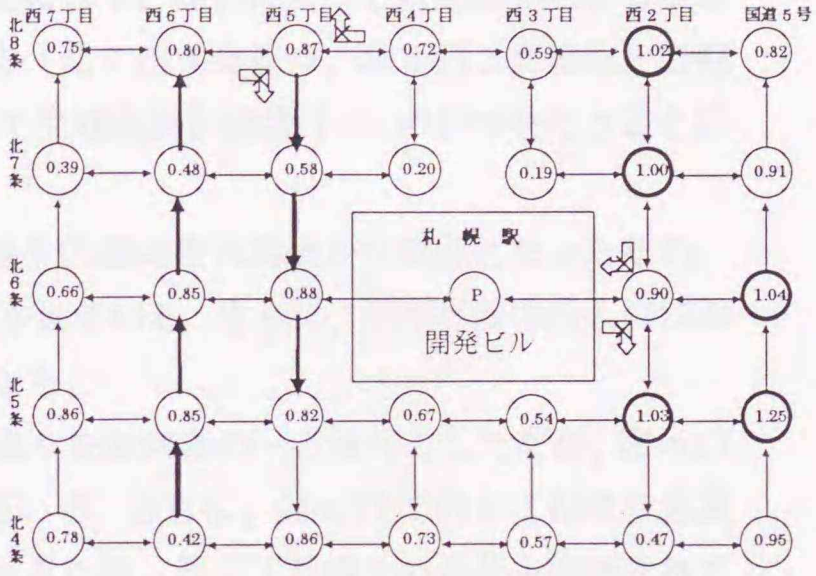


図-6.20　交通規制計画案 3 による交差点飽和度

図-6.18 は札幌駅南口交通問題検討部会の案（交通規制計画案 1）による交差点飽和度を示している．この案は，現在の西 5 丁目通り南向きが慢性的に渋滞していることを考慮して，北 8 条通りから北 5 条通りまでの区間で，南向きを 1 車線増やして計 3 車線にしたものである.この車線の増設は,現状の道路幅員(片側 2 車線 11(m);直進･右折車線が 5.0(m), 直進・左折車線が 6.0(m)）に拡幅を行ったものではなく，車線を引き直すことによって，新たに右折専用車線を付け加えたもの（片側 3 車線 9.5(m)；右折専用車線が 3.0(m)，直進専用車線が 3.25(m)，直進・左折車線が 3.25(m)）である．したがって，新たな道路用地の確保は必要としない．この車線の増設では，冬期の堆雪による有効幅員の減少が懸念されるため，当該道路におけるロードヒーティングの敷設を前提条件としている．一方，西 5 丁目通りの北向きは現状通り 2 車線としている．さらに，西 5 丁目通りと西 2 丁目通りから開発ビルへの右折進入と，西 5 丁目通りと西 2 丁目通りへの開発ビルからの右折進出を禁止している．

図-6.19 は筆者が提案した案（交通規制計画案 2）による交差点飽和度を示している．この案は，現在西 5 丁目通り南向きが慢性的に渋滞していることから，西 5 丁目通りの北 8

条通りから北5条通りまでの区間を南向き4車線の一方通行としたものである．さらに，西2丁目通りから開発ビルへの右折進入，開発ビルからの西2丁目通りへの右折進出を禁止している．

図-6.20は，交通規制計画案2で西5丁目通りの北向き車線がなくなったことを受け，西6丁目通りの北4条通りから北8条通りまでの南向き一方通行区間を北向き一方通行に変更した案（交通規制計画案3）による交差点飽和度を示している．

6.6.7　交通規制計画案の評価

(1)　交差点飽和度による評価

図-6.17（開発後）は，図-6.16（開発前）と比較して，開発によって新たに発生する交通量により，開発ビルへの出入口における交差点（北6西5交差点，北6西2交差点）の飽和度が増加している．図-6.17を評価基準として交通規制計画案1～3の評価を行うことにする．

交通規制計画案1（図-6.18）では，西5丁目通りの南向きの車線が3車線となったため，図-6.17と比較して西5丁目通りの負荷が低減されている．さらに，開発ビルの出入口における交差点の負荷も低減されていることがわかる．

交通規制計画案2（図-6.19）では，西5丁目通りを南向きの一方通行としたため，図-6.17と比較して，西5丁目通りの負荷が低減されている．さらに，図-6.17で西6丁目通りを通過していた交通の一部が西5丁目通りにも流れるため，西6丁目通りの負荷も低減されている．一方，北方向への交通容量低下により，国道5号の負荷は増加していることがわかる．

交通規制計画案3（図-6.20）では，開発ビルから発生して北方向へ向かう交通が西6丁目通りを流れることはあまりなく，国道5号に流れていた．そのため，国道5号の負荷は図-6.17と比較すると増大している．一方，西5丁目通りと西7丁目通りの負荷は低減されていることがわかる．

表-6.15　交差点飽和度の分類

交差点飽和度の階級	度　数			
	現状規制	規制案1	規制案2	規制案3
1.00～	6	3	4	5
0.80～0.99	9	12	8	12
0.60～0.79	8	10	12	6
0.00～0.59	10	8	9	10
計	33	33	33	33

表-6.15 に開発後における各交通規制計画案の交差点飽和度を分類したものを示す．表-6.15 より，交差点飽和度が 1.00 以上の交差点数が最小であり，さらに，それらの分布が他の 2 つの規制案と比較して分散しているという点と，札幌都心部で最も交通量の多い国道 5 号への負荷が小さいという点で交通規制計画案 1 が効果的であると考えられる．なぜなら交通渋滞の性質を考えると，1 カ所の交差点で交通渋滞が起きたとき，その周辺部の交差点にも交通渋滞が伝播し，特に主要国道への影響は重大であると考えられるからである．

(2)　総走行時間による評価

表-6.16に各交通規制計画案における配分対象ネットワークの総走行時間を示す．総走行時間の比較においても，交通規制計画案1が配分対象ネットワークでの効率性が最も保たれていると判断できる．すなわち，交通規制計画案1では交通規制によって生じる迂回交通の影響が他の2つの交通規制計画案と比較して小さいといえる．したがって，交差点飽和度と総走行時間よる総合評価として，交通規制計画案1が最も効果的であるといえる．

表-6.16　総走行時間による比較

	総走行時間（台･秒）
交通規制計画案1	214,000,000
交通規制計画案2	230,000,000
交通規制計画案3	227,000,000

6.6.8 まとめ

ここでは，札幌駅南口再開発事業に伴う交通規制計画案の評価を行った．二段階配分法における一段階目の配分計算を行うことによって，都市部で影響が大きいと考えられる通過交通と，再開発事業による増加交通需要を反映させた OD 交通量を推計することができた．

交通規制計画案の評価においては，HUSE モデルによる配分計算から得られる交差点飽和度が 1.00 以上となる交差点の数とその分布，さらに総走行時間から交通規制計画案 1 が最も効果的であると評価した．すなわち，交差点飽和度によるミクロ的な評価と総走行時間によるマクロ的な評価を行うことで，交通規制計画案の総合評価を行った．

再開発事業に伴う交通量の増大と，それによって発生する交通渋滞を抜本的に解決する 1 つの方策は，新道路の建設や車線の増設によって交通容量の増大を図ることである．しかし，特に都市部においては道路用地確保が困難であり，現実的な方策とはいえない．したがって，交通規制により円滑な交通流を確保することが，都市部において再開発事業を行う際に今後ますます重要になるといえる．

第 6 章　参考文献

1) 赤松隆他：需要変動を考慮した交通ネットワーク確率的利用者均衡モデルとその解法，土木学会論文集，No.401，pp.109～118，1989
2) 飯田恭敬他：観測交通量による交通需要推計モデルの部分的道路網結合計算法の検討，交通工学，Vol. 15，No.6，pp.21～31，1980
3) 朝倉康夫他（1997）：2 段階配分と OD 推計を組み合わせた道路網交通流分析手法の適用，第 17 回交通工学研究発表会論文報告集，pp185～188
4) 札幌市：2015 年マスタープラン中ゾーン間自動車 OD 表，1996
5) 浅野光行他：建築物の発生集中特性に関する一考察，交通工学，pp.27～37，1988
6) 札幌市：札幌市大規模小売店舗実態調査報告書，1992
7) 道央都市圏総合交通体系調査協議会：第 3 回道央都市圏パーソントリップ調査報告書（現況分析編），1995
8) 札幌市：札幌駅南口総合開発交通量調査報告書，1998
9) 桑原雅夫：ITS への期待，交通工学，Vol33，pp19～25，1998
10) 札幌市企画調整局総合交通計画部：平成 8 年交通量調査集計結果表，1997
11) 尾島俊雄（1982）：アングラ東京構想，建築文化，Vol.37, No.433, pp.105～115
12) 千葉博正他（1988）：地下都市空間の立地可能性に関する考察，商店街学会会報，Vol.1, No.1
13) 五十嵐日出夫（1988）：積雪寒冷都市の地下空間利用－札幌市の冬期交通と地下街－，地下空間利用に関するシンポジウム，土木学会・土構造および基礎委員会，pp.143～148
14) ITA Working Group on Cost-Benefits of Underground Urban Public Transportation（1987）：Examples of Benefits of Underground Urban Public Transportation Systems, *Tunneling and Underground Space Tech*, Vol.2, No.1, pp.5～54
15) 金田一淳司他（1997）：札幌市における都市型地下道路の基本計画に関する研究，土木学会第 2 回地下空間シンポジウム論文集，pp.53～62
16) 西淳二他（1990）：ファジィ構造化技法による地下自動車道路の計画課題に関する研究，土木計画学研究論文集，No.8，pp.297～304
17) 清水将之他（1996）：都心地区における地下交通施設の整備実態に関する研究，第 31 回日本都市計画学会学術研究論文集，pp.421～426
18) 佐藤馨一（1998）：札幌の百メートル道路，国際交通安全学会誌，Vol.23，No.4，pp.54～61
19) 波形克彦：「大店法廃止」影響と対応，経済情報出版社，1998
20) Chamberlin. E. H.: *Theory of Monopolistic Competition*, Harvard University Press, 1933
21) 宮田譲：独占的競争理論を用いた市街地再開発事業の評価，第 32 回日本都市計画学会学術研究論文集，pp121～126，1997

22) 中西正雄：小売吸引力の理論と測定，千倉書房，1983
23) 文世一他：商業地再開発の規模と構成に関するモデル分析手法，土木学会論文集，No.401，pp.69～78，1989
24) 越沢明：東京都市物語，日本経済評論社，pp.221～242，1991
25) 浅野純一郎他：大規模プロジェクトが道路基盤整備と沿道土地利用に与える影響に関する研究，第32回日本都市計画学会学術研究論文集，pp.445～450，1997
26) 宮川耕太他：市街地再開発における空地設定と容積率の相関について，土木計画学研究講演集，No21(1)，pp.145～148，1998
27) 容積地域に関する研究会：容積地域に関する研究(1)，都市計画 No. 2，pp. 72～82，1952
28) 容積地域に関する研究会：容積地域に関する研究(2)，都市計画 No. 3，pp. 26～37，1953
29) 黒川洸他：開発の連担を考慮した交通影響評価の重要性の検討，第32回日本都市計画学会学術研究論文集，pp.85～90，1997
30) 矢島隆他：大規模施設の発生集中交通特性に関する基礎的分析，土木学会論文集，No.562，pp.69～81，1997
31) Florian et al: On the Combined Distribution and Assignment of Traffic, *Transportation Science*, No. 9(1), pp. 43～53, 1975
32) Florian et al: A Combined Trip Distribution Modal split and Assignment Model, *Transportation Research*, No.12(4), pp.241～246, 1978
33) Safwat et al: A combined Trip Generation, Trip Distribution, Modal Split and Trip Assignment Model, *Transportation Science*, No.18(1), pp.14～30, 1988
34) 宮城俊彦他：数理計画手法を基礎とした土地利用・交通統合モデルに関する研究，土木学会論文集，No.518，pp.95～105，1995
35) 赤松隆：交通ネットワーク・フロー理論の概要，交通工学，Vol. 32，No.5，pp.11～23，1997

第７章

結　論

7.1 本研究の成果

本研究では，確定的利用者均衡配分に詳細な信号交差点の影響をとりいれたモデル，すなわち HUSE モデルの構築を行った．信号交差点による遅れは，交差点のない高速道路以外では必ず存在する．特に，都市交通を対象とした場合は，その影響は相当に大きいと考えられる．また，既存の交差点遅れ推計式には，信号交差点に流入する交通量が交差点交通量を超えないときに適切な推計値を与える基本式と，流入交通量が交差点交通容量を越えたときに適切な推計値を与える過飽和式とがある．こうした推計式では，流入交通量が *0* から過飽和状態までの値をとるとき，流入交通量の値によって使い分けることができる．しかし，2 つの推計式には不連続点が存在するため，信頼性に欠けるものである．そのため，こうした問題を解決した中間式も提案されている．一方，交差点遅れは交通の到着分布における変動の影響を受けるため，そうした影響を考慮する必要があるが，これらのモデルでは考慮されていない．筆者は，この問題点を解決したファジィ関数による交差点遅れ推計式を構築し，それを確定的利用者均衡配分に組み込んだ HUSE モデルを提案した．さらに，実際の道路ネットワークで配分計算を行うことによって，現況再現性の検証を行った．また HUSE モデルの適用研究として，札幌都心部におけるプロジェクトの評価も行った．以下に各章の概要を示す．

第 1 章では，本論文の背景・目的・構成についてまとめた．

第 2 章では，交通量配分モデルの発展経緯の整理と体系化を行い，本研究の位置づけを明らかにした．交通量配分モデルの拡張は，これまでも行われてきた．特に，信号交差点の影響を取り込んだモデルもいくつか考案されている．しかしこれらのモデルでは，交差点遅れ関数が非現実的である．たとえば，流入交通量が交差点交通容量に一致するときの遅れが定義されないもの，交差点での進行方向によらず遅れが一様であると仮定されているもの，実際は右折車の遅れが対向直進車の影響を受けるが，こうした干渉がモデル化されていないものといった問題点が残されていた．こうした問題をモデルに取り込もうとすると，利用者均衡配分の解の一意性・安定性の保証がなくなるため，既存モデルは簡略的な対処を行ったものと位置づけられる．しかし，信号交差点の詳細なモデル化は避けては通れない問題であり，ここではその必要性を示した．

第 3 章では，交差点における交通容量を改めて考察することにより，交通量配分における信号交差点の問題を整理した．交通量配分において，信号交差点による遅れを考慮しないということは，平面交差点が立体交差点であると仮定していることになる．現在の状況ですべての信号交差点が立体交差点になったと想定すると，ほとんどの交通渋滞は解消され，理想的な交通状況になると考えられる．つまり，そういった状況を想定して行われる交通量配分では，妥当性に欠ける結果しか得られないことを示した．

第 4 章では，既存の交差点遅れ推計式の体系化を行い，その問題点を整理した．さらに，それをふまえたファジィ関数による交差点遅れ推計式の構築を行った．同モデルでは，交

差点遅れを計測することでパラメータ設定を行う構造となっている．したがって，交通の到着分布の変動や路面状態の変化を考慮した交差点遅れを適切にできるできる．このことにより，夏期と冬期の交差点遅れの変化を計量的に示すことが可能となった．

第5章では，第4章で構築した交差点遅れ推計モデルを利用者均衡配分に適用したHUSEモデルの構築を行った．第4章で構築した交差点遅れ推計モデルを利用者均衡配分に適用すると，①交差点コスト関数の漸近化，②解の一意性・安定性の問題，③交差点遅れを考慮した効率的最短経路探索アルゴリズム必要性という，3点の特性を考慮する必要がある．そのため，①に対しては，容量制約付き Frank-Wolf 法の適用，②に対しては，Meneguzzerの近似的収束条件の適用，③に対しては，ペナルティ関数法と筆者が考案した接続関係行列によるデータ構造を適用することによって，HUSEモデルの解法を構築した．また③によって，実際の道路ネットワークを対象とした場合に表現する必要がある，複雑な交通規制の表現も可能となった．

第6章では，HUSEモデルの現況再現性の検証および適用研究を行った．現況再現性の検証では，HUSEモデルと交差点を考慮しない標準的な利用者均衡配分法により，札幌都心部に配分交通量を推計し，HUSEモデルが実測値に近い値をとることを示した．このことにより，HUSEモデルの信頼性および妥当性が示された．適用研究では，現在札幌都心部で計画されている創成川通り連続アンダーパス化効果の測定と，札幌駅南口再開発事業に伴う交通規制計画の評価を行った．

第7章では，本研究より得られた結論および今後の課題をまとめた．すなわち，交通量配分における信号交差点の問題を整理した．それをふまえ，信号交差点の影響を詳細に表現したHUSEモデルを構築した．さらに，実際に札幌都心部を対象とした配分計算を行い，同モデルの有効性を示した本研究の成果をここにまとめた．次節に今後の課題を記し，発展すべき方向性を示す．

7.2 今後の課題

本研究における今後の課題として，以下の点が挙げられる．

(1) 信号制御は，都市部における交通流を制御可能な，有用かつ柔軟性のある唯一の方法といえる．したがって，信号制御変数（青時間比等）の最適化を行うこと[1),2)]は，重要な課題である．HUSE モデルでは，交差点遅れ関数に信号制御変数は記述されているが，その最適化は行っていない．この点に関してさらに研究を進める必要がある．

(2) 近年，ITS（Intelligent Transport System）[3)]分野における VICS（Vehicle Information and Communication System）等の実用化が進められ，さまざまな交通問題の解決策として大きな期待がされている．こうした背景から，交通において動的な解析の必要性が高まっている．したがって，静的なHUSEモデルの動的化を行う必要がある．

(3) 札幌都心部の道路ネットワークは，約100m間隔のグリッド状であり，さらに各交差点

に信号機が設置されており，これらの要因が交通に与える影響は大きい．また，冬期の積雪が交通に与える影響も大きく，道路網の構造と気候が都市計画上の大きな問題点となっている．したがって，これらの要因を表現可能なHUSEモデルを適用して，都市計画を立てることは重要な課題である．今後，交通，人，環境を考慮した都市計画立案のツールとしてHUSEモデルを提案していく必要がある．

今後も，より高度化および複雑化が予想される交通状況において，適切に交通状況を予測することが可能なモデルに改良することによって，交通システムが社会のニーズをふまえてさらに発展することに寄与できるよう，研究を進めていく所存である．

第 7 章　参考文献

1)　T. V. Vuren and D. V. Vliet: Route Choice and Signal Control, Athenaeum Press, 1992

2)　M. J. SMITH and T. VAN VUREN: Traffic Equilibrium with Responsive Traffic Control, Transportation Science, Vol. 72, No. 2, pp118～132, 1993

3)　徳山日出男他：知能道路 2001，日本経済新聞社，1998

謝辞

本研究を進めるにあたり，多くの方々に貴重なご指導，ご助言，ご協力をいただきました．ここに記し，深く感謝の意を表す次第であります．

北海道大学大学院佐藤馨一教授には，本研究をまとめるにあたり，論の中心となる交通量配分，また個別の技法に対しても貴重なご指導，ご助言をいただきました．特に研究に対する姿勢として，妥協を許さない真摯な態度および教育者としてのあるべき姿を学びました．私の人生において，研究者としての道を歩む機会を与えてくださったことに対しても，深く感謝申し上げます．

北海道大学大学院森吉博教授には，本研究の位置づけを明確にするご助言をいただきました．北海道大学大学院小林英嗣教授には，本論文の都市計画的観点の位置づけを明確にし，さらに完成度を高めるご指導をいただきました．そして，北海道大学大学院加賀屋誠一教授には，本論文において私の修士課程在学時から今日まで，ファジィ理論の基礎から応用，さらに研究に対する考え方においてご指導をいただきました．深く感謝申し上げる次第です．

神奈川大学唐澤豊教授には，私の学部在学時から今日まで，多くの貴重なご指導，ご助言を頂くとともに，常に私を暖かく励ましてくださいました．神奈川大学在籍時にご指導いただいた，プログラミング技術を本論文で活かすことができました．深く感謝申し上げます．

北海道大学大学院中辻隆助教授，北海道大学大学院高野伸栄助教授，北海道大学大学院萩原亨助教授，北海道大学大学院岸邦宏助手には，研究が壁にぶつかるたびに何度も相談にのっていただき，研究の方向性を示してくださいました．

北海道大学大学院小野寺雄揮技官，北海道大学大学院谷本彩子事務補助員には，研究を進めるにあたり多くのご協力，ご助力をいただきました．

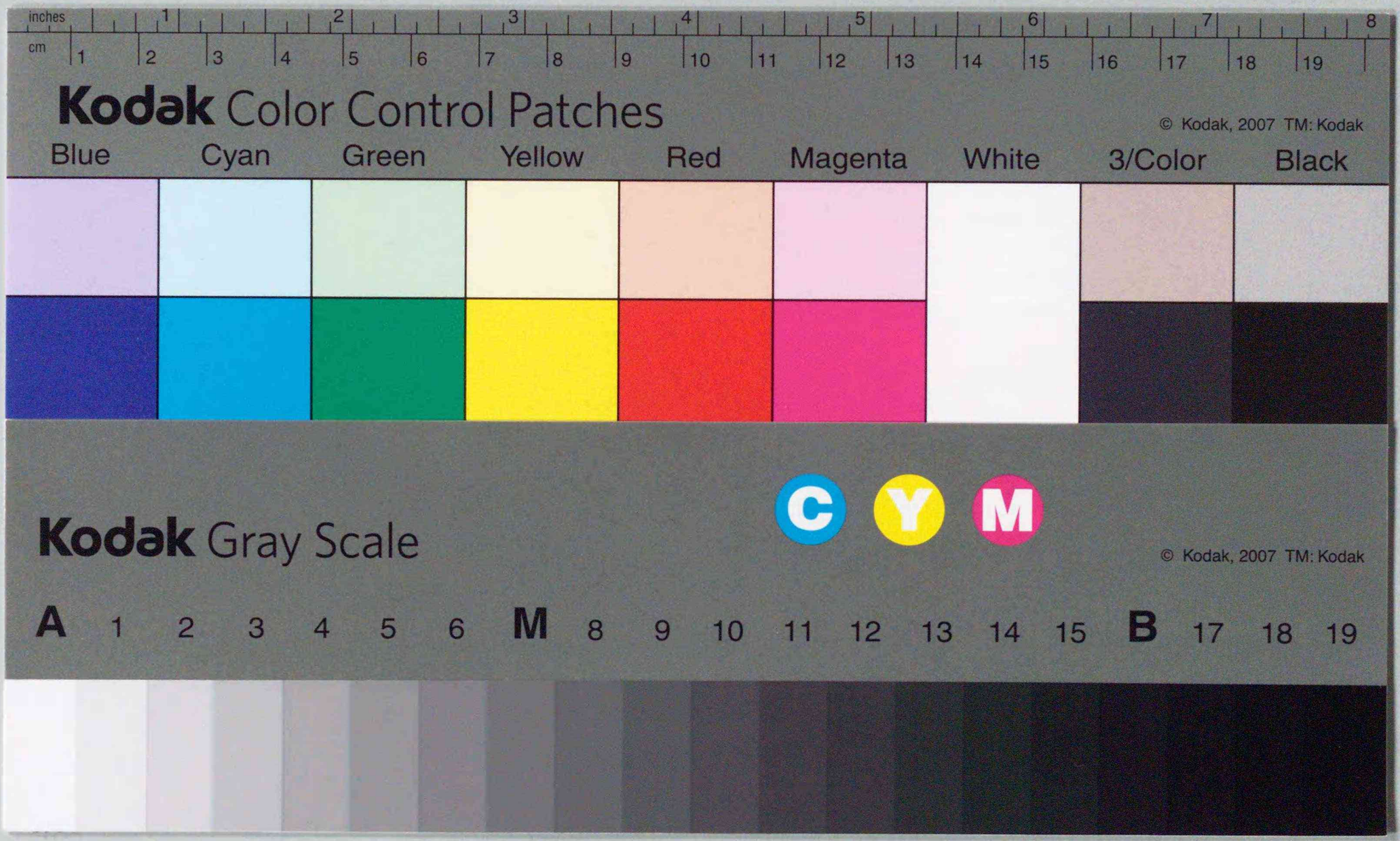
また，学生生活をともに過ごした北海道大学大学院交通システム工学講座交通制御安全工学分野および交通システム工学分野の学生のみなさんには，交通調査の多大なご協力や学生の視点からのご助言をいただきました．特に博士後期課程でともに学んだ足達健夫さんとは，お互いの意見をぶつけ合い，励まし合うことで 3 年間を過ごしました．学生のみなさんに深く感謝申し上げる次第です．

そして，これまで多くのご支援をいただいた父，母，祖父，祖母，義兄，姉には感謝してもしきれないくらいです．本当にありがとうございました．

多くの方々に支えられ，本論文ができあがりました．北海道大学で学んだ者としての誇りを忘れずに，これからも研究に取り組んでいく所存です．

平成 12 年 3 月

内田賢悦


inches
cm
Kodak Color Control Patches
© Kodak, 2007 TM: Kodak
Blue
Cyan
Green
Yellow
Red
Magenta
White
3/Color
Black
Kodak Gray Scale
C
Y
M
© Kodak, 2007 TM: Kodak
A 1 2 3 4 5 6 M 8 9 10 11 12 13 14 15 B 17 18 19