

博士論文

シングルグリッドネットワークにおける
グリッドロック現象に関する研究
-交通流の車両構成比の遷移とグリッドロック
形成過程の関係-

Study on gridlock phenomenon in a single grid network:
transition of traffic flow composition and its effect on gridlock
process

大島 大輔

Daisuke OSHIMA

2017年 8月

要 旨

シングルグリッドネットワークにおけるグリッドロック現象に関する研究
-交通流の車両構成比の遷移とグリッドロック形成過程の関係-

大島 大輔

2011年に発生した東日本大震災では、東京都心で建物の倒壊や道路の損壊といった構造物への直接的な被害は少なかったが、都心の道路を中心に激しい交通渋滞が発生し、渋滞は翌朝まで解消されなかった。震災時に東京都心で観測された交通データを分析した結果より、地震発生後に引き起こされた東京都心の大規模な交通渋滞は、都心の道路ネットワークが高密度な複数のエリアで同時に速度低下が発生し、それが都心から郊外の道路へ、主要道路から細街路へと広がっていったことが確認された。また、このように大規模な交通渋滞が都内で一気に拡大した要因の1つとして、ネットワークが高密度な都心のエリアでグリッドロック現象が発生し、その影響が周辺エリアに伝播していった可能性が指摘された。

グリッドロック現象が一旦発生するとその影響はネットワークを構成する周辺の道路リンクへと伝播し、ネットワーク全体の交通容量を一気に低下させてしまう恐れがある。近い将来に直下型地震の発生の危険性が指摘されている東京では、非常時における交通マネジメント方策の策定が求められている。そのうえで、東日本大震災時に発生したような激しい交通渋滞を再度引き起こさないようにするためにも、道路ネットワーク上でのグリッドロック現象の発生メカニズムを把握し、その発生可能性を早期に検出して大規模な渋滞発生につながることを防ぐ必要がある。

本研究では、グリッドロック現象を、ネットワーク上のボトルネック箇所を先頭にして延伸した渋滞車列が、街区等の格子状の道路ネットワークを一周してボトルネッ

ク交差点の下流側の道路リンクまでつながり、ボトルネック箇所を通行する交通が下流側リンクに形成された渋滞車列の影響を受けることで、交通量がボトルネック箇所の本来の交通容量よりも自己崩壊的に低下する現象と定義する。

グリッドロック現象に関する既往研究の多くは、複数箇所でも同時多発的に発生した渋滞車列が互いに影響し合っただけで交通の流れが滞る現象も含め、過飽和時のネットワークにおける交通現象について検討したものであり、本研究で定義するグリッドロック現象を厳密に扱った研究は少ない。その中で、オンランプ・オフランプの存在する一様な環状道路を対象として、グリッドロック現象の発生条件や、その進展過程を説明する理論を導いた研究として Daganzo(1996) があるが、交通需要や道路構造等の条件が等方な場合を対象にしており、これに異方性がある場合については詳細に検討されていない。また、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態を決定づける一つの重要な指標である残留率（リンク交通量に対する、格子ネットワーク上の交差点で転向して格子内に留まる交通の比率）が、交差点の下流リンクに形成された渋滞による先詰まりの影響を受けて徐々に遷移する過程が考慮されておらず、グリッドロック現象の特性は必ずしも十分に解明されているとは言い難い。更に、グリッドロック現象の発生メカニズムを理論的に踏まえ、その発生を抑制し低下した交通量の回復を保證する方策についても未解明である。

そこで本研究は、1つの格子状の道路で構成される単一格子ネットワークを対象に、交通需要固定の条件のもと、交通需要等の条件が等方な場合のみではなく、より現実的な状況に近いと考えられる異方性のある場合も対象とし、残留率の遷移過程を考慮したうえで、渋滞車列が一周つながった後に生じ得る交通現象を理論的に解明する。また、広範にわたる激しい渋滞を引き起こし得るグリッドロック現象について、その発生メカニズムに基づいて、発生を抑制し低下した交通量の回復を保證する手法を検討するとともに、その実用的実現方法について有用な示唆を与えることが目的である。

本研究の成果として、まず、交通需要等の条件が等方な場合と、異方性のある条件の場合について、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながった時のグリッドロック現象の発生条件を導いた。この条件とは、単一格子ネットワークを構成するリンクと、単一格子ネットワークの外側のリンク各々から、単一格子ネットワーク上の交差点で、その下流側リンクに流入する交通量の比率（合流比）と、格子を構成する

リンクの残留率の大小関係で決まるものである。

また、グリッドロック現象の発生を決定づける一つの重要な指標である残留率が、交差点の下流リンクの交通状態に応じて遷移し得ることを示した。この遷移過程を踏まえると、渋滞が一周つながった後の最終的な可到達交通状態として、等方な条件の場合は、(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合、(ii) 0 まで低下する場合（デッドロック）のいずれかに帰着するのに対し、異方性のある条件の場合はこれらに加えて、(iii) ボトルネック交通容量以下に落ちるが、0 まで低下せず安定する場合、の3つ目の交通状態が出現し得ることを導いた。また、残留率の遷移過程を考慮すると、当初は渋滞が一周つながっただけでグリッドロック現象は発生せずに交通量は低下しないが、残留率の遷移後に突然自発的に交通量の低下が始まるパターンや、逆にグリッドロック現象によって低下した交通量が、突然自発的に回復してボトルネック交通容量まで戻るといった特徴的なパターンが生じ得ることも示した。

そのうえで、グリッドロック現象により低下した交通量状態が、衝撃波として上流伝播する過程などを求める数値計算を現実的な条件の下で実行して、理論的にその存在が予測された、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった後の可到達交通状態が、実際に生じ得ることを検証した。その中では、(ii) の交通状態（デッドロック）に至ると、単一格子ネットワークの外側から単一格子ネットワーク内に交通が流入できなくなるため、単一格子ネットワークの外側の道路リンクでも激しい渋滞を引き起こしてしまうことを示した。

また、数値計算より、(i) や (iii) の交通状態が予見される条件であっても、ネットワークの交通量が急激に低下する場合などに、残留率が変化した交通がリンク下流側交差点に到達する前にデッドロックに至ってしまい、(ii) の状態に帰着する場合があることも示し、それを予見するために残留率の遷移可否を判断する計算方法も導いた。

次に、ここまでの結果を踏まえ、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながりグリッドロック現象によってネットワークの交通量低下が生じている時に、道路インフラ側の制御によってグリッドロック現象が発生している状態から脱却し、低下した交通量を回復する方法を検討した。ここで道路インフラ側の制御とは、本研究で明らかにしたグリッドロック現象の発生条件式を満たさないように、単一格子ネットワーク上の交差点で、単一格子ネットワークを構成するリンク側に与えられる合流比が増大

するよう調整を行うものである。

そのうえで、単一格子ネットワーク上の4箇所の交差点の中から制御によって合流比を調整する交差点を1箇所選択する方法を、制御導入後に十分時間が経過して交通状態が安定した時点のネットワークの総スループット最大化（長期戦略）と、制御導入直後の導入前に対するスループットの増分最大化（短期戦略）の2つの視点で考察した。その結果、長期戦略から制御対象交差点を選択する場合は、ボトルネック交差点の上流側1つ目の交差点、もしくは2つ目の交差点を選択することが有効であることを示した。また、制御導入タイミングが異なると、制御によって得られる効果に差異が生じることも確認した。更に、この制御の考え方を、リンク数が任意の N の環を成すネットワークに拡張した。

謝 辞

本研究を進めるにあたり，多くの方々のご指導とご助力を頂きました．ここに厚く御礼申し上げます．

本研究を始めるきっかけとなったのは，2011年6月から2013年3月まで，私が東京大学生産技術研究所の大口研究室に研究員として所属したことでした．赴任した時期が，2011年3月に発生した東日本大震災の直後であったため，震災時に東京都心で起こった大規模な交通渋滞についての原因解明と，同様の渋滞を再度起こさないようにするための対策検討が求められており，これに取り組んだことでグリッドロック現象に対する問題意識を持ち始めました．私に研究員として赴任する機会を与えて下さった，東北大学大学院情報科学研究科桑原雅夫教授，東京大学生産技術研究所大口敬教授，パシフィックコンサルタンツ株式会社営業・管理本部佐藤光チーフプロジェクトマネージャ，同交通政策部市川博一室長に，心より感謝申し上げます．

本論文の主査である大口敬教授には，本研究の構想から論文執筆にいたるまでの研究活動全般に渡って，とても丁寧なご指導ご鞭撻を頂きました．日々の業務を理由に，遅々として進まなかった私の研究に対して，辛抱強くかつ常に的確なご助言を頂き，先生のご指導がなければこの論文が完成することはありませんでした．心より御礼申し上げます．

本論文の副査を務めて頂きました，東京大学大学院工学系研究科羽藤英二教授，東京大学大学院新領域創成科学研究科本田利器教授，東京大学生産技術研究所本間裕大准教授，桑原雅夫教授には，本研究に対して数多くの重要なご指摘，ご意見を頂き，特に研究成果のまとめ方を大きく見直すことにつながりました．厚く御礼申し上げます．

東京大学生産技術研究所の和田健太郎助教には，本研究に対して私がそれまでに持っていなかった視点から多くのご意見を頂き，研究に深みを持たせることができました．深く御礼申し上げます．

横浜国立大学大学院都市イノベーション研究院田中伸治准教授には，震災時の東京における交通分析の時から，研究の進め方やデータの分析方法等についてご教示頂き

ました。また、株式会社アイ・トランスポート・ラボの堀口良太代表取締役には、本研究に対するご助言に加えて、民間企業に就職してから博士論文を執筆した先輩として、企業に所属しながら研究に取り組む方法等についても多くのアドバイスを頂きました。厚く御礼申し上げます。

東京大学生産技術研究所大口研究室のスタッフ、学生の皆様にも、多くのご支援を頂きました。特に、現在はパシフィックコンサルタンツ株式会社の洪性俊氏には、私が研究室に赴任した初日からたくさん話しかけて下さり、おかげで研究室にスムーズに溶け込むことができました。また、研究室での研究活動の進め方についても様々教えて頂きました。西川功技術専門員には、主に研究に必要な機器のサポートをして頂くとともに、野外活動にも誘って頂き研究の合間の気分転換になりました。森本紀代子秘書には、研究室での日々の生活をサポートして頂くとともに、多くの相談にのって頂きました。心より感謝致します。

パシフィックコンサルタンツ株式会社の皆様にも、私が会社を退職して東京大学生産技術研究所に赴任することを承諾頂き、また、帰任後も私が研究活動に取り組むことや、学会に参加する際等に不在になることを認めて頂きました。深く御礼申し上げます。

そして、私をここまで育ててくれた両親と、研究に充てられる時間が会社からの帰宅後や週末であったため、自宅でもパソコンと向き合っただけでばかりいて迷惑をかけてしまったにも関わらず、いつも励まし応援してくれた妻と、本論文の執筆中に生まれてきてくれた娘に、心から感謝致します。

最後に、ここに記しきれない多くの方々のご支援によって本研究がなされたことを銘記し、皆様に感謝の意を表します。

目次

1	序章	1
(1)	本研究の背景	1
(2)	本研究の目的	7
(3)	本論文の構成	9
2	既往研究の整理と本研究の位置付け	11
(1)	関連する既往研究	11
(2)	本研究の位置付け	17
3	グリッドロック現象の発生条件と最終的な可到達交通状態	19
(1)	対象ネットワークと交通需要条件の設定	19
(2)	等方な条件下でのグリッドロック現象の発生条件の定式化	21
(3)	異方な条件下でのグリッドロック現象の発生条件の定式化	28
(4)	残留率の遷移	37
(5)	残留率の遷移過程を踏まえた可到達交通状態	40
(6)	本章のまとめ	46
4	最終的な交通状態に至るまでの状態遷移過程	48
(1)	状態遷移過程の数値計算方法	48
(2)	状態遷移過程の数値計算結果	49
a)	ボトルネック交通容量を維持したまま安定するケース	49
b)	ボトルネック交通容量以下に落ちるが、0まで低下せずに安定するケース	55
c)	完全に交通が流れなくなる（デッドロック）ケース	59

d)	交通量が一旦低下するが、残留率の遷移後にボトルネック交通容量を維持して安定するケース	63
e)	残留率の遷移前にデッドロックに至るケース	67
f)	最初は交通量が低下しないが、残留率の遷移後に交通量低下しデッドロックに至るケース	71
(3)	残留率の遷移可否の計算方法	75
(4)	残留率の遷移可否を踏まえた最終的な交通状態の判定	78
a)	交通状態の判定方法	78
b)	交通状態の判定例	80
(5)	本章のまとめ	81
5	グリッドロック現象の発生抑制のための基本的な考え方	83
(1)	グリッドロック現象発生を検出方法	83
(2)	グリッドロック現象の発生抑制方策の検討方針	85
(3)	交差点の合流比 M_i とリンクの残留率 ρ_{ji}	86
a)	交差点の形態	87
b)	信号制御交差点の合流比 M_i と残留率 ρ_{ji}	87
c)	無信号交差点の合流比 M_i と残留率 ρ_{ji}	89
(4)	グリッドロック現象の発生抑制方策	90
a)	抑制方策の考え方	90
b)	交差点形状別の合流比 M_i の調整方策	91
c)	抑制方策の導入箇所	92
(5)	本章のまとめ	93
6	グリッドロック現象の発生抑制のための制御方法	94
(1)	制御方法の比較評価指標	94
(2)	制御目標	95
(3)	制御によるグリッドロック現象の回復過程	97
(4)	制御対象交差点の選択の視点	98
(5)	長期戦略からの制御対象交差点の選択	99

a)	流入を遮断する制御	99
b)	調整量を最小化する制御	106
c)	制御対象交差点の調整量の決定方針	109
d)	長期戦略での交差点選択効果の数値計算	110
(6)	短期戦略からの制御対象交差点の選択	114
a)	制御導入前後のスループットの差分の最大化	114
b)	短期戦略での交差点選択効果の数値計算	115
(7)	制御導入タイミングと得られる効果の差異	117
(8)	リンク数 N の環を成すネットワークへの拡張	119
(9)	制御対象交差点の選択フロー	123
(10)	本章のまとめ	127
7	総括	129
(1)	研究成果	129
(2)	今後の課題	132
補遺 I	Daganzo (1996) との対比	136
補遺 II	単一格子ネットワークの交通量の収支関係の導出	138
補遺 III	残留率が変化した交通と上流伝播する交通量状態が 出会うリンク上の位置の導出	140
参考文献		144

表 目 次

3.1	各リンクの交通量に占める残留率	38
3.2	残留率の遷移に伴うグリッドロック発生条件の成立有無と最終的な可到達交通状態	45
4.1	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン⑨)	50
4.2	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン②)	56
4.3	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン①)	60
4.4	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン③)	64
4.5	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る場合)	68
4.6	M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン⑦)	72
5.1	単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった時に生じるパターンのうち制御導入が必要なケース	86
6.1	流入遮断する交差点と各交差点ならびに単一格子ネットワークの総スループット	100
6.2	制御対象交差点 m と L_{ji} の交通量 Q_{ji}^{m*} の関係 (上段: リンク交通量 Q_{ji}^{m*} , 下段: 渋滞が一周つながった時点の $Q_{ji}^{(1)}$ に対する制御導入後の Q_{ji}^{m*} の増加率 ξ_{ji}^{m*}	107
6.3	制御対象交差点と制御導入前後の各指標の値	116
6.4	リンク数 N の環を成すネットワークの ξ_{ji}^{m*}	122

目 次

1.1	2011年3月11日の東京都心部の感知器データによる旅行速度（2 p.m.～7 p.m.）	3
1.2	感知器データより，当該時刻に旅行速度 5km/h 以下の渋滞状態に陥った道路リンク	4
1.3	2011年3月11日の東京都心部のプローブデータによる旅行速度（2 p.m.～7 p.m.）	5
1.4	プローブデータより，当該時刻に旅行速度 5km/h 以下の渋滞状態に陥った道路リンク	6
1.5	グリッドロック現象の概念図	8
3.1	ネットワークと交通需要の設定	19
3.2	等方な条件下で4箇所の交差点で一様に渋滞延伸する概念図	22
3.3	交差点下流リンク渋滞時の交差点の合流比	24
3.4	異方な条件下で4箇所の交差点で一様に渋滞延伸するイメージ	29
3.5	単一格子ネットワークへの流入交通量	34
3.6	単一格子ネットワークからの流出交通量	35
3.7	L_{21} の残留率と L_{21} の下流断面における交通量の変化	41
3.8	単一格子ネットワークで渋滞が一周つながった後の最終的な3つの可到達交通状態	44
4.1	Q-K 図と交通量状態の伝播速度	49
4.2	パターン⑨の上流伝播過程の例	51
4.3	単一格子ネットワークの1リンクの通過所要時間と5分間到達距離の概念図	53

4.4	パターン⑨の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	54
4.5	パターン②の上流伝播過程の例	57
4.6	パターン②の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	58
4.7	パターン①の上流伝播過程の例	61
4.8	パターン①の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	62
4.9	パターン③の上流伝播過程の例	65
4.10	パターン③の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	66
4.11	パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る例	69
4.12	パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る例の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	70
4.13	パターン⑦の上流伝播過程の例	73
4.14	パターン⑦の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）	74
4.15	交差点2で残留率が変化した交通の先頭がネットワーク上を上流伝播する衝撃波と出会う位置	77
5.1	センサを用いたグリッドロック現象の検出フロー	84
5.2	車線別の車両感知器設置による右折交通需要割合 ρ_{ji} のモニタリング	89
5.3	L 車線と1車線道路合流時の L 車線道路側の合流比 M_i	90
6.1	交差点 i のスループット O_i	95
6.2	交差点0で流入遮断する場合の O_i^0	100
6.3	$r_1 S_2 \leq C'$ の時の交差点1で流入遮断する場合の O_i^1	101
6.4	$r_1 S_2 > C'$ の時の交差点1で流入遮断する場合の O_i^1	102
6.5	$S_1 \leq C'$ の時の交差点2で流入遮断する場合の O_i^2	103
6.6	$S_1 > C'$ の時の交差点2で流入遮断する場合の O_i^2	104

6.7	交差点3で流入遮断する場合の O_i^3	105
6.8	交通量状態の上流伝播過程	111
6.9	ネットワークの1分間総スループットの時間変化	112
6.10	制御対象交差点 m ごとの総旅行時間	113
6.11	$m = 0$ および 1 の時の残留率の遷移と交通量状態の上流伝播過程	117
6.12	制御導入後10分間のネットワークの総スループット	118
6.13	制御タイミングとネットワークの1分間総スループットの時間変化	119
6.14	制御タイミングごとの総旅行時間	120
6.15	$N = 2, 3, 5$ の場合の環を成すネットワーク例	121
6.16	制御対象交差点の選択フロー	124
6.17	制御対象交差点と制御による効果の波及範囲	125
7.1	複数格子ネットワーク上の一つの格子で発生したグリッドロック現象による渋滞拡大	134

1. 序章

(1) 本研究の背景

2011年3月11日に発生した東日本大震災では、東京都心で震度5強の揺れが観測された。この地震による建物の倒壊や道路の損壊といった構造物への直接的な被害は少なかったが、都心の道路を中心に激しい交通渋滞が発生し、渋滞は翌朝まで解消されなかった。

地震が発生した時刻が平日の午後3時前であったため、東京都心にはビジネスマンをはじめ多くの人々がいた中で、多くの企業が地震発生後に業務を取りやめたこともあり、家族の安否や自宅の被害状況を確認するために人々が一斉に帰宅行動を始めたことで、都心から郊外に向かう交通需要が激増した。このような状況において、東京の大半の鉄道が地震発生後に安全確認のため運行休止となり、普段鉄道を使って通勤する人が、バスやタクシー、会社所有の自動車などに帰宅手段を変更した。また、都心の大動脈である首都高速道路が、地震によって通行止めとなったことで、地震発生時に首都高速道路上を走行していた車両は、最寄りの出口から一般道路に流出し、また、地震発生後に自動車ドライバーが選択できる経路が、一般道路のみとなってしまった。加えて、帰宅するための手段を求めて歩く人や、公共交通を諦めて徒歩で帰宅しようとする人などによって、都心の道路が歩行者で溢れたことで、道路の交通容量が平常時と比較して低下していたと考えられる。これらいくつかの要因によって、交通需要が道路の交通容量を大幅に超過し、東京都心の一般道路では、地震発生後に翌朝まで続く激しい交通渋滞が引き起こされたと考えられる。

東日本大震災発生後の東京都心の交通状況を明らかにするため、警視庁より貸与を受けた交通感知器のデータと、富士通株式会社より貸与を受けたタクシープローブデータ

を用いて、震災当日の東京 23 区内の一般道路の旅行速度の時間変化を調べた（Oshima ら（2012, 2013））。

図 1.1 は、感知器データを使って、震災発生日の震災発生直前である 14 時から震災発生後の 19 時までの東京都心の主要道路の時間帯毎の旅行速度を示した結果である。これより、いくつかの道路リンクの旅行速度が、震災発生 15 分後の 15 時の時点で既に低下していることがわかる。そして旅行速度が 10km/h 以下の渋滞が、16 時には東京の中心部に出現しており、以降、時間の経過とともに渋滞状態にあるリンクが増加している。18 時には 5km/h 以下の旅行速度に低下した道路リンクが中心部から周辺部に拡大し、東京都心全体がひどい交通渋滞の状態に陥っている。

次に、図 1.2 は、同じく感知器データを用い、直前 2 時間は 10km/h の旅行速度で交通が流れていたが、当該時刻に 5km/h 以下のひどい渋滞状態に陥ったリンクを示したものである。これによって、旅行速度 5km/h 以下の激しい渋滞がどこから始まって、どのように拡大していったかを把握することができる。図 1.2 より、渋滞は震災発生約 1 時間後の 16 時に東京の中心部で発生し、その後 17 時には放射方向の道路に拡大し、最終的に 18 時の段階で環状道路へと拡大していったことがわかる。

震災時の別の観測データとして、タクシー車両の交通情報データを集計し、震災時の各道路リンクの旅行速度を把握した。交通情報データとは、プローブ車両から収集した車両位置や時刻などのプローブ情報を元に作成された交通情報で、道路ネットワークのリンク単位に旅行時間などの情報を得ることができるものであり、対象とするリンクの対象時刻にプローブ車両の通行履歴があれば、感知器が設置されていない細街路のデータも得ることができるものである。

図 1.3 は、交通情報データを用いて示した東京都心の旅行速度である。感知器データで対象となっていた道路リンクに加えて、感知器データには含まれていない細街路の情報も得られていることがわかる。図 1.3 より、15 時に都心と西部から南部にかけての主要道路で速度が低下したリンクが見られ、速度低下リンクが 16 時には都心から郊外へ、17 時には主要道路から細街路へと次第に拡大していく様子が見られる。

図 1.4 は、同じく交通情報データを用いて、直前 2 時間は 10km/h の旅行速度で交通が流れていたが、当該時刻に 5km/h 以下のひどい渋滞状態に陥ったリンクを示したものである。これらの結果より、東京都の中心部の短い道路リンクが高密度で密集して

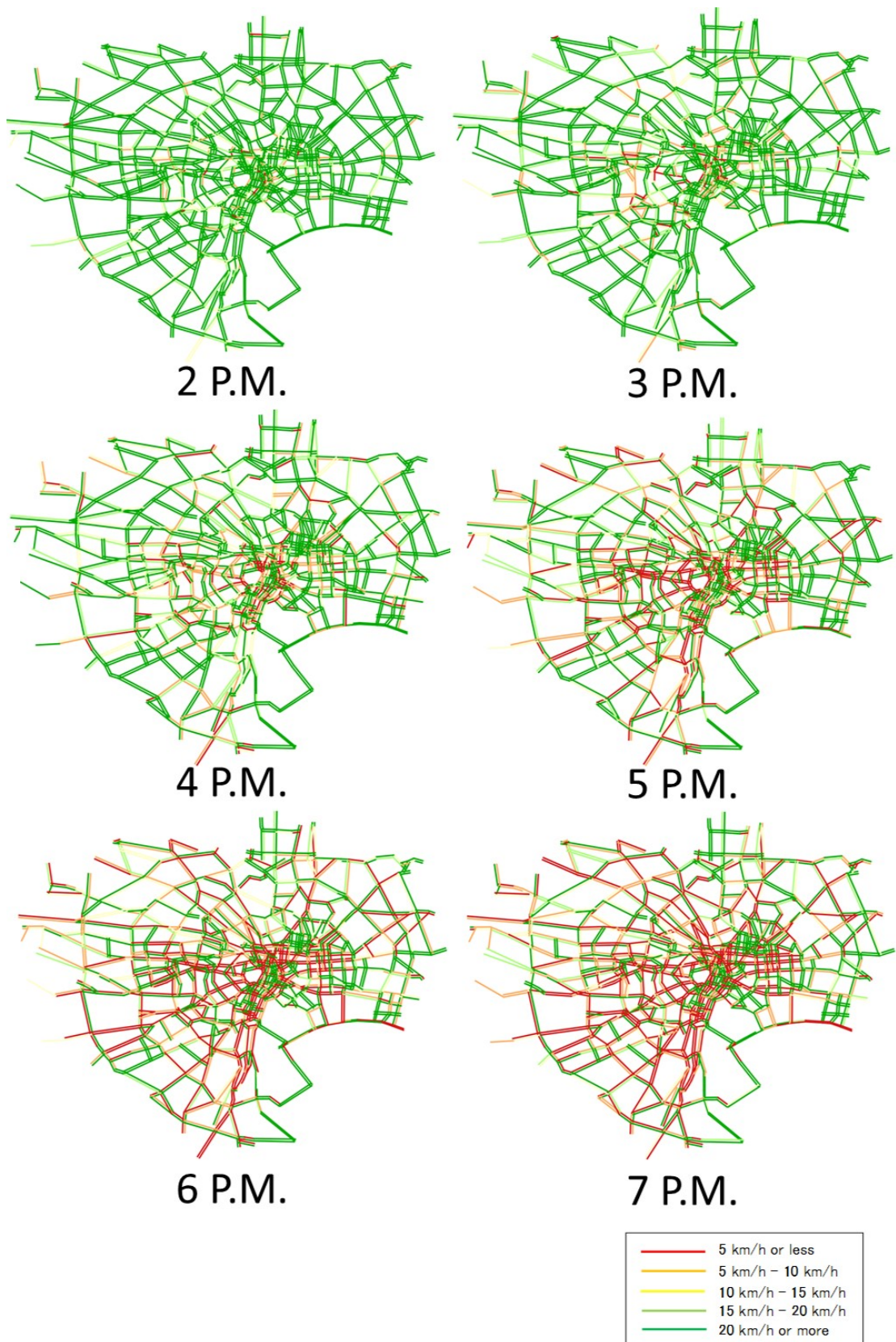


図-1.1 2011年3月11日の東京都心部の感知器データによる旅行速度（2 p.m.～7 p.m.）

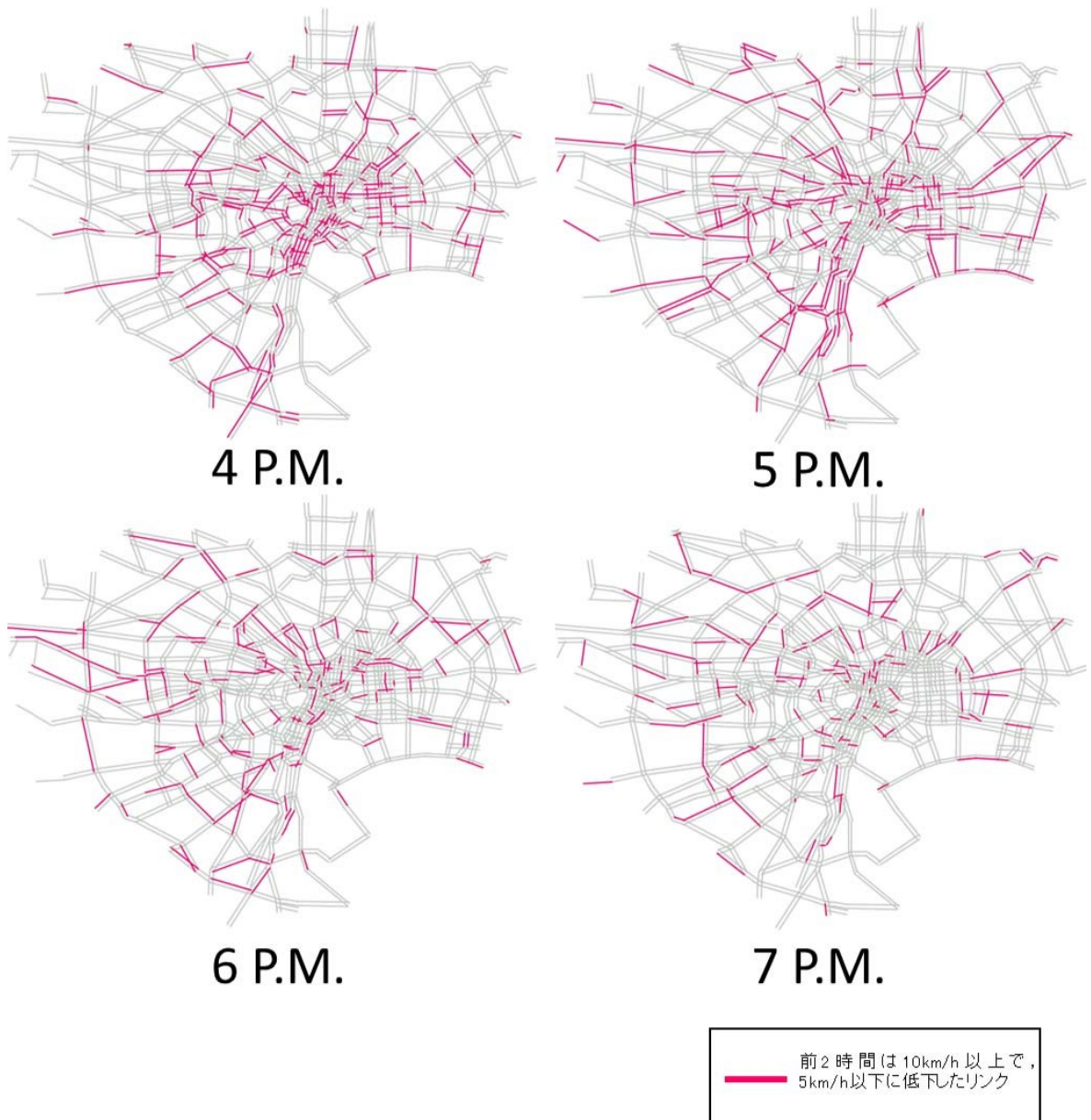


図-1.2 感知器データより、当該時刻に旅行速度 5km/h 以下の渋滞状態に陥った道路リンク

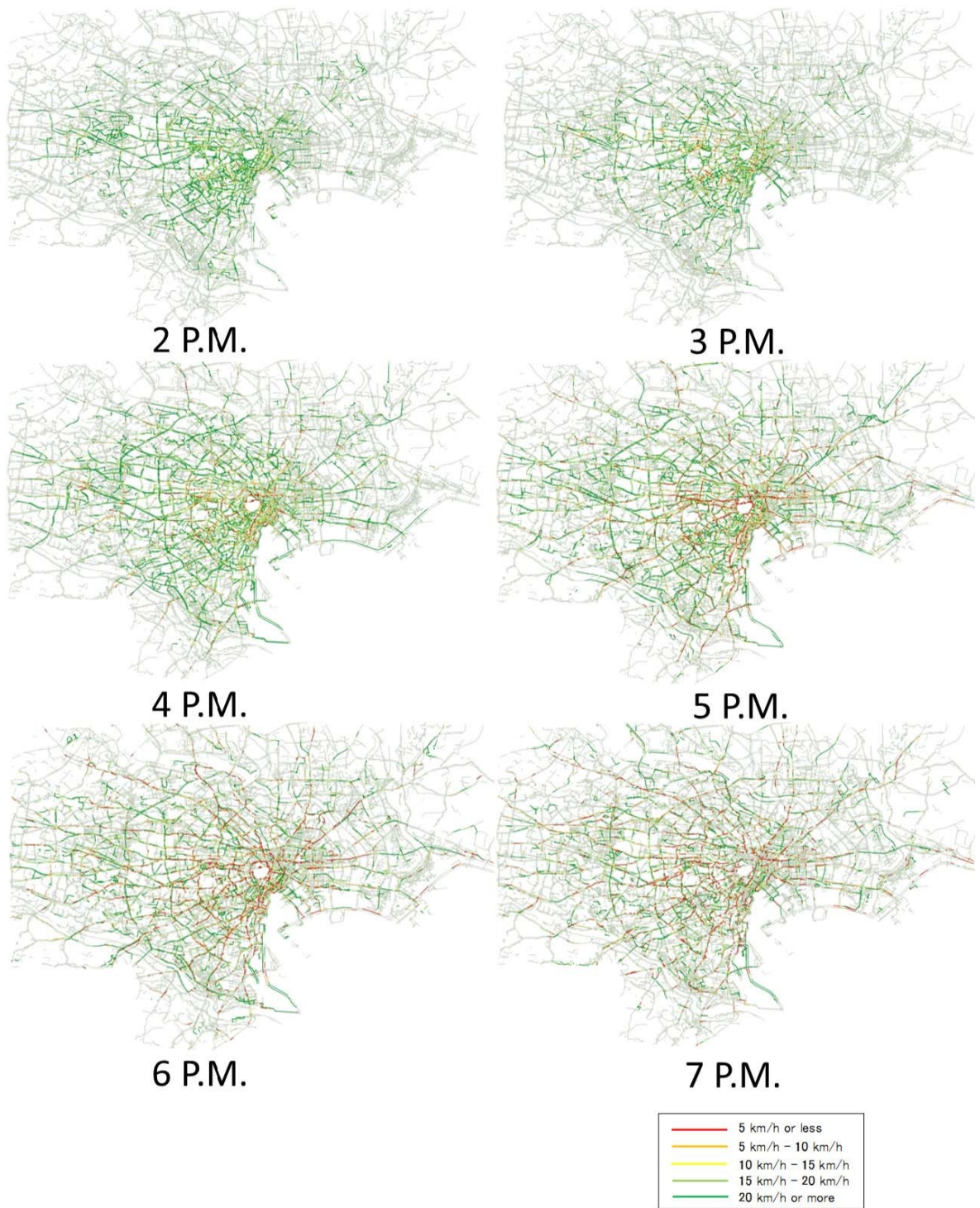


図-1.3 2011年3月11日の東京都心部のプローブデータによる旅行速度（2 p.m.～7 p.m.）

いる地域において、旅行速度 5km/h 以下の激しい交通渋滞が発生し、それが郊外へと拡大していく様子がよくわかる。この時、東京の中心部では渋滞が一気に発生し拡大していることから、これらの道路ではグリッドロック現象が起こり、それがこれだけの激しい渋滞の発生につながった可能性があると考えられる。

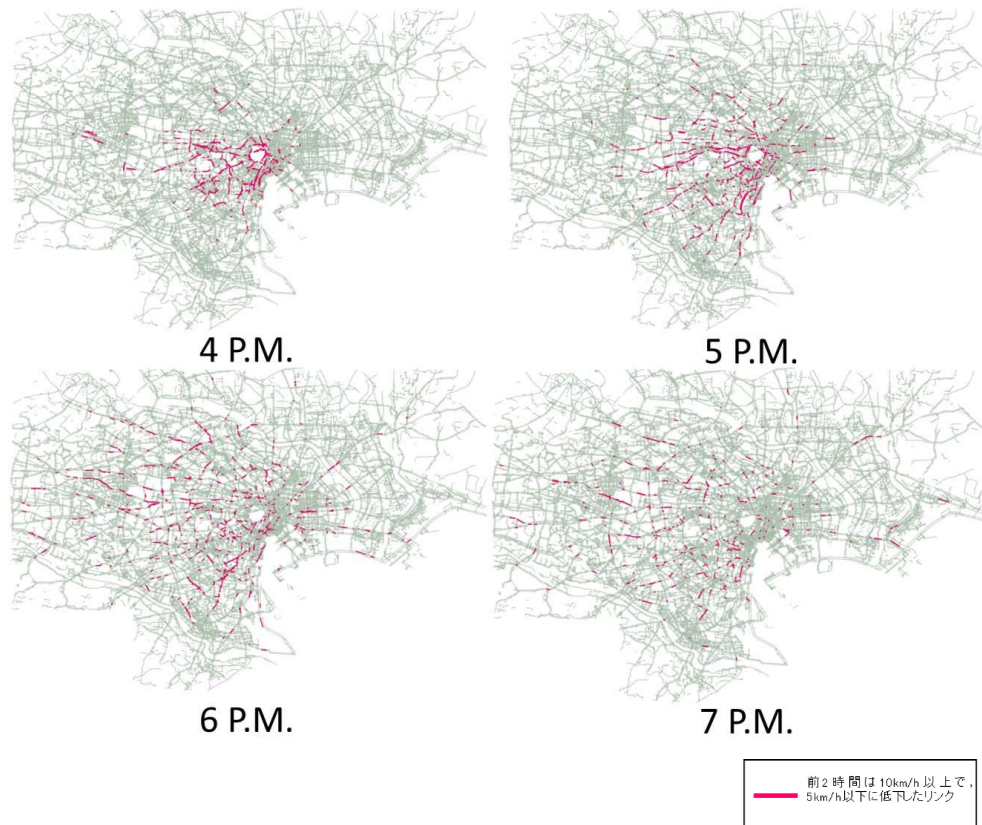


図-1.4 プローブデータより、当該時刻に旅行速度 5km/h 以下の渋滞状態に陥った道路リンク

以上より、東日本大震災の発生後に引き起こされた東京都心の大規模な交通渋滞は、都心の道路ネットワークが高密度な複数のエリアで同時に旅行速度の低下が生じ、それが都心から郊外の道路へ、主要道路から細街路へと広がっていったことが確認された。また、このように渋滞が拡大した要因の1つとして、都心の道路ネットワークが高密度なエリアでグリッドロック現象が発生し、その影響が周辺エリアに伝播していったことが、その後半日以上も継続した大規模な交通渋滞を一気に拡大させた可能性があると言える。

東日本大震災時に東京都心で起こった激しい交通渋滞のように、グリッドロック現

象が一旦発生すると、その影響はネットワークを構成する周辺の道路リンクへと伝播し、ネットワーク全体の交通容量が一気に低下してしまうと考えられる。近い将来に直下型地震の発生の危険性を指摘されている東京では、非常時における交通マネジメント方策の策定が求められている。そのうえで、東日本大震災時に発生したような激しい交通渋滞を再度引き起こさないようにするためにも、道路ネットワーク上でのグリッドロック現象の発生メカニズムを把握し、その発生可能性を早期に検出するとともに、大規模な渋滞発生につながることを防ぐための方策を検討する必要がある。

(2) 本研究の目的

道路ネットワーク上のボトルネック箇所では渋滞が発生し、ボトルネックを下流端に有するリンク上を渋滞が延伸してその末尾が、リンクの上流端の交差点に到達すると、上流端交差点でそのリンクに流入しようとする交通が渋滞によって妨げられ、新たな渋滞がリンク上流端の交差点でも発生する（先詰まり）。この上流端交差点で先詰まりによって発生した渋滞も、交差点で接続するリンク上を、更に上流の交差点に向かって延伸し、その末尾が上流交差点に到達すると、そこでも同様に先詰まりによって新たな渋滞が発生し得る。これが繰り返されると、やがて渋滞がボトルネック箇所の下流リンクまで一周つながり、渋滞が輪を形成し得る（図-1.5）。

渋滞が道路ネットワーク上を一周つながった時、それ以上は何も起こらない場合もあるが、一方で、ボトルネック箇所を通行する交通が、一周つながった渋滞の影響を受けて先詰まりが生じ、ボトルネック箇所の捌け台数が、ボトルネックの本来の交通容量よりも低下する場合がある。この現象によって低下した交通の流れの状態と、それまでのボトルネック交通容量で流れていた交通の流れの状態との間に生じる不連続面は、一周つながった渋滞を辿るように衝撃波として上流伝播し、それが一周して再びボトルネック箇所の下流に到達すると、この低下した交通の流れの影響によって、ボトルネック箇所の捌け台数の更なる低下を引き起こし得る。そうして低下した交通の流れの状態が再び上流伝播し、これが繰り返される結果、最終的には道路ネットワーク内の交通が全く動けない状態に陥ってしまう（これをデッドロックと呼ぶ）。

本研究では、道路ネットワーク上のボトルネック箇所を先頭にして延伸した渋滞車

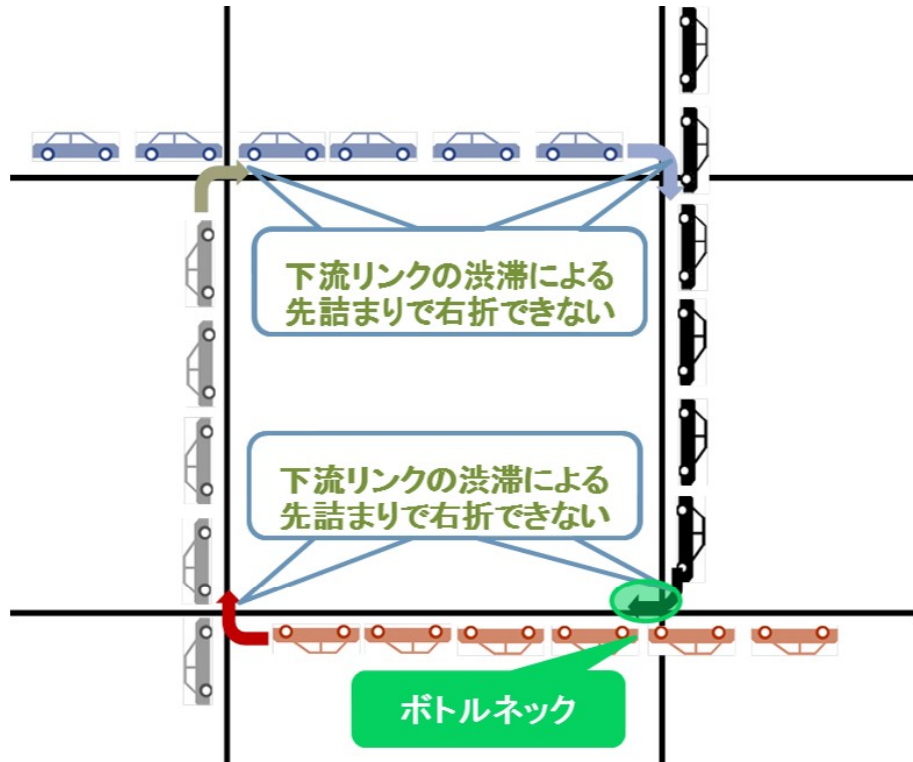


図-1.5 グリッドロック現象の概念図

列が、街区等の格子状の道路ネットワークの周囲を一周して、ボトルネック箇所の下流側の道路リンクまでつながることで、ボトルネック箇所を通行する交通が、下流側リンクに形成された渋滞車列の影響を受けて、ボトルネック箇所の捌け台数が、ボトルネック箇所が本来有する交通容量よりも自己崩壊的に低下する現象をグリッドロック現象と定義する。

道路ネットワーク上でグリッドロック現象が生じると、何らかの外部介入がなければ、ネットワークの交通量が時間経過とともに低下し、最終的にはデッドロックに至ってしまうと考えられる。道路ネットワーク上で交通が全く動けない状態になってしまうと、その影響は周辺の道路リンクにも波及し、その結果先述の東日本大震災時に東京都心で観測されたような大規模な渋滞を引き起こし得るため、グリッドロック現象を発生させないように対策を講じる必要がある。

本研究は、1つの格子状の道路で構成される単一格子ネットワークを対象に、渋滞車列がこのネットワーク上を一周つながった後に生じ得る交通現象を理論的に解明することで、グリッドロック現象が発生するメカニズムを明らかにし、その発生条件を導

出する。

また、グリッドロック現象が発生するメカニズムを踏まえて、グリッドロック現象の発生によって道路ネットワークの交通量低下が生じている時に、グリッドロック現象の発生を抑制し、低下した交通量の回復を保証する手法を検討するとともに、その実用的実現方法について有用な示唆を与えることを目的とする。

(3) 本論文の構成

本論文は、本章を含めて以下の7章から構成される。

第2章では、関連する既往研究を整理したうえで、本研究の位置付けを示す。

第3章では、本研究で対象とするネットワーク構成と、そこに与えられる交通需要等の条件を示したうえで、まずは交通需要等の条件が等方な場合について、単一格子ネットワーク上の全交差点で一様に渋滞が延伸して渋滞一周つながった時のグリッドロック現象の発生条件などを導く。次に、異方性のある交通需要条件の場合について、ネットワーク上のボトルネック交差点を起点とする渋滞が延伸して一周つながった時のグリッドロック現象の発生条件などを同様に導出する。そのうえで、グリッドロック現象の発生有無を決定づける一つの重要な指標である残留率が、交差点の下流リンクの交通状態に応じて遷移し得ることを示し、この過程を踏まえると、等方な条件の場合は、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態として、(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合、(ii) 0まで低下する場合（デッドロック）の2パターンであるのに対し、異方性のある条件の場合はこれに加えて、(iii) ボトルネック交通容量以下に落ちるが、0まで低下せず安定する場合、の3つ目の交通状態が出現し得ることを導く。また、この残留率の遷移過程を考慮することで、当初は渋滞が一周つながっただけでグリッドロック現象は発生せずに交通量は低下しないが、残留率が遷移すると突然自発的に交通量低下が始まるパターンや、逆にグリッドロック現象による容量低下が突然自発的に回復して元の交通量に戻るといった特徴的なパターンが生じ得ることも示す。

第4章では、現実的な交通条件の下で、グリッドロック現象により低下した交通量状態が衝撃波として上流伝播する過程などを求める数値計算を実行して、前章までで

理論的に存在が予測された、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった後の可到達交通状態が、実際に生じ得ることを検証する。また、数値計算の結果より、(ii)の交通状態（デッドロック）が発生すると、単一格子ネットワークの外側から単一格子ネットワーク内に流入することができなくなるため、単一格子ネットワークの外側の道路リンクでも著しい渋滞を引き起こしてしまうことを示す。また、(i)や(iii)の交通状態が予見される条件であっても、ネットワークの交通量が急激に低下する場合などに、残留率が変化した交通がリンク下流側交差点に到達する前にデッドロックに至ってしまい、(ii)の状態に帰着する可能性があることも示す。更に、交通量低下の進行状況を踏まえて残留率の遷移が起こるタイミングを計算する方法や、それをを用いて(iii)の交通状態に帰着する場合の最終的に安定する時の交通量を計算する方法を導く。

第5章では、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながりグリッドロック現象によってネットワークの交通量低下が発生している時に、前章までで明らかにしたグリッドロック現象の発生メカニズムを踏まえて、道路インフラ側の制御によってグリッドロック現象が発生している状態から脱却し、低下した交通量を回復する方法を示す。ここで道路インフラ側の調整とは、本研究で明らかにしたグリッドロック現象の発生条件式を満たさないように、単一格子ネットワーク上の交差点で、単一格子ネットワークを構成するリンク側に与えられる合流比が増大するよう調整を行うものである。

第6章では、単一格子ネットワーク上の4箇所の交差点の中から制御対象交差点を1箇所選択する方法を、制御導入後に十分時間が経過して交通状態が安定した時点のネットワークの総スループット最大化（長期戦略）と、制御導入直後の導入前に対するスループットの増分最大化（短期戦略）の2つの視点から考察する。その結果、長期戦略から制御対象交差点を選択する場合、ボトルネック交差点の上流側1つ目の交差点、もしくは2つ目の交差点を選択することが有効であることを示す。また、制御導入タイミングによって得られる効果に差異が生じ得ることを確認するとともに、ここで導いた制御の考え方を、リンク数が任意の N の環を成すネットワークへ拡張する。

そして第7章では、本研究の成果をとりまとめるとともに、今後の課題について総括する。

2. 既往研究の整理と本研究の位置付け

(1) 関連する既往研究

本節でグリッドロック現象に関連する既往研究を整理したうえで、次節で本研究の位置付けを示す。

本研究では、単一格子ネットワーク上のボトルネック箇所を起点とする渋滞が、そのネットワーク上を延伸し、ボトルネック箇所の下流リンクまで渋滞が一周つながることで生じる交通現象を理論的に解明することが目的であるが、こうした交通流の時間的・空間的変動を理論的に扱ううえでの基礎になるのが、Lighthill と Whitham (1955a, 1955b)、及び Richards (1956) により提案された Kinematic Wave 理論である。Kinematic Wave 理論とは、流体力学の考え方を交通流に適用し、交通量の連続式という基本的な保存則に基づいて交通流を巨視的な視点で動的に記述するものである。Kinematic Wave 理論によって、渋滞の延伸等の交通密度が不連続に変化する不連続面が、ショックウェーブ（衝撃波）として渋滞発生箇所の上流に伝播していく現象が生じることが導かれており、その伝播速度は、交通量-交通密度の関係（Q-K 図）における2つの交通状態間を結ぶ直線の傾きとして算出することができるとされている。

この Kinematic Wave 理論に基づき、交通の待ち行列が伸縮する過程を研究した論文として、Pipes (1961) では、交通流中の車両の粗密が、道路の延長方向へ密度の波として伝播する性質を分析している。また、Stephanopoulos ら (1979) や Michalopoulos ら (1980) は、単独の信号交差点の流入路において、サイクル長や青時間比率、到着率等の変数に応じて変化する待ち行列の伸縮現象を解析し、モデル化している。そして、池之上ら (1982)、池之上 (1983) では、この理論に基づき、過飽和リンクを含む複数リンクの系統信号制御の最適化を図る目的で、待ち行列の動的な変化を表現でき

るモデルを構築しているが、単独の信号交差点に対して構築されたモデルを複数リンクに適用しているといった課題があった。そこで久井ら（1991）では、単独の信号交差点から、任意のリンク数から成る系統信号制御されたネットワークに理論を拡張し、非飽和および過飽和の2つの状態において、主道路から従道路への交通の流出が起こらない等の限定した交通需要条件下で、複数のリンクを衝撃波が伝播する状況を動的に解析するプログラムを開発している。また、Newell (1993) では、Kinematic Wave 理論に、待ち行列理論を組み合わせることで、3次元の待ち行列モデルを構築している。

下流リンクに形成された渋滞車列による先詰まりの現象を扱った研究として、Daganzo(1998)では、ネットワークの分岐部において下流リンクからの先詰まりが起こった時に到達する交通状態を、渋滞を Physical-queue で扱ったうえで利用者の経路選択行動を踏まえて理論的に導いており、ある条件下ではカオス的振る舞いをする事が示されている。また、森ら（2004）では、信号交差点における観測調査により、待ち行列の延伸が上流交差点の交通処理効率の低下に与える影響が分析されている。Liu（2011）では、幹線道路の複数交差点において、先詰まりを考慮したうえで信号制御を最適化するモデルを構築している。

このように、ネットワーク上のボトルネックに起因して生じる交通の待ち行列の時空間変動を分析する方法に関しては、これまでに多数の研究が行われ、理論が確立されてきたところである。

一方で、本研究が対象とする「グリッドロック」という用語を用い、かつそれを研究目的の主眼とした既往の研究論文として、以下が挙げられる。しかし、グリッドロック現象の定義は論文によって様々であり、本論文で定義したグリッドロック現象と異なる文脈で用いられたものもある。

Roberg ら (1998), Wright ら (1998), (1999) では、理想的な格子状のネットワークにおいて交通需要固定の条件のもと、渋滞がネットワークワイドに拡大していく状況を計算するためのシンプルなシミュレーションモデルを構築し、それを用いてグリッドロック現象を伴う渋滞の拡大をコントロールする方法について検討している。Kerner (2011) は、信号交差点において、グリッドロック現象の発生が予見されない交通需要条件であっても、信号交差点を起点に形成された渋滞車列の上流側で同期流 (synchronized flow) が生じることで、グリッドロック現象につながる traffic breakdown が確率的に起

こり得ることをシミュレーション検討によって確認している。Mendes (2012) では、複雑なネットワーク上を渋滞が延伸する現象を解析するため、ohmic と non-ohmic の抵抗の関係を使った電気モデルと、人間の運転行動に基づくモデルの2種類のモデルを、アポロニウス型ネットワークに適用して、グリッドロックに至る現象が起こり得ることを示している。また、グリッドロックに近い交通状態の時に、べき乗の関係でパフォーマンスが低下することも示されている。Grenzeback ら (1990) は、都市高速道路におけるグリッドロック現象に関する研究として、ピーク時間帯の激しい交通渋滞に与える大型車混入の影響を分析した結果、大型車の交通量の影響は大きくはないが、大型車が関与するインシデントが発生すると著しい渋滞発生につながると結論付けている。

災害時のグリッドロック現象に着目した研究として、大口ら (2013) は、東日本大震災当日に東京で発生した大規模な渋滞が交通シミュレーションで再現できることを確認したうえで、設定された震災シナリオごとに交通渋滞緩和施策を、交通シミュレーションを用いて評価している。清田ら (2012, 2014a, 2014b) も、東日本大震災当日に東京で発生したグリッドロック現象を分析している。この研究では、タクシープローブデータの解析によって、震災当日に、東京都心においてグリッドロック現象が拡大していく状況を把握し、ボトルネックリンクを抽出している。特に、首都高速道路が、地震直後に安全確認のために車両を強制退出させたことで、出口周辺部でグリッドロック現象を誘発させた可能性が指摘されている。

また、グリッドロック現象は、交通シミュレーションの実行においても問題となることがあり、佐藤ら (2004) では、東京における動的シミュレーションの適用の中で、「井」型の微細構造で表現される交差点でグリッドロックの発生が懸念されることや、それをシミュレーション側で防ぐため、シンプルな「+」型交差点に変換して扱う方策が示されている。北岡ら (2004) の中でも、交通シミュレータの実行時に、OD 交通需要の与え方によってはグリッドロック現象が生じ現実とは異なる交通状況を再現してしまう恐れがあるため、グリッドロック現象が起こらないよう留意して OD 交通需要を与えている。内田ら (2011) では、マルチエージェント型交通流シミュレータにおいて、経路選択行動の設定に問題がある場合に、渋滞している経路へと需要が誘導され、グリッドロックが引き起こされる可能性があることが示されている。さらに交通シミュレーションにおけるグリッドロック問題への対応方策を扱った研究として、田

中ら (2009) は、単一交差点と複数交差点のケースに分類してグリッドロック問題の特徴を整理し、単一交差点においては対角方向の仮想リンクを追加するといった方策によってシミュレーション上でグリッドロック問題を解消する策を提案して効果の検証を行っている。

しかしこれらの研究では、グリッドロック現象を、複数箇所で渋滞が同時多発的に発生し相互に影響し合うことで交通容量が低下する現象として扱っており、渋滞が一周つながり、渋滞末尾が渋滞発生地点を通行する交通の進行を阻害することで自己崩壊的に交通容量が低下するという厳密な定義によるグリッドロック現象ではない。

渋滞が一周つながる現象を扱ったものとして、Qi ら (2015) は、グリッドロック現象の進展はいくつかのフェーズに分けられ、交通需要が容量を超過した複数のリンクが連続的に連なって構成される "congestion loop" の発生の抑制が重要であるとしている。Huang (2015) は、セル・オートマトンモデルを用いたラウンドアバウトにおける交通状態の遷移過程について考察しており、環状道路内を通行する交通の異なる目的地（環状道路から流出する位置）の混在がグリッドロック現象の発生に影響すると結論付けている。

グリッドロック現象の発生が周辺の道路ネットワークに及ぼす影響を分析した研究として、Daganzo (2007) や Mahmassani ら (2013) は、ネットワークを巨視的に捉え、ネットワークの平均交通量とネットワーク上の車両存在台数の関係である MFD (Macroscopic Fundamental Diagram) を用いたグリッドロック現象の分析を行っている。ここでは、グリッドロック現象に伴いネットワークから流出できる車両台数の低下が指数的に進行することや、グリッドロック現象によって MFD がヒステリシス・ループを形成することが導かれている。また、グリッドロック現象の発生を抑制するには、このネットワークの臨界時の車両存在台数を極力維持するようにネットワークへの流入台数を調整することが重要であるとしている。また、Daganzo ら (2011) では、交通の微小な擾乱によりネットワーク内での交通の偏在が生じ、交通が滞留した箇所がジャム密度に達することで、ネットワーク全体の MFD から理論的に予測されるジャム密度よりも小さい密度で、ネットワークの交通量が低下し渋滞状態に陥ってしまう現象が起り得ることを明らかにしている。また、Daganzo (2011) では、複数のオンランプ・オフランプを有する対称な環状高速道路において、混雑が解消していく回復過程では混雑時の均

一な密度分布が不安定化し、密度の偏りが生じることを示している。そして、環状道路全体の交通量が、混雑進展時に比べて低下することを明らかにしている。

しかし、これらの研究は、グリッドロック現象そのものの発生条件や進展過程を理論的に導くことを目的としたものではない。一方、本研究で定義するグリッドロック現象について、その発生条件や進展過程を説明する理論を与えた研究として、Daganzo (1996) がある。ここでは、オンランプ・オフランプの存在する一様な環状道路を対象に、グリッドロック現象が発生する十分条件を、オンランプにおける合流モデル (Daganzo (1995)) に基づき明らかにしている。その結果として示された最も重要な知見は、環状道路上に渋滞車列が一周つながった時に、渋滞車列の影響を受けて捌け台数が低下し (グリッドロック現象)、やがてデッドロックに至るケースと、渋滞車列が一周つながっても捌け台数の低下が起こらないケースが起こり得ることである。また、オンランプにおける本線交通量に対する流入交通量の割合を α 、オンランプの下流側交通量に対する流入交通量の割合を β とした場合に、グリッドロック現象による交通容量低下の衝撃波が到達する毎の捌け台数の低下割合が式 (2.1) で与えられることを導いている。

$$[(1 + \alpha)(1 - \beta)]^{-1} \quad (2.1)$$

しかし、Daganzo (1996) では、交通需要や道路構造等の条件が等方な場合のみを対象にしており、現実の状況により近いと考えられる異方性がある条件の場合については、詳細に検討されていない。また、本研究によって示される、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった後の最終的に到達する交通状態を決定する重要な指標の一つである残留率 (格子を構成するリンクの交通のうち、リンク下流交差点で転向して単一格子ネットワークに残留する車両が占める比率) が、交差点の下流リンクの交通状態に応じて遷移する過程が考慮されていないという課題がある。

次に、グリッドロック現象の発生などを原因として、ネットワークの交通量が低下して渋滞が発生した時に、ネットワークが本来有する交通容量を回復させる方策に関する技術も重要である。交通渋滞対策は一般的に、供給側である道路インフラ性能の向上と、需要側である交通需要の調整と、大きく2つに分けることができる。

過飽和状態の交通流に対する供給側である道路インフラ性能の向上策として信号制御の研究が行われてきている。例えば岩佐ら (2006) は信号交差点の捌け残り台数を最

小化するための信号制御パラメータの導出を試みている。また、三村ら (2006) は、ボトルネック交差点の発進波が伝播するタイミングで上流から交通が流入するように連携制御を行う必要性があることを示している。また、交通シミュレーションを用いて信号制御を評価した事例として、例えば Lo ら (1999) は、動的な交通需要変化を踏まえた信号制御の方法を提案し、過飽和交通需要時に、従来手法より効果的であることを数値計算により示している。また、Osorio ら (2015) では、先詰まりが頻繁に起こっている交差点を対象に、既存の信号制御に対して、渋滞長の変化を考慮した信号制御導入の有効性を、交通シミュレーションを用いて検証している。

交通需要の調整には、時間分散と空間分散がある。単一ボトルネックにおける交通需要変動を分析するために交通混雑モデルを最初に定式化した研究として、Vickrey (1969) が挙げられる。ここでは、ボトルネックのみからなる道路を仮定し、待ち行列長の物理的な伸縮は加味せず、通勤者の時間価値に基づく最適な出発時刻を求めている。その後このモデルを用い、Smith (1984) は単一ボトルネックにおいて到着パターンの均衡解が得られる条件を示し、また、Newell (1987) は、費用関数に個人差がある場合でも、利用者の出発時刻選択の均衡解が得られることを導いている。また、Arnott (1993) は Newell らの研究で得られた工学的知見を踏まえて、Vickrey のモデルを基に、ピーク時のボトルネックの交通渋滞モデルを構築し、最適な道路課金を導いている。

例えば空間分散の手段の一つとして情報提供が有効と考えられる。情報提供による経路誘導の効果の研究例としては森津ら (1992)、吉井 (2000) 等があり、情報提供によるドライバーの経路選択行動の特性の分析例には、麦倉ら (1995)、羽藤ら (1995)、大口ら (2005) など多数ある。

また、Daganzo (2007) では、グリッドロック現象の発生抑制には、当該ネットワークへの流入を制御することが効果的であるとされている。

このように交通渋滞対策に関しては、供給側、需要側の両者から多くの研究がなされており、過飽和ネットワークで交通の流れが悪化している時に、アドホックな対策としてそれを抑制する方法は様々検討されている一方、単一格子ネットワークにおけるグリッドロック現象を、その発生メカニズムを理論的に踏まえ、その発生抑制を保証する方策については未解明である。

(2) 本研究の位置付け

前節で整理した通り、本研究で定義するグリッドロック現象の発生メカニズムを理論的に検討した唯一の論文である Daganzo (1996) では、交通需要と道路構造条件が等方な場合のみを対象にしており、これに異方性がある場合は詳細に検討していない。また、交差点の下流リンクに形成された渋滞の末尾が当該交差点に到達し、その渋滞による先詰まりの影響を受けることで残留率が徐々に遷移する過程も考慮されていない。従って、グリッドロック現象の特性は、これまでの研究によって必ずしも十分に解明されているとは言い難い。

また、グリッドロック現象が発生し、道路ネットワークの交通量の低下が生じている時に、グリッドロック現象の発生メカニズムを理論的に踏まえ、それを抑制し、低下した交通量を回復させる方策についても未解明である。

本研究では、単一格子ネットワークを対象に、交通需要等が等方な条件のみではなく、より現実的な状況に近いと考えられる異方性のある条件の場合も対象とし、単一格子ネットワークの周囲を渋滞車列が一周つながった後に生じ得る交通現象や、グリッドロック現象が発生する条件を理論的に解明する。その際に、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態を決定づける重要な指標の一つである残留率が、交差点の下流リンクに形成された渋滞車列による先詰まりの影響を受けて徐々に遷移する過程を考慮することで、等方な条件のみを対象にした場合には出現しない最終的な到達交通状態が、異方性のある条件下では出現し得ることを示す。また、最終的な交通状態に至るまでの進展過程に、複数のパターンが生じ得ることや、このパターンについても、対象とする交通需要等の条件が等方な場合と異方な場合で異なることを示す。

更に、理論的に導かれるこれらの交通現象が、現実的な条件下で起こり得ることを、交通需要等の条件を具体的に設定した数値計算によって検証する。その中では、グリッドロック現象の発生有無を判断する条件式からはデッドロックに至らないと判断された場合でも、グリッドロック現象による交通量の低下が急激に進行することで残留率の遷移が起こる前にデッドロックに至ってしまうケースが生じ得ることや、それを予見する方法についても述べる。

そのうえで、本研究で解明を試みるグリッドロック現象の発生メカニズムに基づいて、グリッドロック現象が発生してネットワークの交通量が低下している時に、グリッ

ドロック現象から脱却し、低下した交通量を回復するためのグリッドロック現象の発生抑制方策を検討する。

なお、グリッドロック現象の発生を抑制する方法としては、前節で整理した通り、供給側と需要側の調整が考えられる。需要側の調整には、情報提供によって対象の混雑している単一格子ネットワークから迂回するよう誘導することや、混雑区間への進入タイミングの変更を促すことが考えられる。しかし、単一格子ネットワークを構成するリンク内に既に流入した交通には経路選択の余地はない。従って、グリッドロック現象によって交通量の低下が急激に進行する場合や、グリッドロック現象による交通量低下が進行し、既に交通がほとんど動けない状況に陥ってしまっている場合などは、情報提供等によって単一格子ネットワークへの交通の新たな流入を止められたとしても、デッドロックに向かうのを止めることができない場合や、低下した交通量を回復させるまでに長い時間を要す場合が起こり得る。

そこで本研究では、需要側の調整のみでは対応が困難な場合を想定し、基本的に交通需要を固定した条件下で、供給側である道路インフラの調整によって、グリッドロック現象の発生を抑制できる可能性を示す。

3. グリッドロック現象の発生条件と最終的な可到達交通状態

(1) 対象ネットワークと交通需要条件の設定

本研究では，図-3.1 に示す，片側1車線，延長 D (m) の道路リンク4本で構成される単一格子ネットワークの時計回り方向の交通のみを対象として，このネットワーク上を渋滞車列が一周つながった後に起こり得る最終的に到達する交通状態を検討する．

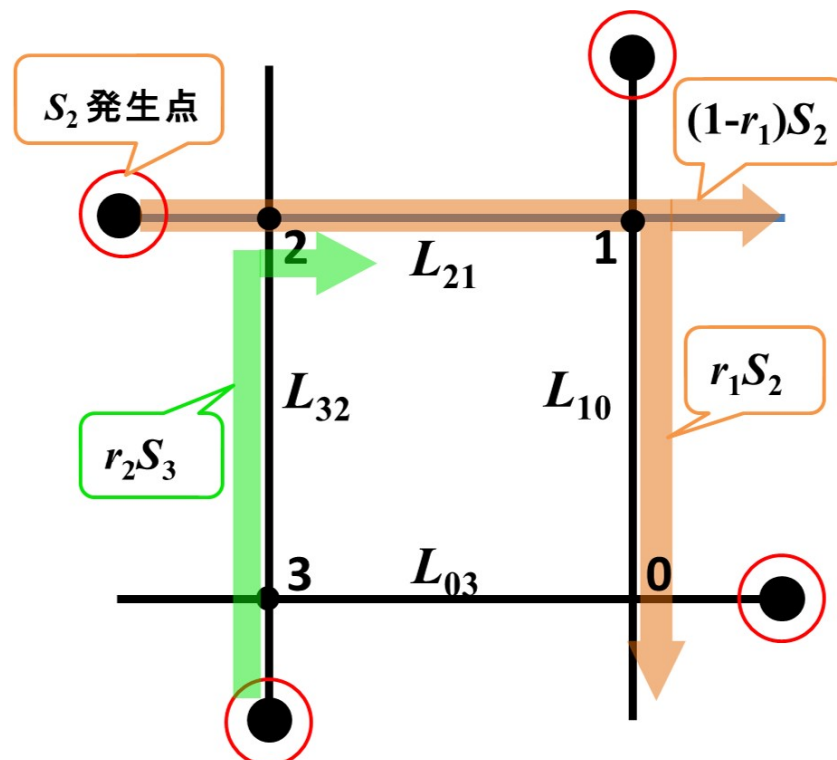


図-3.1 ネットワークと交通需要の設定

単一格子ネットワークを構成する4本の道路リンクの各交点（交差点）について，右

下の交差点から反時計回りの順に 0 ~ 3 の連番を付し、4 本の各道路リンクの名称を、 L_{ji} (j はリンクの上流側交差点の番号、 i はリンクの下流側交差点の番号) で表現する。ここで時計回りの方向で考えると、リンクの名称の交差点番号が降順となるが、これは本研究が渋滞の延伸、ならびにグリッドロック現象の影響で低下した交通量状態が、単一格子ネットワーク上を反時計回りに上流伝播する過程を扱うためである。

4 本の各道路リンクに対して、上流側交差点のさらに上流へ延伸した先に交通需要の発生ノードを設定し、ここから交通需要 S_j (台/時、 j はこのネットワークに流入する交差点の番号) を発生させる。なお、2-(2) で述べた通り、本研究では、交通需要は時間変動がなく固定と仮定する。

交通需要 S_j には、交差点 j で L_{ji} に流入した後、 L_{ji} の下流側交差点 i で対象の単一格子ネットワークから流出する交通と、右折して単一格子ネットワークを構成する L_{ih} (h は i の下流側交差点番号) に留まる交通がある。交差点 i で右折して単一格子ネットワークに留まる交通量の、交通需要 S_j に対する割合を r_i とする。従って、交差点 j で単一格子ネットワークに流入する交通需要のうち、交差点 i で右折する交通需要は $r_i S_j$ 、交差点 i で右折せずに単一格子ネットワークの外に流出する交通需要は $(1 - r_i) S_j$ となる。

ここで、交差点 i で右折した交通は、流入した L_{ih} の下流側交差点 h に到達した際に、そこでは右折することなく直進してこのネットワークから流出するものとする。なぜなら 2 回目の右折は、発生地点に戻る方向への移動であり、一般的にこのような経路交通量は十分に小さく、無視できると考えられるためである。

なお、単一格子ネットワークから外部へ流出する交通には、左折と直進が考えられる。しかし、左折と直進によるこのネットワークへの影響は区別できないため、本研究では単純に直進で代表させる。同様のことが交通需要の発生にも言え、交通需要が単一格子ネットワークに流入する交差点においても、左折してこのネットワークに流入する交通も考えられるが、これについても直進で代表させる。

単一格子ネットワークを形成する各リンク L_{ji} 、及び各リンクの下流側交差点 i の交通容量 (これを C_i とする) が、そのリンクの交通需要よりも大きければ、この時のリンク交通量 Q_{ji} (台/時、 j はリンク上流側交差点番号、 i はリンク下流側交差点番号)

は、リンクの交通需要を S_{ji} として、式 (3.1) となる。

$$Q_{ji} = S_{ji} = S_j + r_j S_k \quad (3.1)$$

式 (3.1) で、 k は交差点 j で L_{ji} に接続する上流側リンク (L_{kj}) の上流側交差点番号である。

つまり、各リンクの交通状態が自由流の時のリンク交通量は、リンクの交通需要と等しく、式 (3.2)~式 (3.5) の通り整理できる。

$$Q_{10} = S_{10} = S_1 + r_1 S_2 \quad (3.2)$$

$$Q_{21} = S_{21} = S_2 + r_2 S_3 \quad (3.3)$$

$$Q_{32} = S_{32} = S_3 + r_3 S_0 \quad (3.4)$$

$$Q_{03} = S_{03} = S_0 + r_0 S_1 \quad (3.5)$$

(2) 等方な条件下でのグリッドロック現象の発生条件の定式化

2-(1) で設定した単一格子ネットワークにおいて、グリッドロック現象が発生する条件を整理する。まずは Daganzo (1996) と同様に、道路の交通容量等のネットワーク性能と、交通需要が等方な条件の場合を仮定し、図-3.2 に示すように、このネットワーク上の全ての交差点で、交通容量を上回る交通需要が到達することで、交差点を起点とする渋滞が発生し、ネットワーク上を渋滞が一様に延伸するケースを扱う。

初期状態では、このネットワーク上に車両が全く存在せず、4 箇所の交通需要の発生ノードから交通がこのネットワークに一斉に流入する場合を考える。各リンクの交通需要が全て等しく ($S_0 = S_1 = S_2 = S_3 = S, r_0 = r_1 = r_2 = r_3 = r, S_{10} = S_{21} = S_{32} = S_{03} = S + rS$)、このネットワークの各リンクの各交差点流入部の交通容量をいずれも C と設定する。

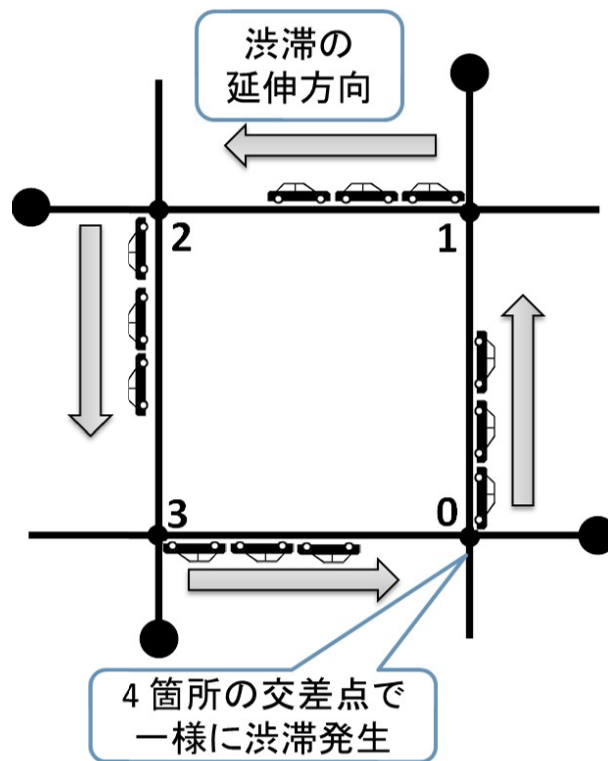


図-3.2 等方な条件下で4箇所の交差点で一様に渋滞延伸する概念図

交差点 k で、このネットワークへ交通需要 S の交通が流入し、 L_{kj} の下流側交差点 j に到達した段階では、 $S < C$ であり、渋滞は発生しないものとする。交差点 j で右折した交通 rS が、下流側リンク L_{ji} を進行してその下流側交差点 i に到達すると、交差点 i の交通容量 C を交通需要 $S + rS$ が超過して、交差点 i で渋滞が発生する条件は、式(3.6)で与えられる。

$$S < C < S + rS \quad (3.6)$$

式(3.6)が成立すると、交差点 i を先頭にして L_{ji} を上流側交差点 j に向かって渋滞が延伸し、この渋滞流中のリンク交通量 Q_{ji} は交差点 i の交通容量と等しく、式(3.7)の通り C となる。

$$Q_{ji}^{(1)} = C \quad (3.7)$$

グリッドロック現象とは、単一格子ネットワークの周囲を渋滞が一周つながり、交差点の下流リンクに形成された渋滞車列の影響を受けてその交差点を通行できる交通量が低下し、その低下した交通量状態が再び上流伝播し一周して戻ってくることで更に交通量が低下し、この過程が繰り返される結果、ネットワークの交通量が徐々に低下する現象である。このグリッドロック現象の発生、ならびに交通量低下の進行過程を理論的に扱ううえで、変化した交通量状態が上流伝播する過程の何周目であるかを、 Q の上付きの括弧書きの数字で示し、(1)はその1周目であることを表す。なお、1周目のみは渋滞車列が物理的に延伸する状況を扱っているのに対し、2周目以降は、交通量状態が変化した時に生じる元の交通量状態との間の密度の不連続面が、形成された渋滞車列上を衝撃波として上流伝播する過程であり、渋滞車列の物理的な伸縮が生じるものではない。

次に、各交差点で延伸した渋滞が上流交差点に到達した後の、リンク交通量 $Q_{ji}^{(2)}$ を考える。交差点 i での右折交通の捌け台数は、下流側リンク L_{ih} に形成された渋滞車列の影響により制限されている一方、交差点 i での直進交通は、交差点 i まで到達すればあとは自由流で流出できると仮定する。 $Q_{ji}^{(2)}$ に占める交差点 i で右折して単一格子ネットワークに残留する交通量の割合を ρ_{ji} 、交差点 i の右折交通の捌け台数を q_{jh} とした場合、 $Q_{ji}^{(2)}$ は式 (3.8) で与えられる。

$$\begin{aligned} Q_{ji}^{(2)} &= q_{jh} + \frac{1 - \rho_{ji}}{\rho_{ji}} q_{jh} \\ &= \frac{1}{\rho_{ji}} q_{jh} \end{aligned} \quad (3.8)$$

つまり、リンクの交通量 Q_{ji} は、そのリンクの交通量に占めるリンク下流側交差点 i で右折してこのネットワークに残留する交通の割合 ρ_{ji} と、リンク下流交差点 i の右折交通の捌け台数 q_{jh} の関係で決まる。本研究では、この ρ_{ji} を、残留率と呼ぶ。

ここで、交差点 i で L_{ih} に流入しようとする交通には、 L_{ji} から右折して流入する交通 $r_i S_j$ と、単一格子ネットワークの外側から流入する S_i があり、これらの交通の交差点 i での合流を考える。交差点 h を先頭とする渋滞車列が L_{ih} 上を延伸し、その末尾が交差点 i に到達すると、交差点 i で L_{ih} に流入しようとする交通は、 L_{ih} の渋滞車列の影響を受けることで自由に L_{ih} に流入することができなくなる。すると、交差点 i での

$r_i S_j$ と S_i の, L_{ih} への流入量は, L_{ih} の受入可能交通量のうち, L_{ji} とこのネットワーク外部の各交通需要から, どれだけ交通を受け入れられるかにより決まる.

L_{ih} の受入可能交通量の各交通需要への割り当ては, 例えば信号機のない交差点の場合, 合流部の車線構成が2車線と1車線の合流であれば, 一般的には3:1の割合で合流するので, 合流部の道路の幾何構造で決まる. 一方, 信号交差点の場合は, 交差点の各流入部の青時間比率などの信号制御条件等によって決まる. つまり, 交差点の下流リンクに渋滞車列が形成された時の, 下流リンクの受入可能交通量の交差点の各流入部への割り当ては, 交差点の道路インフラ側による供給条件で決まると言える.

本研究では, 交差点の下流リンク L_{ih} の受入可能交通量のうち, 交差点 i の供給条件によって決まる L_{ji} からの流入に割り当てられる交通量割合 M_i を, 図-3.3 のように設定し, これを合流比と呼ぶ. この時, 単一格子ネットワーク外部からの流入に割り当てられる交通量割合は, $1 - M_i$ となる.

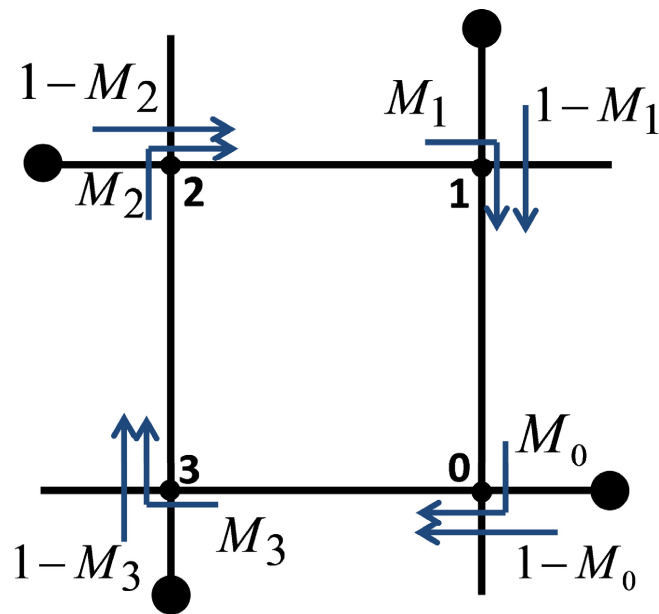


図-3.3 交差点下流リンク渋滞時の交差点の合流比

従って, 交差点 i の右折交通の捌け台数 q_{jh} は, 式(3.9)で与えられる.

$$q_{jh} = M_i Q_{ih} \quad (3.9)$$

ここで, 各交差点の合流比を M とすると, 交差点 h で発生した渋滞の末尾が, L_{ih} の上流側交差点 i に到達した時の交差点 i の右折交通捌け台数 q_{jh} は, 式(3.10)となる.

$$q_{jh} = MC \quad (3.10)$$

一方、 L_{ih} に渋滞が形成されていなければ、交差点 i の各流入方向から L_{ih} に流入しようとする交通需要は、自由に L_{ih} に流入することができるため、この時の交差点 i の合流比は、各流入方向からの交通需要の比率と一致する。

式 (3.8) と式 (3.10) より、交差点 h で発生した渋滞車列の末尾が上流交差点 i に到達し、交差点 i の右折交通の捌け台数に影響を与えるようになった後の最初のリンク交通量 $Q_{ji}^{(2)}$ は、式 (3.11) となる。ここで、各リンクの残留率を ρ とする。

$$Q_{ji}^{(2)} = \frac{1}{\rho} MC \quad (3.11)$$

式 (3.11) の交通量が、渋滞が最初に延伸した時の式 (3.7) の交通量より小さい場合、下流リンク L_{ih} に形成された渋滞車列の影響によって、 L_{ji} の交通量 Q_{ji} が低下している状態と言え、その条件は式 (3.12) となる。

$$\begin{aligned} Q_{ji}^{(2)} &< Q_{ji}^{(1)} \\ \Leftrightarrow \frac{1}{\rho} MC &< C \\ \Leftrightarrow \frac{M}{\rho} &< 1 \end{aligned} \quad (3.12)$$

つまり、リンク交通量に占める下流交差点での残留率が、当該交差点の供給条件によって決まる合流比より大きい場合に、下流リンクの渋滞車列の影響を受けてネットワークの交通量が低下する。一方、式 (3.12) の不等式が非成立の場合、式 (3.11) は式 (3.7) よりも大きな値となるが、 C は各交差点の交通容量であり、交通量が C よりも大きくなることはない。従って、この時は式 (3.11) の交通量状態は出現せず、式 (3.7) に示す交通量状態（つまり、各リンクの交通量が、各リンクの下流側交差点の交通容量と等しい状態）で安定する。

式 (3.12) が成立していると、低下した交通量状態は、同様の過程を経て再び上流交差点に向かって伝播し、上流交差点に到達すると再び各リンクの交通量に変化が生じる。この過程が繰り返される結果、交通量状態の n 回目の上流伝播後の各リンクの交通量は、式 (3.13) となる。

$$Q_{ji}^{(n)} = \left(\frac{1}{\rho} M \right)^{n-1} C \quad (3.13)$$

導出された式 (3.13) の右辺の括弧内は、Daganzo (1996) で用いられた変数を用いると、補遺 I. に示す通り $[(1 + \alpha)(1 - \beta)]^{-1}$ に変形できるため、式 (3.13) は Daganzo (1996) で導出された式 (2.1) と同じ条件を示すものである。

次に、式 (3.12) が成立する場合に、ネットワークの交通量が低下する速度を考える。ここで、三角形で近似した交通量-密度関係の基本図 (Q-K 図) を考える。交差点 i で交通容量を交通需要が超過して渋滞が発生し、リンク L_{ji} 上を上流交差点 j に向かって渋滞が延伸する速度 $v_{sw_{ji}}^{(1)}$ は、渋滞発生前の基本図の自由流側 (三角形の左側の斜辺) の状態と、渋滞発生後の基本図の渋滞流側 (三角形の右側の斜辺) の状態間を結ぶ直線の傾きとなる。よって、 L_{ji} のリンク交通量が $Q_{ji}^{(n)}$ の時の交通密度を $k_{ji}^{(n)}$ とすると、式 (3.14) となる。

$$v_{sw_{ji}}^{(1)} = \frac{Q_{ji}^{(0)} - Q_{ji}^{(1)}}{k_{ji}^{(0)} - k_{ji}^{(1)}} \quad (3.14)$$

従って、交差点 i で発生した渋滞車列の末尾が、リンクの上流側交差点 j に到達するまでに要する時間 $t_{ji}^{(1)}$ は、式 (3.15) で与えられる。

$$t_{ji}^{(1)} = \frac{D}{v_{sw_{ji}}^{(1)}} \quad (3.15)$$

4 箇所の交差点で同時に発生した渋滞が、それぞれリンクの上流側交差点に到達して、ネットワーク上を渋滞車列が一周つながったことで、グリッドロック現象が生じて各交差点の右折交通の捌け台数が低下して生じた交通量状態が、再びリンクを上流側交差点に向かって伝播する衝撃波の速度は、Q-K 図の三角形の右側の斜辺の傾きと等しくなり、 Q_c を最大交通量、 k_c を臨界密度、 k_j をジャム密度とすると、式 (3.16) となる。

$$v_{sw_{ji}}^{(n)} = \frac{Q_c}{k_c - k_j} \quad (3.16)$$

以降、同様の過程が繰り返され、低下した交通量状態が 2 周、3 周、... とリンクの上流側交差点に向かって伝播する速度は、 n が 2 以上の時は式 (3.16) で表すことができ、

1 リンクの下流側交差点から上流側交差点までの伝播に要する時間 τ は、次式 (3.17) に示すように一定値となる。

$$t_{ji}^{(n)} = \frac{D}{v_{swji}^{(n)}} = \tau \quad (3.17)$$

以上より、各リンクに最初に渋滞車列が形成され、リンク交通量が C となってから、グリッドロック現象が生じてその交通量が半分になるまでの時間（半減期）を t_{-half} とすると、式 (3.18) で与えられる。

$$\begin{aligned} \left(\frac{1}{\rho}M\right)^{\frac{t_{-half}}{\tau}} C &= \frac{1}{2}C \\ \Leftrightarrow t_{-half} &= \frac{\tau \ln(2)}{\ln\left(\frac{\rho}{M}\right)} \end{aligned} \quad (3.18)$$

Daganzo (1996) でも、半減期を $\tau \ln(2)/\ln[(1-\beta)(1+\alpha)]$ と定式化しており、式 (3.18) も式 (3.13) と同様に、Daganzo (1996) で導かれた式と同じ結論を示している。

例えば $\rho = 2M$ の場合、式 (3.13) より、渋滞が単一格子ネットワークの周囲を一周つながった後、グリッドロック現象が生じて低下した交通量状態が上流に伝播したとき ($n = 2$) に、交通量は交差点の本来の交通容量 C の半分になる。一方、式 (3.18) より、この条件の時、 $t_{-half} = \tau$ となるため、グリッドロック現象による低下した交通量状態が、リンクを 1 回上流伝播する度に、交通量はその前の状態のちょうど半分になることがわかる。

また、式 (3.17) より、 τ は分子にリンク長 D を含む関数であるため、単一格子のリンク長が短い方が、交通量が半分になるまでに要する時間が短い。更に、分母はグリッドロック現象の発生条件式である式 (3.12) の逆数であり、 ρ/M が小さい方が交通量が半分になるまでに掛かる時間が短い。つまり、単一格子ネットワークのリンク長が短く、また、 ρ/M が小さい条件の時に、グリッドロック現象が生じた場合の交通量低下が急激に進行すると言える。

(3) 異方な条件下でのグリッドロック現象の発生条件の定式化

前節で検討したネットワーク性能や交通需要が等方な条件，すなわち同一な交通需要が，同一な交通容量の各交差点に同時に到達し，交通需要が交通容量を超過することで各交差点から渋滞が一様に発生する状況は，現実世界では極めて稀なケースである。

そこで，より現実的なケースとして，異方性のある交通需要条件下で，単一格子ネットワーク上を交通が自由流で流れている状態において，このネットワーク上の任意の1交差点が何らかの要因で交通容量が低下してボトルネックとなることで発生する渋滞を対象に，グリッドロック現象の発生条件を示す。交差点で交通容量が低下する要因としては，例えば歩行者交通の急増や，交通事故の発生等があり，東日本大震災時には，東京都心で歩行者が急増したことで，道路の交差点部や単路部において交通容量の低下が起こっていたと考えられており，このような交通容量の低下は現実的に生じ得る現象である。

ここで，単一格子ネットワークを構成する全てのリンクで，渋滞が生じずに通行できる交通需要条件を設定する。図-3.4に示すように，そこにある時点で，単一格子ネットワーク上の任意の1交差点（ここでは，交差点0とする）の交通容量が C' ($< C$)に低下する場合を考える。

低下後の交通容量が， L_{10} の交通需要 S_{10} より小さい場合，交差点0を起点に交差点1に向かって渋滞車列の延伸が始まる。従って，交差点0での渋滞発生条件は，式(3.19)で表される。

$$C' < S_{10} = S_1 + r_1 S_2 \quad (3.19)$$

式(3.19)が成立し，交差点0で発生した渋滞車列が交差点1に到達した時点の L_{10} の交通量 $Q_{10}^{(1)}$ は，ボトルネック交差点の交通容量に等しく，式(3.20)となる。

$$Q_{10}^{(1)} = C' \quad (3.20)$$

L_{10} の上流リンク L_{21} の交通需要 S_{21} に含まれる交差点1での右折交通需要のうち， L_{10} が受け入れられる交通量は，交差点1の合流比を用いて $M_1 C'$ となる。一方，交差

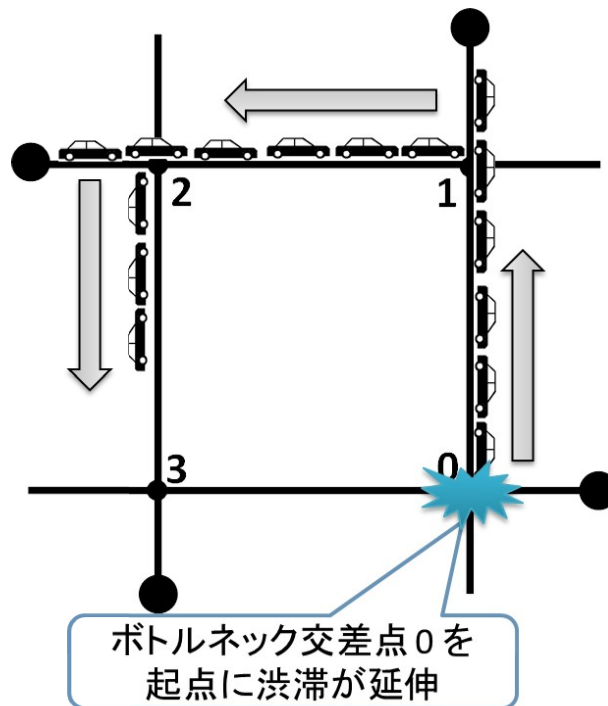


図-3.4 異なる条件下で4箇所の交差点で一様に渋滞延伸するイメージ

点1の単一格子ネットワークの外側のリンクで発生する交通需要 S_1 のうち、 L_{10} が受け入れられる交通量は、 $(1 - M_1)C'$ となる。

L_{21} 、及び交通需要 S_1 が発生するリンクそれぞれについて、交差点1での下流リンク L_{10} の受入可能交通量が変化することで、交通需要がそれを超過して交差点1で先詰まりによる渋滞が発生する場合と、交通需要がそれよりも小さいため変わらず自由流の状態を保つ場合の2通りが考えられるが、本研究では、両リンクともで渋滞が発生する場合を仮定する。 L_{10} 上の渋滞末尾が交差点1に到達し、その渋滞による先詰まりが生じて L_{21} 上で渋滞が発生する条件は、式(3.21)で与えられる。

$$M_1 C' < r_1 S_2 \quad (3.21)$$

式(3.21)が成立して L_{21} 上に渋滞が形成された時の L_{21} の交通量 $Q_{21}^{(1)}$ は、 L_{21} の残留率 ρ_{21} と、交差点1での右折交通の捌け台数 $M_1 C'$ を用いて式(3.22)で示される。

$$Q_{21}^{(1)} = \frac{M_1}{\rho_{21}} C' \quad (3.22)$$

交差点 1 と同様に， L_{21} 上を延伸した渋滞車列の末尾が交差点 2 に到達した後，その渋滞車列による先詰まりによって交差点 2 を起点とする渋滞が発生する条件は，式 (3.23) となる．

$$\begin{aligned} M_2 Q_{21}^{(1)} &< r_2 S_3 \\ \Leftrightarrow \frac{1}{\rho_{21}} M_1 M_2 C' &< r_2 S_3 \end{aligned} \quad (3.23)$$

式 (3.23) が成立し，交差点 2 を起点とする渋滞が延伸してその末尾が交差点 3 に到達した後の L_{32} の交通量 $Q_{32}^{(1)}$ は，式 (3.24) となる．

$$\begin{aligned} Q_{32}^{(1)} &= \frac{1}{\rho_{32}} M_2 Q_{21}^{(1)} \\ &= \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32}} M_1 M_2 C' \end{aligned} \quad (3.24)$$

同様に考えて， L_{32} 上の渋滞による先詰まりによって交差点 3 で渋滞が発生する条件は，式 (3.25) となる．

$$\begin{aligned} M_3 Q_{32}^{(1)} &< r_3 S_0 \\ \Leftrightarrow \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32}} M_1 M_2 M_3 C' &< r_3 S_0 \end{aligned} \quad (3.25)$$

交差点 3 の渋滞が延伸して交差点 0 に末尾が到達した時の L_{03} の交通量 $Q_{03}^{(1)}$ は，式 (3.26) となる．

$$\begin{aligned} Q_{03}^{(1)} &= \frac{1}{\rho_{03}} M_3 Q_{32}^{(1)} \\ &= \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} M_1 M_2 M_3 C' \end{aligned} \quad (3.26)$$

従って，交差点 0 を起点とする渋滞車列が，単一格子ネットワーク上を一周して交差点 0 までつながった時の L_{10} の交通量 $Q_{10}^{(2)}$ は，式 (3.27) で与えられる．

$$\begin{aligned}
Q_{10}^{(2)} &= \frac{1}{\rho_{10}} M_0 Q_{03}^{(1)} \\
&= \frac{M_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} C'
\end{aligned} \tag{3.27}$$

ここで、式(3.27)の右辺に現れるボトルネック交差点の交通容量 C' に対する $Q_{10}^{(2)}$ の比率を次式(3.28)の通り κ とする。

$$\kappa = \frac{M_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} \tag{3.28}$$

式(3.27)で与えられる $Q_{10}^{(2)}$ が、元の交通量 $Q_{10}^{(1)}$ (= ボトルネック交通容量 C') より小さくなる場合、単一格子ネットワーク上を一周つながった渋滞の影響によって、ボトルネック交差点の交通量が本来の交通容量から低下し、グリッドロック現象が生じている状態であると言える。従って、単一格子ネットワークにおけるグリッドロック現象の発生条件は、式(3.29)となる。

$$\begin{aligned}
Q_{10}^{(2)} &< Q_{10}^{(1)} \\
&\Leftrightarrow \frac{M_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} C' < C' \\
&\Leftrightarrow \frac{M_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} < 1 \\
&\Leftrightarrow \kappa < 1
\end{aligned} \tag{3.29}$$

この $Q_{10}^{(2)}$ に低下した交通量状態は、単一格子ネットワーク上を再び上流へ伝播する(2周目の上流伝播)。同様に考えると、この交通量状態の上流伝播が一周して、再び交差点0の下流まで戻ってきた時の、 L_{10} の交通量 $Q_{10}^{(3)}$ は、 $Q_{10}^{(3)} = \kappa^2 C'$ で与えられる。よって、式(3.29)が成立していれば、2周目の上流伝播が単一格子ネットワーク上を一周してボトルネック交差点の下流まで到達すると、更なる交通量の低下が生じる。

そして、3周目、4周目、...、と更に低下した交通量状態の上流伝播が繰り返され、この上流伝播が n 周した時の L_{10} のリンク交通量 $Q_{10}^{(n)}$ は、式(3.30)で与えられる。

$$Q_{10}^{(n)} = \kappa^{n-1} C' \tag{3.30}$$

一方、渋滞車列がこのネットワークを一周して、ボトルネック交差点の下流リンクまでつながっても、式(3.29)が成立せず $\kappa \geq 1$ の場合は、式(3.27)による $Q_{10}^{(2)}$ はボトルネック交差点の交通容量 C' より大きな値となるが、交差点 0 から流出できる交通量はボトルネック交通容量で制約されるため、 $Q_{10}^{(2)} = Q_{10}^{(1)} = C'$ となる。すなわち、渋滞車列が一周つながってもグリッドロック現象は生じず、交通量はボトルネック交通容量 C' を維持したまま安定する。

ここで、単一格子ネットワークの周囲を渋滞車列が一周つながった時に、単一格子ネットワークでどのような交通現象が生じているかを理解するため、単一格子ネットワークへの流入交通量と、単一格子ネットワークからの流出交通量の関係による収支の観点で考察する。

まず、単一格子ネットワークへの流入交通量を整理する。 L_{10} の交通量が $Q_{10}^{(n)}$ の時、交差点 1 の単一格子ネットワークの外側の交通需要 S_1 が発生するリンクから L_{10} に流入できる交通量を $E_1^{(n)}$ とすると、式(3.31)で表される。

$$E_1^{(n)} = (1 - M_1)Q_{10}^{(n)} \quad (3.31)$$

この時、 L_{21} のリンク交通量は、 $Q_{21}^{(n)} = M_1 Q_{10}^{(n)} / \rho_{21}$ となるため、交差点 2 の単一格子ネットワークの外側の交通需要 S_2 が発生するリンクから L_{21} へ流入できる交通量 $E_2^{(n)}$ は、式(3.32)となる。

$$E_2^{(n)} = (1 - M_2) \frac{1}{\rho_{21}} M_1 Q_{10}^{(n)} \quad (3.32)$$

同様に考えて、 $E_3^{(n)}$ 、 $E_0^{(n)}$ は、それぞれ次式(3.33)、(3.34)となる。

$$E_3^{(n)} = (1 - M_3) \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32}} M_1 M_2 Q_{10}^{(n)} \quad (3.33)$$

$$E_0^{(n)} = (1 - M_0) \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} M_1 M_2 M_3 Q_{10}^{(n)} \quad (3.34)$$

次に、単一格子ネットワークからの流出交通量を考える。 $Q_{21}^{(n)} = M_1 Q_{10}^{(n)} / \rho_{21}$ の時、交差点 1 から単一格子ネットワークの外部へ流出する交通量を $O_1^{(n)}$ とし、式(3.35)となる。

$$O_1^{(n)} = \frac{1 - \rho_{21}}{\rho_{21}} M_1 Q_{10}^{(n)} \quad (3.35)$$

同様に，交差点 1 以外の各交差点からの流出交通量 $O_2^{(n)}$ ， $O_3^{(n)}$ ， $O_0^{(n)}$ は，それぞれ次式 (3.36)，(3.37)，(3.38) となる．

$$O_2^{(n)} = \frac{1 - \rho_{32}}{\rho_{32}} M_2 \frac{1}{\rho_{21}} M_1 Q_{10}^{(n)} \quad (3.36)$$

$$O_3^{(n)} = \frac{1 - \rho_{03}}{\rho_{03}} M_3 \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32}} M_1 M_2 Q_{10}^{(n)} \quad (3.37)$$

$$O_0^{(n)} = \frac{1 - \rho_{10}}{\rho_{10}} M_0 \frac{1}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} M_1 M_2 M_3 Q_{10}^{(n)} \quad (3.38)$$

以上より，単一格子ネットワークへの流入交通量は，図-3.5 に示す通り，式 (3.31) ～ (3.34) の総和となる．一方，単一格子ネットワークからの流出交通量は，図-3.6 に示す通り，式 (3.35)～(3.38) の総和となる．従って単一格子ネットワークの交通量の収支は，次式 (3.39) で与えられる（式 (3.39) の導出の詳細は補遺 II. を参照）．

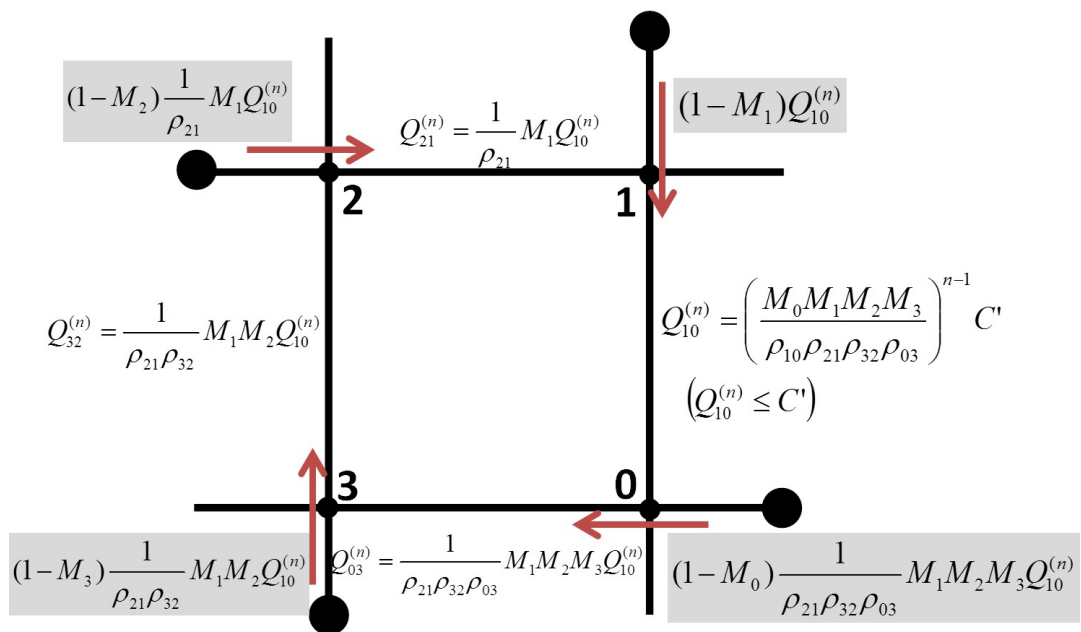


図-3.5 単一格子ネットワークへの流入交通量

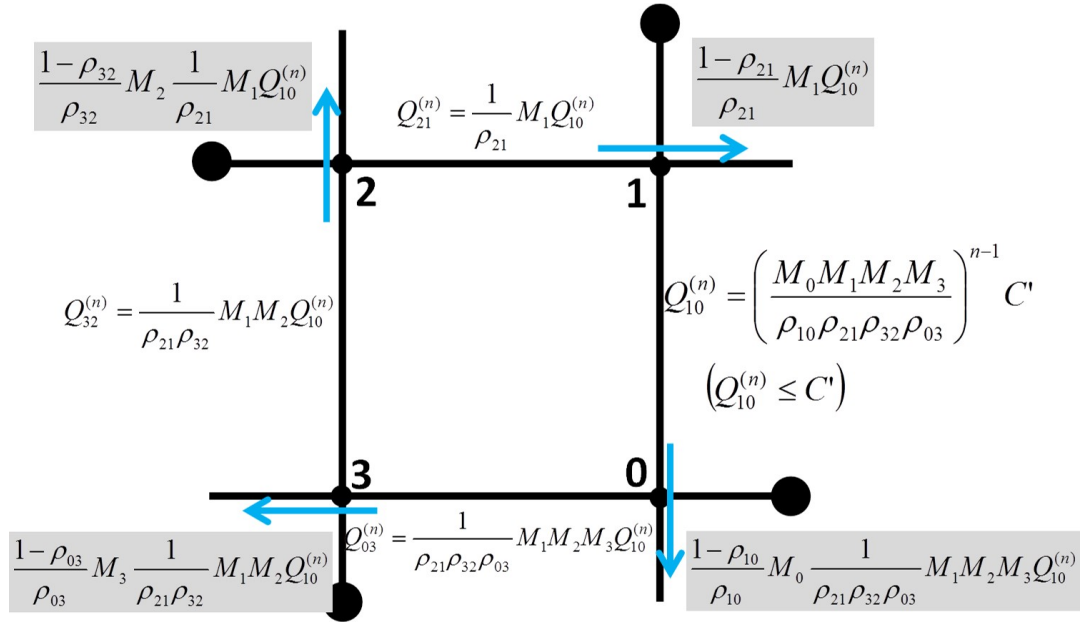


図-3.6 単一格子ネットワークからの流出交通量

$$\begin{aligned}
 E_1^{(n)} + E_2^{(n)} + E_3^{(n)} + E_0^{(n)} - (O_1^{(n)} + O_2^{(n)} + O_3^{(n)} + O_0^{(n)}) \\
 = (1 - \kappa) \kappa^{n-1} C'
 \end{aligned}
 \tag{3.39}$$

ここで、 $\kappa \geq 0$ であるため、式(3.39)より、単一格子ネットワークの収支が正となる、すなわち、このネットワークに流入する交通量が、流出する交通量より大きくなる場合の条件は、式(3.40)となる。

$$\begin{aligned}
 1 - \kappa > 0 \\
 \Leftrightarrow \kappa < 1
 \end{aligned}
 \tag{3.40}$$

この導出された式(3.40)は、式(3.29)と同式である。つまり、式(3.29)が成立し、グリッドロック現象によって低下した交通量状態が、単一格子ネットワーク上を2周、3周、...、と上流伝播を繰り返しながらネットワークの交通量が低下している状態を、ネットワークの交通の収支の観点から見ると、このネットワークへの流入交通量がネットワークからの流出交通量を超過しているため、ネットワーク上に存在する車両台数が

時間経過とともに増加し、交通密度が増大している状態にあると言える。この状態が継続すると、やがてネットワークの交通密度がジャム密度に達し、交通が全く動けない状態（デッドロック）に至る。

一方、 $Q_{10}^{(n)} = C'$ となり、ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合は、流出交通量と流入交通量が均衡し、ネットワーク上の車両存在台数が一定となっている状態である。

次に、式 (3.29) が成立してグリッドロック現象が発生し、低下した交通量状態が上流へ伝播する衝撃波の速度を考える。ここでも前節と同様に考え、伝播速度が式 (3.14) で与えられるとすれば、ボトルネック交差点である交差点 0 で発生した渋滞が、このネットワークを一周して交差点 0 の下流に最初に到達するまでに要する時間 $t^{(1)}$ は、次式 (3.41) で与えられる。

$$t^{(1)} = \frac{D}{v_{sw10}^{(1)}} + \frac{D}{v_{sw21}^{(1)}} + \frac{D}{v_{sw32}^{(1)}} + \frac{D}{v_{sw03}^{(1)}} \quad (3.41)$$

また、渋滞車列がこのネットワーク上を一周つながった後の、グリッドロック現象によって低下した交通量状態が上流伝播する速度は、周回数によらず式 (3.16) で与えられるため、 n 周目の上流伝播がこのネットワークを一周するのに要する時間 $t^{(n)}$ は、次式 (3.42) となる。

$$t^{(n)} = \frac{4D}{v_{sw}^{(n)}} = 4 \tau \quad (3.42)$$

従って、渋滞が最初に延伸した時のリンク交通量 $Q_{10}^{(1)} = C'$ が、グリッドロック現象によって半分に低下するまでに掛かる時間 t_{-half} は、次式 (3.43) で与えられる。

$$\begin{aligned} \kappa^{\frac{t_{-half}}{4 \tau}} C' &= \frac{1}{2} C' \\ \Leftrightarrow t_{-half} &= \frac{4 \tau \ln(2)}{\ln(1/\kappa)} \end{aligned} \quad (3.43)$$

式 (3.43) より、グリッドロック現象によって交通量が、元のボトルネック交通容量の半分に低下するのに掛かる時間は、ボトルネックの交通容量 C' の大きさによらず、 κ と τ で決まることがわかる。また、等方な条件の場合と同様に、式 (3.43) の分子に

τ を含むことから、格子のリンク長が短い方が、分母に κ を含むことから κ が小さい方が、グリッドロック現象が生じた時に交通量の低下が早く進行すると言える。

(4) 残留率の遷移

本節では、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながった時に、 L_{ji} のリンク交通量に占める下流側交差点 i での残留率 ρ_{ji} の遷移過程について考察する。なお、以降の検討においては、いずれの交差点からの交通需要も、このネットワーク上のどのリンクにも渋滞が形成されるのに十分なだけ存在する状況を仮定する。

先述の通り、残留率 ρ_{ji} は、 L_{ji} のリンク交通量 Q_{ji} に占めるリンク下流側交差点 i で右折して単一格子ネットワークに残留する交通の割合である。 L_{10} の残留率 ρ_{10} は、交差点 0 を起点に L_{10} 上に発生した渋滞車列の末尾が、上流側交差点 1 に到達する前は、交差点 1 でこのネットワークに流入する交通需要 S_1 と、交差点 2 でこのネットワークに流入する交通需要 S_2 のうち交差点 1 で右折して L_{10} に流入する交通需要 $r_1 S_2$ の関係によって決まるため、式(3.44)で表される。

$$\begin{aligned}\rho_{10} &= \frac{r_0 S_1}{S_1 + r_1 S_2} \\ &= \frac{r_0 S_1}{S_{10}}\end{aligned}\tag{3.44}$$

しかし、 L_{10} 上の渋滞末尾が上流交差点 1 に到達すると、この渋滞車列のために交差点 1 から L_{10} に交通が自由に流入できず、交差点 1 の合流比 M_1 に従って流入するようになるため、その後の L_{10} 上の交通に含まれる交差点 0 で右折する交通の割合は、渋滞末尾の到達前と比べて変化する。この変化した残留率 ρ_{10} は、式(3.45)で表される。

$$\begin{aligned}\rho_{10} &= (1 - M_1) \frac{r_0 S_1}{S_1} \\ &= (1 - M_1) r_0\end{aligned}\tag{3.45}$$

同様の現象が単一格子ネットワーク上の他のリンクでも起こり、例えば、 L_{21} の残留率 ρ_{21} は、 L_{21} 上に形成される渋滞末尾が交差点 2 に到達する前が式(3.46)、交差点 2 に到達した後は式(3.47)となる。

$$\begin{aligned}\rho_{21} &= \frac{r_1 S_2}{S_2 + r_2 S_3} \\ &= \frac{r_1 S_2}{S_{21}}\end{aligned}\tag{3.46}$$

$$\begin{aligned}\rho_{21} &= (1 - M_2) \frac{r_1 S_2}{S_2} \\ &= (1 - M_2) r_1\end{aligned}\tag{3.47}$$

つまり，リンクの交通量に占める下流側交差点における残留率は，そのリンク上に形成された渋滞車列の末尾がリンク上流側交差点に到達する前の状態と，渋滞末尾が上流側交差点に到達した後の状態とがある．ここでは，前者の交通需要の比率によって決まる残留率を，交通需要で規定された残留率，後者の交差点の合流比に従って交通が流入した時の残留率を，リンク上流側ノードの供給条件で規定される残留率とする．表-3.1 に，これら2つの各状態における残留率を，単一格子ネットワークの全リンクについて整理したものを示す．

表-3.1 各リンクの交通量に占める残留率

	交通需要で規定された残留率	上流ノードの供給条件で規定された残留率
ρ_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}}$	$r_0(1 - M_1)$
ρ_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}}$	$r_1(1 - M_2)$
ρ_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}}$	$r_2(1 - M_3)$
ρ_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + q_{13}} = \frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'}$	$r_3(1 - M_0)$

つまり，単一格子ネットワーク上のあるリンク L_{ji} の残留率 ρ_{ji} は，上流側交差点 j で単一格子ネットワークの外側から流入する交通量と，上流リンク L_{kj} から右折して流

入する交通量との割合によって決まる。 L_{ji} に形成された渋滞車列の末尾が交差点 j に達するまでは、交差点 j の交通需要によって残留率 ρ_{ji} が決まり、式 (3.48) で与えられる。

$$\rho_{ji} = \frac{r_i S_j}{S_j + r_j S_k} \quad (3.48)$$

一方、 L_{ji} の渋滞末尾が交差点 j に到達し、交差点 j の合流比 M_j で残留率が規定された交通が、 L_{ji} を進行して下流交差点 i に到達すると、式 (3.49) の通り M_j と r_i によって ρ_{ji} が決まるようになる。

$$\rho_{ji} = r_i(1 - M_j) \quad (3.49)$$

なお、異方な条件下では、交差点 0 をボトルネック交差点として、その交通容量を C' としているため、交差点 0 で右折して L_{03} に流入する交通量 q_{13} は、他のリンクと状況が異なり式 (3.50) で与えられ、その結果 L_{03} の下流交差点 3 における残留率 ρ_{03} も式 (3.51) となり、他のリンクと異なる。

$$q_{13} = \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C' \quad (3.50)$$

$$\rho_{03} = \frac{r_3 S_0}{S_0 + q_{13}} = \frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} \quad (3.51)$$

そして、交差点 j において残留率 ρ_{ji} が変化した交通が、 L_{ji} の下流側交差点 i に向かって進行し、交差点 i に到達すると、式 (3.8) に従って L_{ji} のリンク交通量 Q_{ji} が変化する。

残留率 ρ_{ji} が変化し、それに伴ってリンク交通量 Q_{ji} が変化する例を、図-3.7 に示す。 $S_2 = 2S$, $r_1 = 1/2$, $r_2 S_3 = S$ とする。 L_{21} 上に形成される渋滞車列の末尾が交差点 2 に到達する前は、交通需要で規定された残留率 $\rho_{21} = r_1 S_2 / (S_2 + r_2 S_3) = 1/3$ となり、交差点 1 の直近上流の L_{21} のリンク交通量は、交差点 1 の右折交通の捌け台数 q_{20} を用いて $Q_{21} = 3q_{20}$ である。しかし、交差点 2 に渋滞車列の末尾が到達することでその影響を受けて、交差点 2 で合流比 $M_2 = 1/2$ に従って交通が流入するようになると、残留率は $\rho_{21} = r_2(1 - M_2) = 1/4$ に変化する。

しかし、この残留率の変化が起こっても、すぐに Q_{21} が変化することではなく、 L_{21} 上に元の残留率 $\rho_{21} = 1/3$ の交通と、変化した残留率 $\rho_{21} = 1/4$ の交通の、残留率の異なる2つの交通の相が生じる。そして、変化した残留率の交通が、 L_{21} を進行して交差点1に到達すると、交差点1の残留率が変わり、 L_{21} のリンク交通量が $Q_{21} = 4q_{20}$ となり、交通量がそれまでの4/3倍に増加する。

この交通量の変化によって、 L_{21} 上に生じる、それまでの $Q_{21} = 3q_{20}$ と、変化した $Q_{21} = 4q_{20}$ の2つの交通量状態の不連続面が上流に向かって伝播し、 L_{21} の上流側交差点2に到達すると、交差点2での右折交通の捌け台数が増加し、その結果 L_{32} のリンク交通量 Q_{32} も増加する。同様に、 Q_{32} の変化が上流側リンクへと伝播し、単一格子ネットワークの他のリンクへと影響が広がっていく。

但し、ボトルネック交差点である交差点0では、交差点の交通容量が C' に制限されているため、残留率が変化しても L_{10} の交通量 Q_{10} がボトルネック交通容量 C' 以上に増加することは起こらない。

以上より、単一格子ネットワークを構成する各リンクの残留率 ρ_{ji} は、そのリンクの渋滞末尾がリンク上流側交差点に到達する前後で、その交差点の各流入部から流入する交通量が変わるため、それに伴って ρ_{ji} も表-3.1に示すように変化する。そしてこの ρ_{ji} の変化は、グリッドロック現象の発生条件式として導出した、式(3.12)や式(3.29)の不等式の成立可否を左右するため、単一格子ネットワークの周囲を渋滞が一周つなげた後の最終的に到達する交通状態を変化させる可能性がある。このことについて、次節で考察する。

(5) 残留率の遷移過程を踏まえた可到達交通状態

グリッドロック現象の発生条件として導出した式(3.12)、式(3.29)は、交差点の合流比 M_i とリンク交通量に占める残留率 ρ_{ji} の大小関係で決まるため、その成立可否は残留率 ρ_{ji} によるが、3-(4)で整理した通り、 ρ_{ji} は L_{ji} の渋滞末尾が交差点 j に到達する前後で変化するため、式(3.12)、式(3.29)の成立可否もこれに応じて変わる。

L_{ji} に形成された渋滞の影響を受けることで、交差点 j の合流比 M_j に従って L_{ji} の残留率が決まる (ρ_{ji} が表-3.1の右側) 状態で式(3.12)、式(3.29)が成立すれば、ネッ

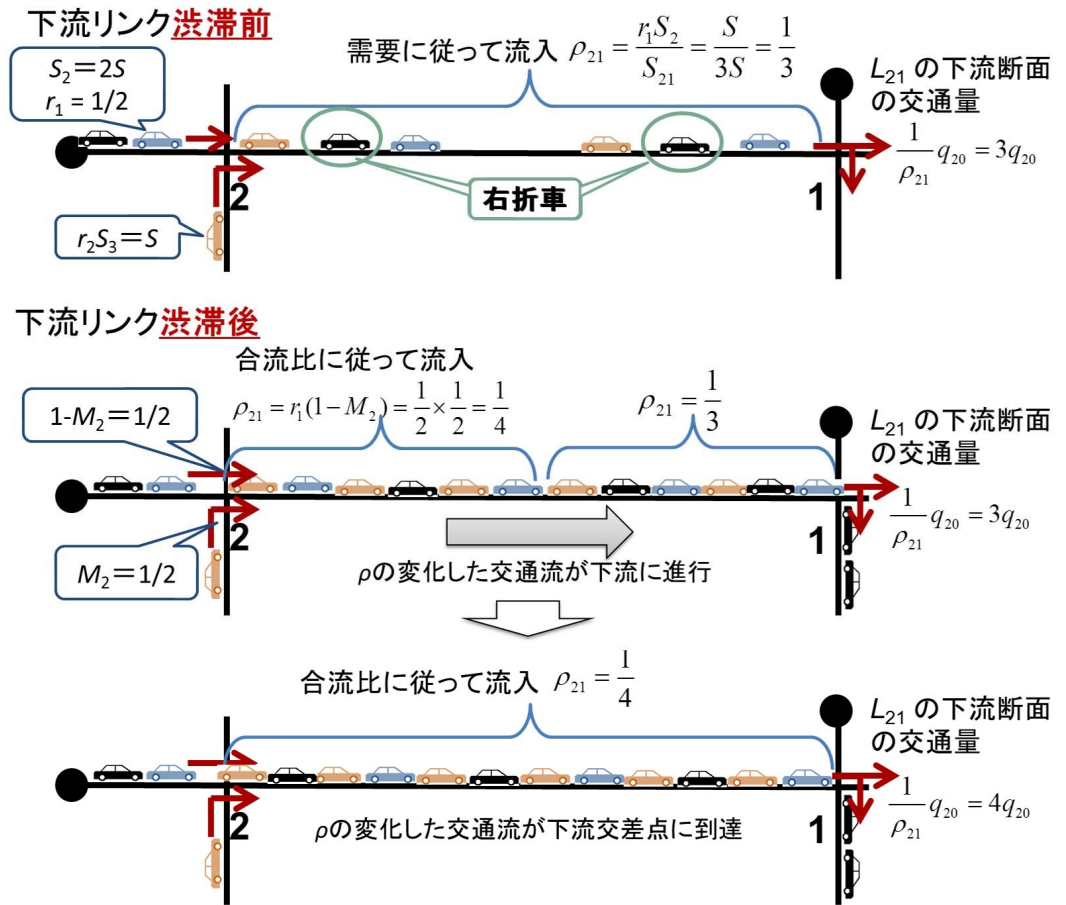


図-3.7 L_{21} の残留率と L_{21} の下流断面における交通量の変化

ネットワークの交通量は時間経過とともに徐々に低下する。一方、渋滞末尾が上流交差点に到達する前の状態 (ρ_{ji} が表-3.1 の左側の状態) で式 (3.12), 式 (3.29) が成立していても、渋滞末尾の到達後に非成立になれば、ネットワークの交通量はその時点でそれ以上低下しなくなる。但し、3-(4) で論じたように、残留率の変化した交通がリンクの下流交差点 i に到達し、その影響で変化したリンク交通量の状態が、再びリンク L_{ji} を上流伝播して上流交差点 j に到達するまでの間は、式 (3.12), 式 (3.29) が成立した状態であるため、その間はネットワークの交通量は低下する。また、渋滞末尾の到達前、ならびに到達後のいずれの場合においても、式 (3.12), 式 (3.29) が成立しなければ、渋滞車列が単一格子ネットワーク上を一周つながったとしても、グリッドロック現象が生じることはなく最初に渋滞が伸びた時の交通量のままで安定する。

以上の考察にもとづき、まずは 3-(2) で対象とした等方なネットワーク性能、交通需

要条件下で、4箇所の各交差点から渋滞が一様に延伸するケースを考える。この時のグリッドロック現象の発生条件である式 (3.12) の残留率 ρ が変化することを踏まえると、残留率の遷移前が式 (3.52)、遷移後が式 (3.53) となる。

(残留率遷移前)

$$M < \frac{rS}{S + rS} \quad (3.52)$$

$$\Leftrightarrow M < \frac{r}{1+r}$$

(残留率遷移後)

$$M < r(1 - M) \quad (3.53)$$

$$\Leftrightarrow M < \frac{r}{1+r}$$

式 (3.52), (3.53) より、残留率の遷移前と遷移後が同じ式であるため、残留率の遷移前後で式 (3.52) が成立し、式 (3.53) が非成立となることや、またその逆のケースについても起こり得ないことがわかる。つまり、等方な交通需要条件下で一様に渋滞延伸する場合は、 ρ_{ji} の遷移前後でグリッドロック現象の発生条件式 (3.12) の成立可否が変わらないため、残留率遷移前に式 (3.12) が成立すれば、遷移後も変わらず成立し、遷移前に非成立であれば遷移後も非成立となる。従って、残留率遷移前の式 (3.12) の成立可否で最終的に到達する $Q_{10}^{(n)}$ の状態が決まり、残留率の遷移前に式 (3.12) が非成立であれば、(i) 交差点の交通容量を維持したまま安定する場合、残留率の遷移前に式 (3.12) が成立すれば、(ii) グリッドロック現象によって 0 まで低下する場合 (デッドロック)、のいずれかの交通状態となる。

一方、3-(3) で考察した単一格子ネットワーク上の一交差点 (交差点 0) がボトルネック交差点となり、その交差点を起点とする渋滞車列がこのネットワーク上を延伸して一周つながるケースを考える。このケースでは、表-3.1 の交通需要や合流比が様々な値を取り得るため、等方な条件下のように残留率の遷移前後でグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) の成立可否が変化しないとは言えない。従って、このケースにおける渋滞車列が単一格子ネットワークの周囲を一周つながった後の最終的に到達する $Q_{10}^{(n)}$ の状態には、下記の 3 つの交通状態が起こり得る。

(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合

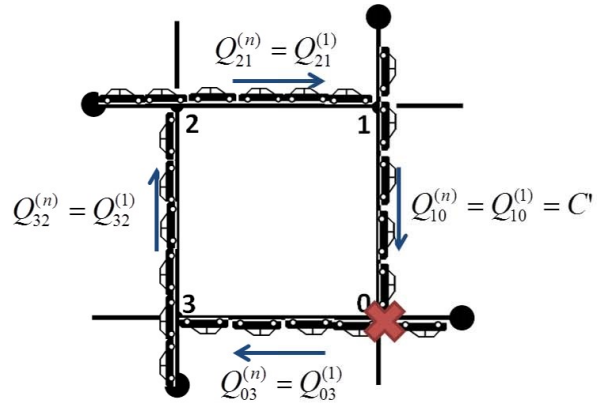
(ii) グリッドロック現象によって 0 まで低下する場合 (デッドロック)

(iii) (ii) の特殊ケースとして、グリッドロック現象によってボトルネック交通容量以下に落ちるが、0まで低下せずに安定する場合

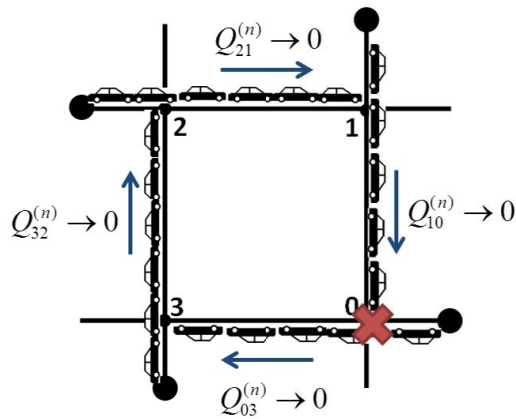
すなわち式 (3.29) の不等式が、表-3.1 の右側で $\kappa \geq 1$ (但し、 $\kappa = 1$ については、以下の (iii) のケースを除く) であれば (i) の状態、表-3.1 の右側で $\kappa < 1$ であれば (ii) の状態、表-3.1 の左側で $\kappa < 1$ 、右側で $\kappa = 1$ であれば (iii) の状態になる。このうち、(ii)、(iii) の交通状態が、本研究で定義するグリッドロック現象に相当する。図-3.8 に、この3つの交通状態の概念を示す。

以上より、渋滞車列が単一格子ネットワークの周囲を一周つながった後の最終的に到達する交通状態として、残留率の遷移を加味すると、等方な条件下では、渋滞がつながる前と変わらないか、デッドロックという2つの交通状態のいずれかに帰着するのに対し、異方な条件下では、ボトルネック交通容量以下に低下するものの、0まで低下せずに安定するという、3つ目の交通状態が起こり得る。

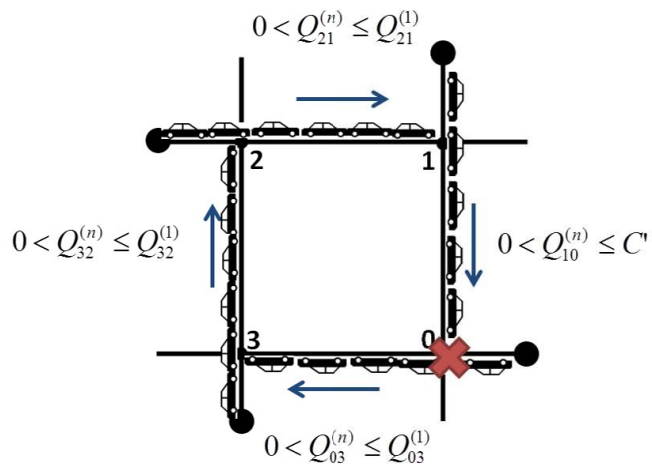
表-3.2 に、異方な条件下における残留率の遷移前後の式 (3.29) の成立可否をパターン分けし、その結果としてネットワークが最終的に到達する交通状態を整理した。表-3.2 より、最終的な交通状態に到達するまでに、理論的には9つの進展過程のパターンが生じ得ると言える。



(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合



(ii) 0まで低下する場合 (デッドロック)



(iii) ボトルネック交通容量以下に落ちるが 0まで低下せず安定する場合

図-3.8 単一格子ネットワークで渋滞が一周つながった後の最終的な3つの可到達交通状態

表-3.2 残留率の遷移に伴うグリッドロック発生条件の成立有無と最終的な可到達交通状態

パターン	需要で規定 (された残留率)	上流ノードの供給条件で規定 (された残留率)	到達 状態
①	$\kappa < 1$	$\kappa < 1$	(ii)
②		$\kappa = 1$	(iii)
③		$\kappa > 1$	(i)
④	$\kappa = 1$	$\kappa < 1$	(ii)
⑤		$\kappa = 1$	(i)
⑥		$\kappa > 1$	(i)
⑦	$\kappa > 1$	$\kappa < 1$	(ii)
⑧		$\kappa = 1$	(i)
⑨		$\kappa > 1$	(i)

表-3.2 のパターン①, ④, ⑦は, 渋滞末尾到達後の状態において式 (3.29) が成立するため, ネットワークの交通量が低下し, 最終的に (ii) の状態となる.

パターン②, ③は, 渋滞末尾到達前の交通需要のみに従った残留率の時には式 (3.29) が成立するため, ネットワークの交通量は低下するが, 残留率の変化した交通の影響が伝播することで式 (3.29) が非成立となるため, 交通量の低下が止まるパターンである. パターン②については, 渋滞後に式 (3.29) が等号となるため, 式 (3.29) が成立している間に低下した交通量状態で安定する. 一方, ③については, 式 (3.29) の不等号が逆転することから, 残留率の遷移後にネットワークの交通状態が改善する方向に向かい, 最終的にボトルネック交通容量の状態で安定する.

パターン⑤, ⑥, ⑧, ⑨は, 式 (3.29) が常に成立しないため, 渋滞車列が一周つながってもボトルネック交通容量の状態から変化しないケースである.

Daganzo (1996) では等方な条件のみ, かつ残留率の遷移を考慮していないため, 表-3.2 のパターン①, ⑤, ⑨のみが導かれ, 最終的な交通状態としても (i) もしくは (ii)

の2つの状態が予見されていた。一方、異方な条件を対象にし、かつ残留率の遷移過程を考慮すると、最終的な交通状態として、等方な条件下では出現しない (iii) の状態が出現し得ること、また、最終的な交通状態に至るまでの過程に9つのパターンが出現し得ることが示された。

この9つのパターンのうち、現実には式 (3.29) の左辺と右辺で等号の関係が成立するパターン②, ④, ⑤, ⑥, ⑧の実現確率は低いため、実際にはパターン①, ③, ⑦, ⑨のいずれかが出現する可能性が高いと考えられる。

特に Daganzo (1996) では出現しなかったパターン③は、渋滞が一周つながることでグリッドロック現象が生じて交通量が低下するが、残留率の遷移の影響が伝播すると交通量が回復に転じることとなり、 Q_{10} は最終的にボトルネック交通容量で安定する。また、パターン⑦は、渋滞車列が繋がった最初の段階では交通量が低下せずグリッドロック現象が生じないケースのように見えるが、残留率の遷移の影響が伝播すると急に自発的に交通量が低下し始め、グリッドロック現象に変化して最終的にデッドロックに至ってしまうという極めて特徴的な現象が観測される。

これらのパターンは、一般的に観測されるリンクの断面交通量からのみでは、最終的にどのような状態に向かっているかを判断できない現象であり、本研究で明らかにしたメカニズムをもとに、残留率や合流比等の指標も併せて把握することで判断することが可能となる。

(6) 本章のまとめ

本章では、まず、既往研究でも対象とされた、ネットワーク性能や交通需要等の条件が等方な場合を仮定し、単一格子ネットワーク上の4箇所全ての交差点で一様に渋滞が延伸し、それが単一格子ネットワークの周囲を一周つながることで、ネットワークを通行する交通が下流側リンクに形成された渋滞車列の影響を受けて、交差点の交通量が本来有する交通容量よりも自己崩壊的に低下する（グリッドロック現象）場合の条件式を導出した。

次に、より現実的なケースとして、交通需要等の条件が異方な場合を仮定し、単一格子ネットワーク上の1箇所のボトルネック交差点を起点とする渋滞が、このネット

ワーク上を延伸して一周つながった時に、ボトルネック交差点の交通量が元の交通容量よりも低下する条件式を同様に導出した。

導出したこれら条件式は、 L_{ji} の残留率 ρ_{ji} と、交差点の合流比 M_i の大小関係によって決まる式となっている。この残留率 ρ_{ji} は、交差点 j における各流入方向から L_{ji} に流入する交通量の割合によって決まり、これは L_{ji} 上に形成された渋滞車列の末尾が、リンク上流側交差点 j に到達する前後で変化し得るため、グリッドロック現象の発生の条件式の成立可否もそれに伴って変化し得る。

交通需要等の条件が等方な場合は、この残留率が遷移する現象が生じる前後で、グリッドロック現象の発生条件式の成立可否は変化しないが、異方な条件の場合は、残留率の遷移前後でグリッドロック現象の発生条件式の成立可否が変化する場合がある。そして、その結果として、単一格子ネットワークの周囲を渋滞が一周つながった時の最終的に到達する交通状態が、等方な条件の場合は、(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合、(ii) グリッドロック現象によって 0 まで低下する場合（デッドロック）の 2 つの状態であるのに対し、異方な条件の場合は、これらの状態に加えて、(ii) の特殊ケースとして、グリッドロック現象によってボトルネック交通容量以下に落ちるが、0 まで低下せずに安定する場合 ((iii)) という 3 つ目の状態が生じ得ることを明らかにした。

また、この残留率の遷移過程を考慮すると、異方な条件下では、最終的な交通状態に至るまでの進展過程として 9 つのパターンが導かれた。その中には、渋滞が単一格子ネットワークの周囲を一周つながった時点では、グリッドロック現象による交通量の低下が起これなくとも、残留率が遷移するとその時点から、交通量の低下が自発的に突然始まるといった特徴的な交通現象が含まれることを示した。

4. 最終的な交通状態に至るまでの状態遷移過程

(1) 状態遷移過程の数値計算方法

本章では、前章で理論的にその存在を導いた、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながった後の最終的に到達する交通状態である、(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合、(ii) グリッドロック現象によって0まで低下する場合(デッドロック)、(iii) (ii)の特殊ケースとして、グリッドロック現象によってボトルネック交通容量以下に落ちるが、0まで低下せずに安定する場合、の3つの交通状態が実際に起こり得ることを、現実的な条件設定の下で数値計算によって示す。

数値計算には、ネットワークを構成する各道路の交通容量等の性能や、交通需要等を与件として、ネットワークの各リンクの交通量や交通密度等の交通状態量の時間変化を計算し、単一格子ネットワーク上の渋滞車列の延伸、ならびにグリッドロック現象によって低下した交通量状態が上流伝播する状況を再現できるプログラムを作成し、それを用いた。

数値計算では、単一格子ネットワークの各リンク、ならびに各交差点に対して、図-4.1に示す三角形で近似した交通量-密度の特性を示すQ-K図を与える。Q-K図において、ボトルネック交差点で発生した渋滞が L_{ji} 上を延伸した時の交通量 $Q_{ji}^{(1)}$ と、渋滞が生じる前の交通量 $Q_{ji}^{(0)}$ の間を結ぶ直線(図中(1))の傾きが、渋滞が L_{ji} 上を延伸する速度を表す。また、 $Q_{ji}^{(1)}$ と、グラフの原点を結ぶ直線(図中(2))の傾きが、その時の L_{ji} のリンク速度である。また、 L_{ji} に形成された渋滞車列の末尾が交差点 j に到達し、交差点 j で残留率が変化した交通が L_{ji} 上を進行して交差点 i に達し、式(3.8)に従って生じる L_{ji} の交通量状態(図中 $Q_{ji}^{(1)}$)が、交差点 j に向かって上流伝播する速度は、渋滞流中の衝撃波の伝播速度となるため、 $Q_{ji}^{(1)}$ と $Q_{ji}^{(1)}$ の間を結ぶ直線(図中(3))の傾

きとなる。

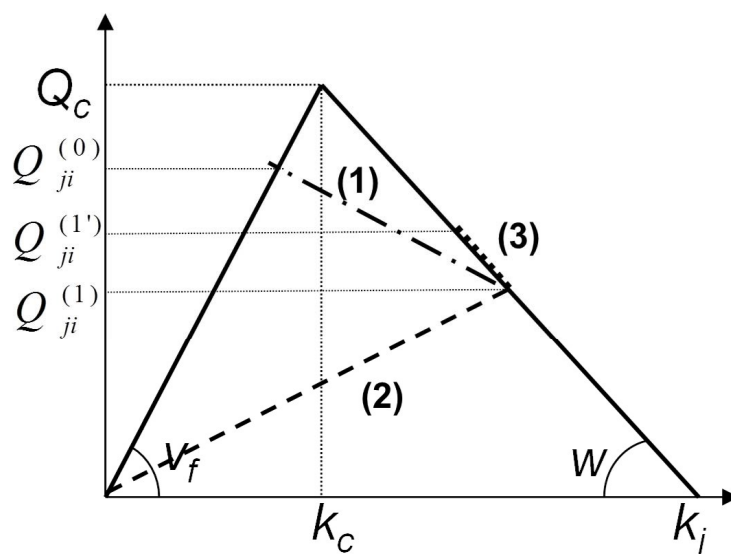


図-4.1 Q-K 図と交通量状態の伝播速度

なお、単一格子ネットワークの周囲に渋滞が形成され、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の2周目以降の上流伝播速度は、三角形で近似した Q-K 図を用いる場合は、図-4.1 の (3) の傾きで一定となる。

以降で結果を示す数値計算にあたっては、単一格子ネットワークを構成するリンク、ならびにその外側の交通需要の発生ノードを設定するリンクの全てに対し、図-4.1 で最大交通量（交通容量、 Q_c ）1,800 [台/時]、臨界密度（ k_c ）36 [台/km]、ジャム密度（ k_j ）140 [台/km] と設定した。

(2) 状態遷移過程の数値計算結果

a) ボトルネック交通容量を維持したまま安定するケース

単一格子ネットワークで、 $i = 0 \sim 3$, として、 $D = 300$ [m], $S_i = 1,300$ [台/時], $r_i = 0.3$, $M_i = 0.24$, $C' = 1,400$ [台/時] のケースを考える。初期状態では、各リンク上を交通が自由流で流れており、その時のリンク交通量はリンクの交通需要に等しく、 $Q_{ji} = S_j + r_j S_k = 1,690$ [台/時] である。この状態で、交差点 0 が何らかの要因で交通容量が C' に低下し、ボトルネック交差点になった場合を考える。

M_i と、交通需要で規定される場合、ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} 、及びそれぞれの積の関係を整理すると、表-4.1 の通りである。この条件の時、残留率が遷移する前後いずれの状態でも、グリッドロック現象の発生条件式 (3.29) は成立しないため、表-3.2 のパターン⑨のケースであり、最終的にはボトルネック交通容量を維持したまま安定する。

表-4.1 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン⑨)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.231$	$r_0(1 - M_1) = 0.228$	$M_0 = 0.24$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.231$	$r_1(1 - M_2) = 0.228$	$M_1 = 0.24$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.231$	$r_2(1 - M_3) = 0.228$	$M_2 = 0.24$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.240$	$r_3(1 - M_0) = 0.228$	$M_3 = 0.24$
II	0.0030	0.0027	0.0033

この条件下で数値計算を行った結果を、図-4.2 に示す。図-4.2 の4つの図は、単一格子ネットワークを構成する4本の各リンクで渋滞の影響が上流伝播する様子を、上から L_{10} 、 L_{21} 、 L_{32} 、 L_{03} の順に示している。また、4つの各図の中で上図は、単一格子ネットワークを構成する各リンク上を衝撃波が上流伝播する状況であり、下図は、単一格子ネットワークの4箇所の交差点で、下流リンクに渋滞が形成されることで、このネットワークの外側の交通需要が発生するリンク上を渋滞が延伸する状況である。

上図の縦軸はリンク上の位置（0 はリンクの上流側交差点、300 はリンクの下流側

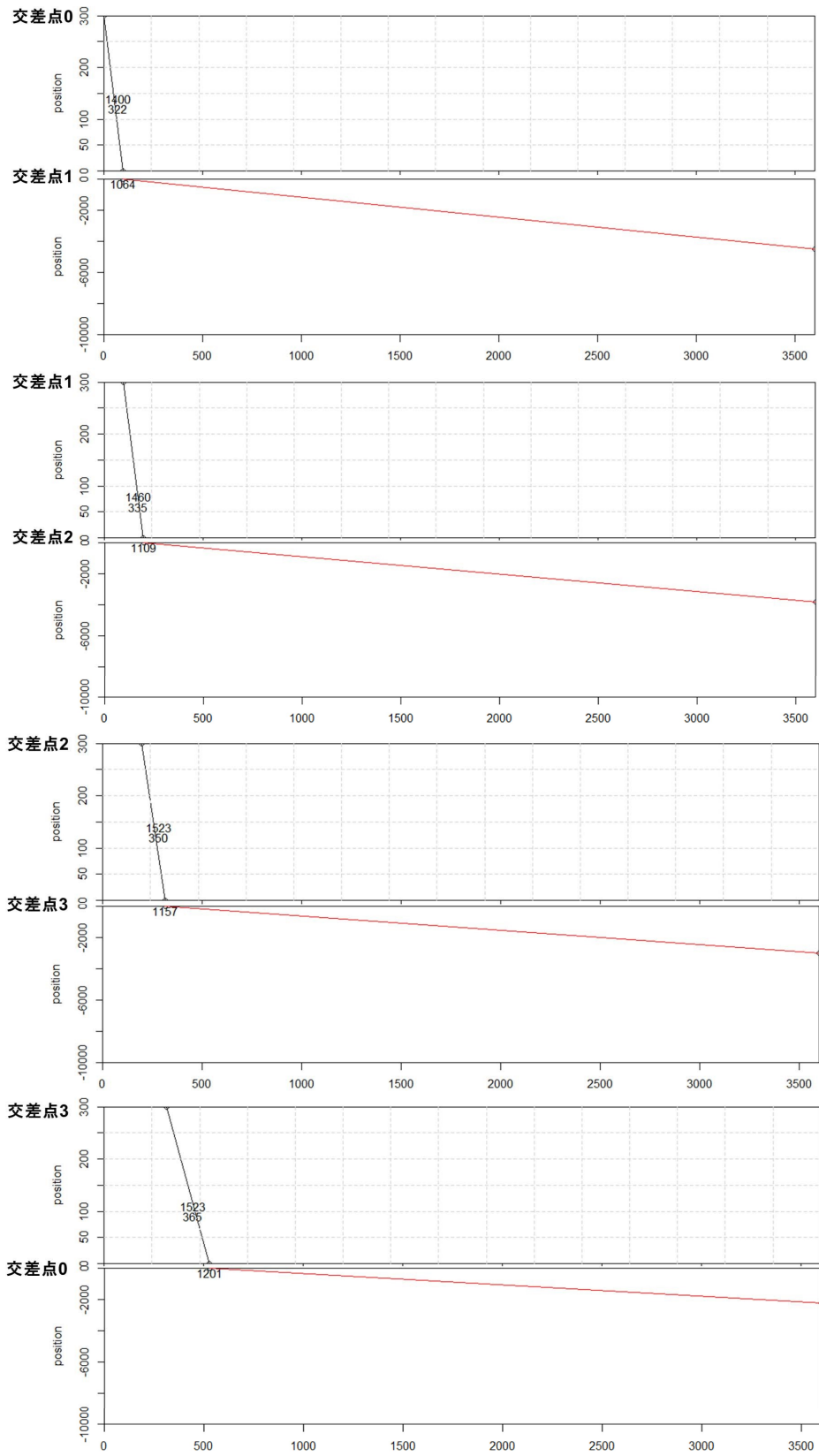


図-4.2 パターン⑨の上流伝播過程の例

交差点. 単位は [m]), 横軸はこのネットワークにボトルネック交差点が生じてからの経過時間 [秒] である. 車両は各グラフの下から上へ (グラフ縦軸の 0 から 300 へ) 向かって走行する. グラフ中に示された左上から右下に向かう線は, 最初に渋滞が延伸する様子 (渋滞の末尾位置), ならびに渋滞車列が一周してつながることで更に低下した交通量状態が上流伝播する様子を示す. グラフ内に 2 段で示した数値の上段は, リンク交通量 Q_{ji} [台/時] を, 下段はリンク交通量 Q_{ji} のうち下流側交差点 i での右折交通量 q_{jh} [台/時] を示す.

一方, 下図の縦軸は, 単一格子ネットワーク上の各交差点の外側の交通需要が発生するリンク上の位置を示し, 0 [m] が交差点との接続部であり, 単一格子ネットワークから離れるほど値が負の数で小さくなる. 図中で左上から右下に向かう線は, 単一格子ネットワークの外側のリンク上を渋滞が延伸, またはグリッドロック現象による単一格子ネットワークの交通量低下の影響が伝播する様子を示す. また, 図中の数値は, リンク交通量である.

図-4.2 より, 交差点 0 からリンク交通量 $Q_{10}^{(1)} = C' = 1,400$ [台/時] の渋滞が, 交差点 1 に向かって延伸し, その影響を受けて交差点 1 から交差点 2 に向かって, $Q_{21}^{(1)} = 1,460$ [台/時] の渋滞が延伸する様子が分かる. また, 交差点 1 の単一格子ネットワークの外側リンクでは 1,064 [台/時], 交差点 2 の外側リンクでは 1,109 [台/時] の渋滞が生じている. その後, 交差点 2 から交差点 3 へ, ならびに交差点 3 から交差点 0 に向かって $Q_{32}^{(1)} = Q_{03}^{(1)} = 1,523$ [台/時] の渋滞が延伸している.

そして, 経過時間が 500 秒を過ぎたあたりで, 交差点 0 にこの渋滞の末尾が到達すると, 交差点 0 での L_{10} 側からの受け入れ可能交通量は, $Q_{03}^{(1)} \times M_0 = 1523 \times 0.24 = 365$ [台/時] となる. 一方, L_{10} の元の交通量 $Q_{10}^{(1)} = 1,400$ [台/時] に占める交差点 1 での残留率 ρ_{10} は, $(1 - M_1) \times r_0 = 0.23$ であるため, この時の交差点 0 での右折車捌け台数は $q_{13} = 1400 \times 0.23 = 322$ [台/時] であり, これは渋滞が一周つながった時の受け入れ可能交通量より小さい. 従って, $Q_{10}^{(1)}$ は L_{03} に形成された渋滞車列の影響を受けて低下しないため, 新たな衝撃波が発生することなく, 渋滞が一周つながった時点で Q_{10} がボトルネック交通容量を維持したまま安定している.

なお, 表-4.1 より, L_{03} の残留率 ρ_{03} が, 交通需要で規定される場合と, 上流ノードの供給条件で規定される場合で異なるため, この遷移が起こるはずだが, 図-4.2 では

その様子が見られない。これは、渋滞車列が一周つながった時の L_{10} 側からの受け入れ可能交通量よりも、交差点 0 での右折車捌け台数が小さいため、その差分が交差点 0 の単一格子ネットワークの外側リンクからの受け入れ可能交通量に割り当てられている。その結果、交差点 0 の合流比 M_0 とは異なる比率で L_{03} への流入が実現しており、このケースでは交差点 0 の下流に渋滞末尾が到達する前後で ρ_{03} の変化が生じなかったためである。

次に、図-4.3 に示す通り、単一格子ネットワークの各交差点でネットワークの外側から交通需要が流入するリンク上で、交通需要の発生ノードを交差点から上流側 500 m の位置に設定する。図-4.4 は、その発生点を出発した交通需要 S_j が、交差点 j で単一格子ネットワーク内に流入し、流入したリンク L_{ji} の下流側交差点 i で転向せずにこのネットワークから流出するまでに掛かる時間 [秒] (図-4.4 の上図) と、 S_j が発生ノードを出発してから 5 分間で到達できる距離 [m] (図-4.4 の下図) を、 S_j の発生ノードの出発時刻別に集計した結果である。

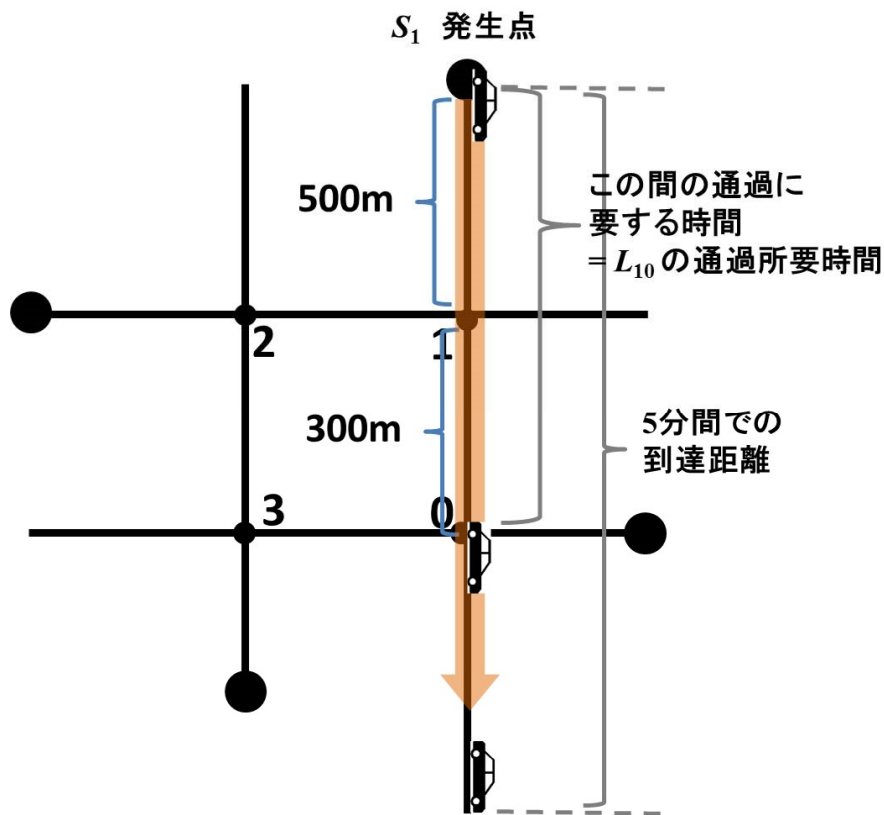
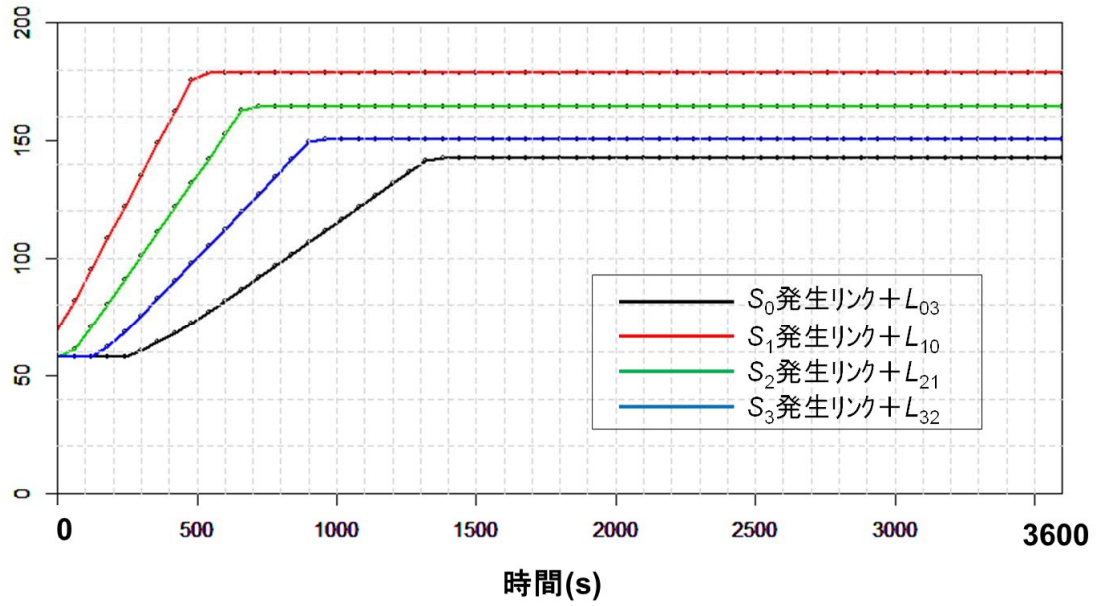


図-4.3 単一格子ネットワークの1リンクの通過所要時間と5分間到達距離の概念図

所要時間(s)



到達距離(m)

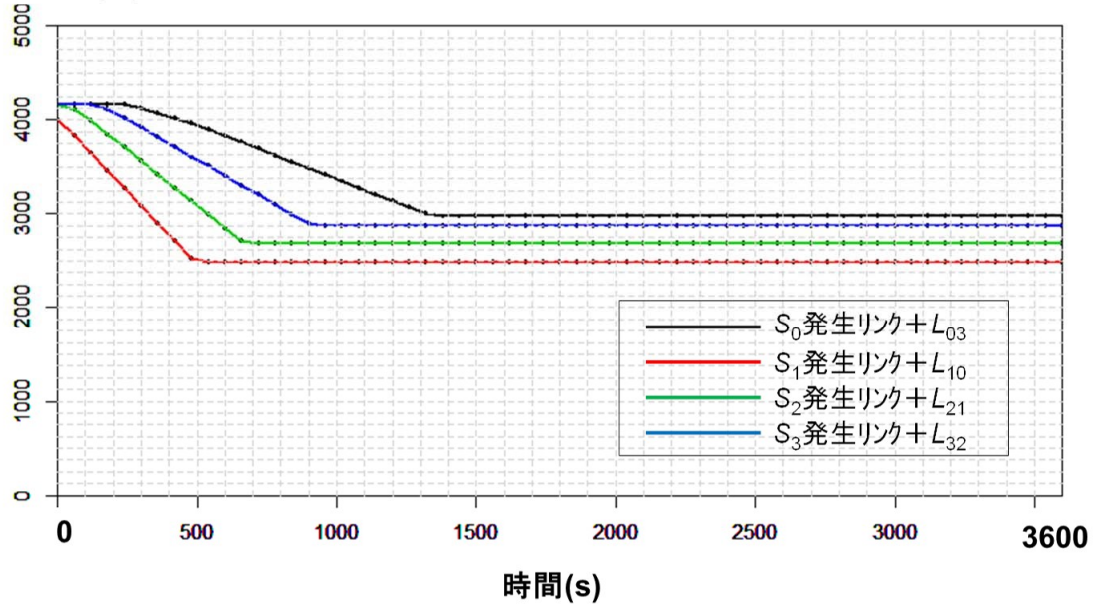


図-4.4 パターン⑨の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間(上)と5分間到達距離(下)

図-4.4 の上図より，当初は交通需要の発生ノードを出発してから 60～80 秒程度で 1 リンクを通過できているが，単一格子ネットワーク上に渋滞が形成されることで，所要時間が 140～180 秒程度と 2 倍以上に増大している．また，図-4.4 の下図より，所要時間の増大とともに 5 分間の到達可能距離も短くなっている．しかし，このケースでは，単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周してつながった時点で交通量がそれ以上低下することなく安定するため，所要時間および到達可能距離ともに一定となっている．

b) ボトルネック交通容量以下に落ちるが，0 まで低下せずに安定する ケース

a) と同じネットワーク，交通需要条件の下で，合流比のみを $M_i = 0.23$ に変更したケースを考える． M_i と，交通需要で規定される場合，ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} ，及びそれぞれの積の関係を整理すると，表-4.1 の通りである．この条件の時，残留率が遷移する前はグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) が成立するが，残留率の遷移後はこの条件式が非成立となるため，表-3.2 のパターン②のケースであり，ボトルネック交通容量以下に落ちるが，0 まで低下せずに安定する．

この条件下で数値計算を行った結果を，図-4.5，図-4.6 に示す．

図-4.5 より，交差点 0 を起点とする $Q_{10}^{(1)} = C' = 1,400$ [台/時] の渋滞が，約 350 秒経過後に単一格子ネットワーク上を一周つながって，その末尾が交差点 0 まで到達すると，交差点 0 での L_{10} 側からの受け入れ可能交通量は， $Q_{03}^{(1)} \times M_0 = 1341 \times 0.23 = 308$ [台/時] となる．一方，渋滞末尾が下流側に到達する前の交差点 0 の右折車捌け台数は， $q_{13} = 1400 \times 0.23 = 322$ [台/時] であり，交差点 0 の受け入れ可能交通量の方が小さくなるため， $Q_{10}^{(2)} < Q_{10}^{(1)}$ となり，ボトルネック交通容量 C' よりも低い $Q_{10}^{(2)} = 1,341$ [台/時] となる．そして，この低下した交通量状態は，単一格子ネットワークを上流に向かって伝播する．

ここで，図-4.5 の L_{03} (交差点 3-交差点 0 間) に示す左下から右上に向かう線は， L_{03} 上の渋滞末尾が，約 400 秒経過した時点で交差点 0 に到達したことで，残留率 ρ_{03} が変化した交通の先頭が，下流交差点 3 に向かって進行する軌跡を示している．この線の左右に記載した数値は，変化する前後の残留率 ρ_{03} である．

表-4.2 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン②)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で 規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.231$	$r_0(1 - M_1) = 0.231$	$M_0 = 0.23$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.231$	$r_1(1 - M_2) = 0.231$	$M_1 = 0.23$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.231$	$r_2(1 - M_3) = 0.231$	$M_2 = 0.23$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.240$	$r_3(1 - M_0) = 0.231$	$M_3 = 0.23$
Π	0.0030	0.0028	0.0028

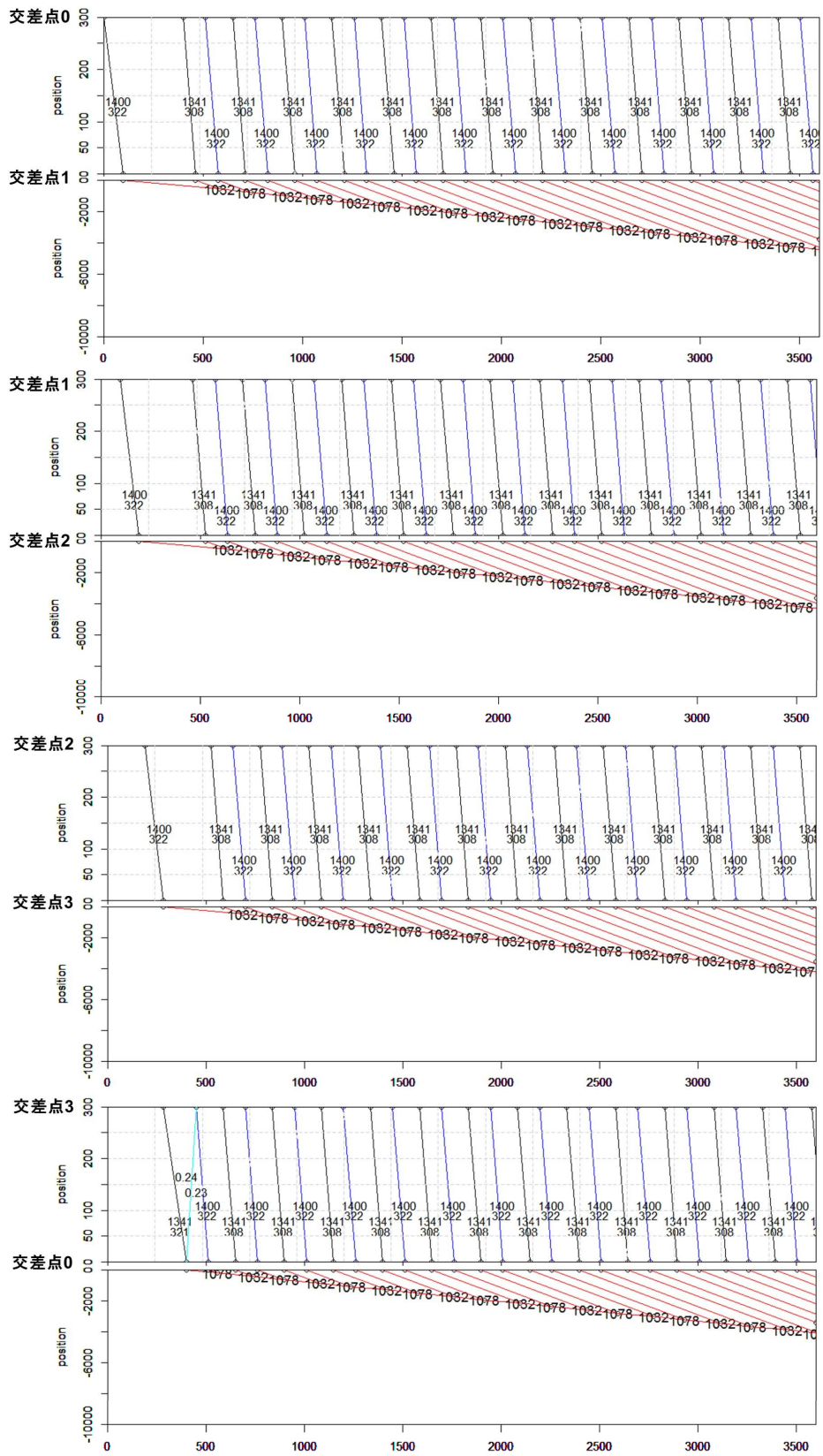


図-4.5 パターン②の上流伝播過程の例

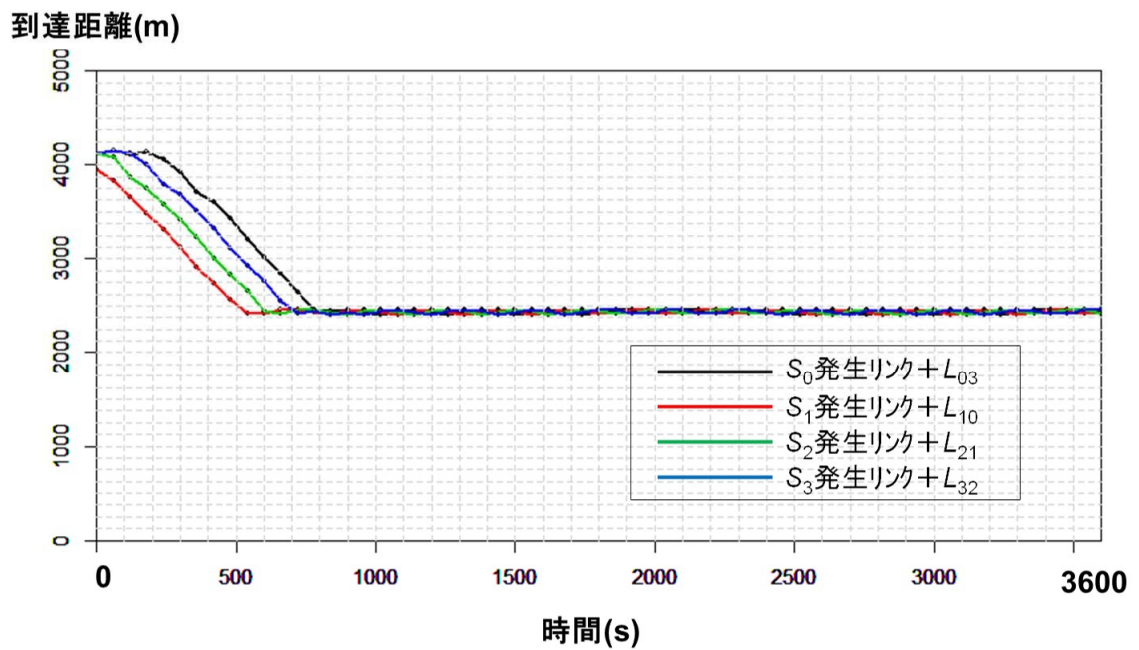
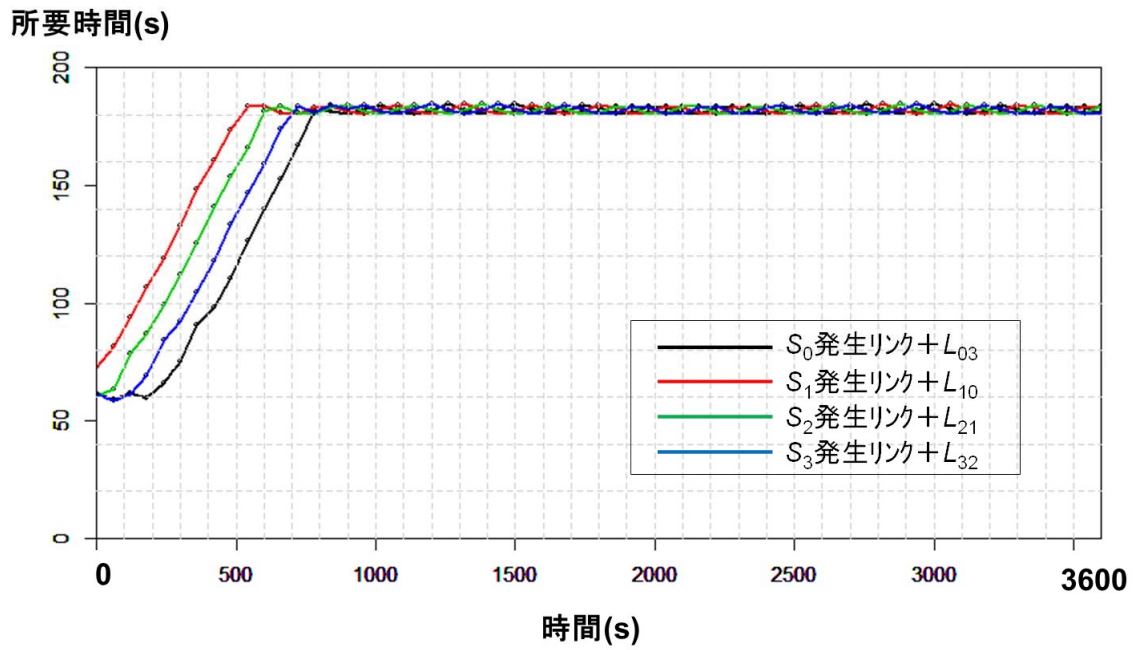


図-4.6 パターン②の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）

また、残留率 ρ_{03} の変化した交通が、約 450 秒経過した時点で交差点 3 に到達すると、交差点 3 の捌け台数が変わるため、その結果、左上から右下に向かう $Q_{03} = 1,400$ [台/時] の新たな交通量状態の衝撃波が発生し、先に渋滞が単一格子ネットワーク上を一周つながったことで生じた交通量状態の衝撃波を追いかけるように、上流に向かって伝播している。

そして以降は、渋滞が一周つながった時に生じた交通量状態と、残留率が遷移して生じた交通量状態の 2 つの状態の境界が、上流伝播を繰り返しながら交互に出現する状態で安定している。

図-4.6 の上図より、単一格子ネットワークの 1 リンク通過所要時間は、最初はボトルネック交差点に起因する渋滞の上流伝播によって各リンクで増大するが、以降は上述の通り 2 つの交通状態が各リンクで交互に到達するようになるため、所要時間も多少の増減を繰り返しながら安定している。また下図より、5 分間到達距離も同様の傾向を示している。

c) 完全に交通が流れなくなる（デッドロック）ケース

a) と同じネットワーク、交通需要条件の下で、合流比のみを $M_i = 0.2$ に変更したケースを考える。 M_i と、交通需要で規定される場合、ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} 、及びそれぞれの積の関係を整理すると、表-4.3 の通りである。この条件の時、残留率が遷移する前後のいずれもグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) が成立するため、表-3.2 のパターン ① のケースであり、最終的には全リンクの交通量が 0 となって、デッドロックに至る。

この条件下で数値計算を行った結果を、図-4.7、図-4.8 に示す。

図-4.7 より、交差点 0 を起点とする渋滞が、約 350 秒経過後に単一格子ネットワーク上を一周つながって、その末尾が交差点 0 まで到達すると、交差点 0 での L_{10} 側からの受け入れ可能交通量は、 $Q_{03}^{(1)} \times M_0 = 881 \times 0.2 = 176$ [台/時] となる。一方、渋滞末尾が下流側に到達する前の交差点 0 の右折車捌け台数は、 $q_{13} = 1400 \times 0.23 = 322$ [台/時] であるため、 $Q_{10}^{(2)} < Q_{10}^{(1)}$ となり、 $Q_{10}^{(2)} = 734$ [台/時] に低下する。この低下した交通量状態が、単一格子ネットワークを上流伝播して再び交差点 0 に到達すると、 $Q_{10}^{(3)}$ が更に低下する。この過程が繰り返されることで、各リンクの交通量が時間経過とと

表-4.3 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン①)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で 規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.231$	$r_0(1 - M_1) = 0.240$	$M_0 = 0.2$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.231$	$r_1(1 - M_2) = 0.240$	$M_1 = 0.2$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.231$	$r_2(1 - M_3) = 0.240$	$M_2 = 0.2$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.240$	$r_3(1 - M_0) = 0.240$	$M_3 = 0.2$
Π	0.0029	0.0033	0.0016

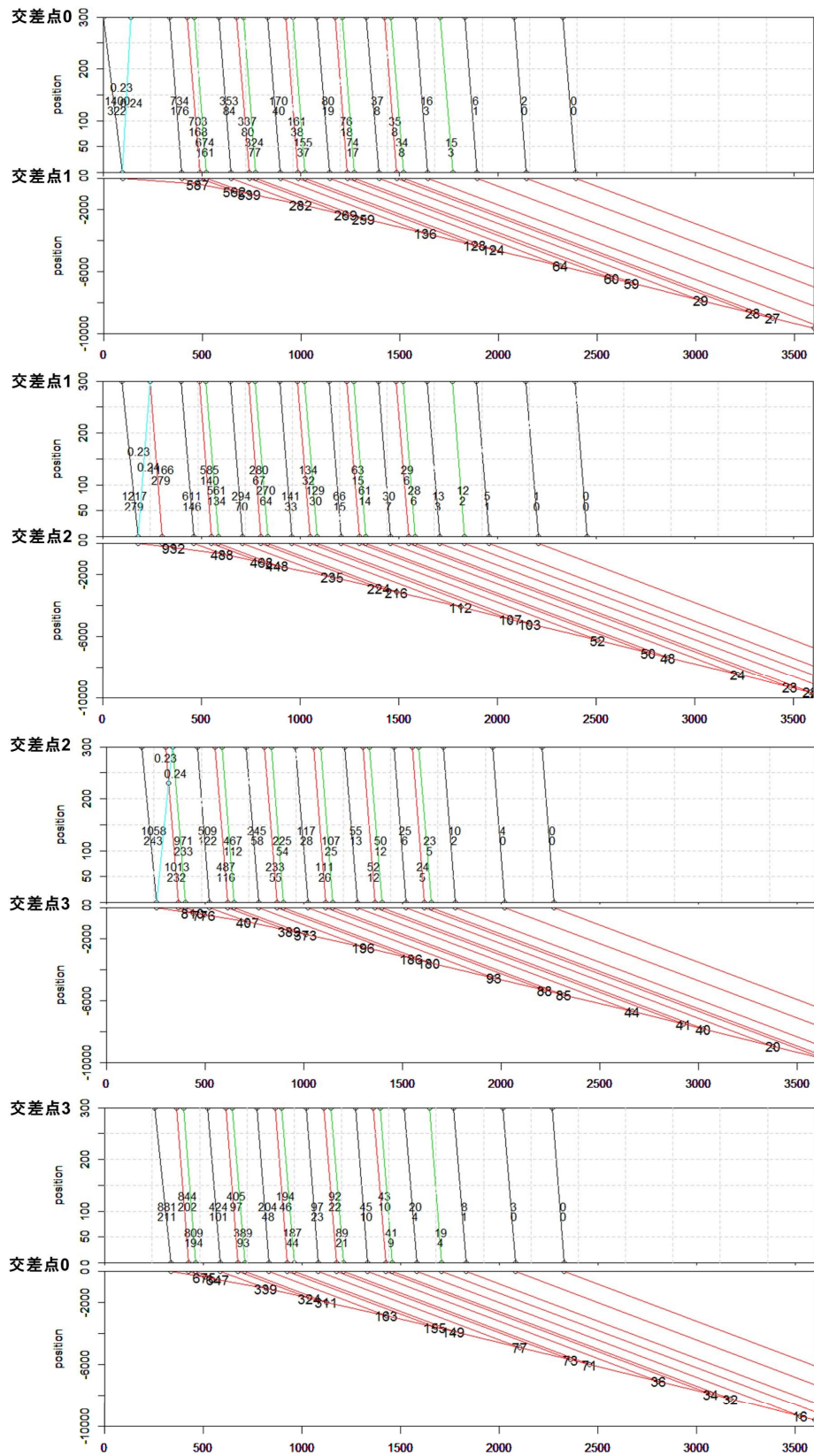
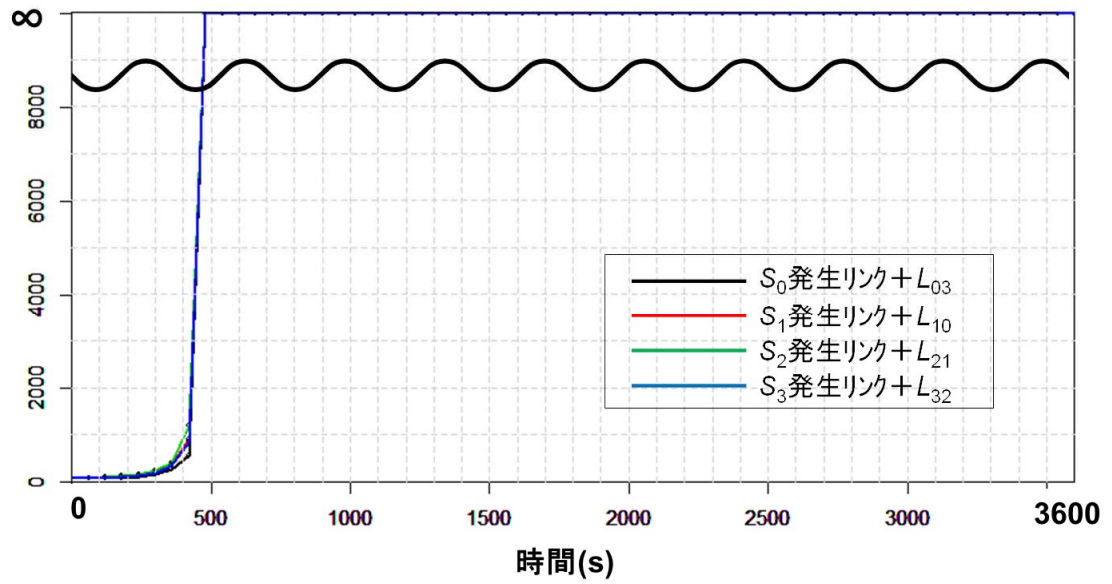


図-4.7 パターン①の上流伝播過程の例

所要時間(s)



到達距離(m)

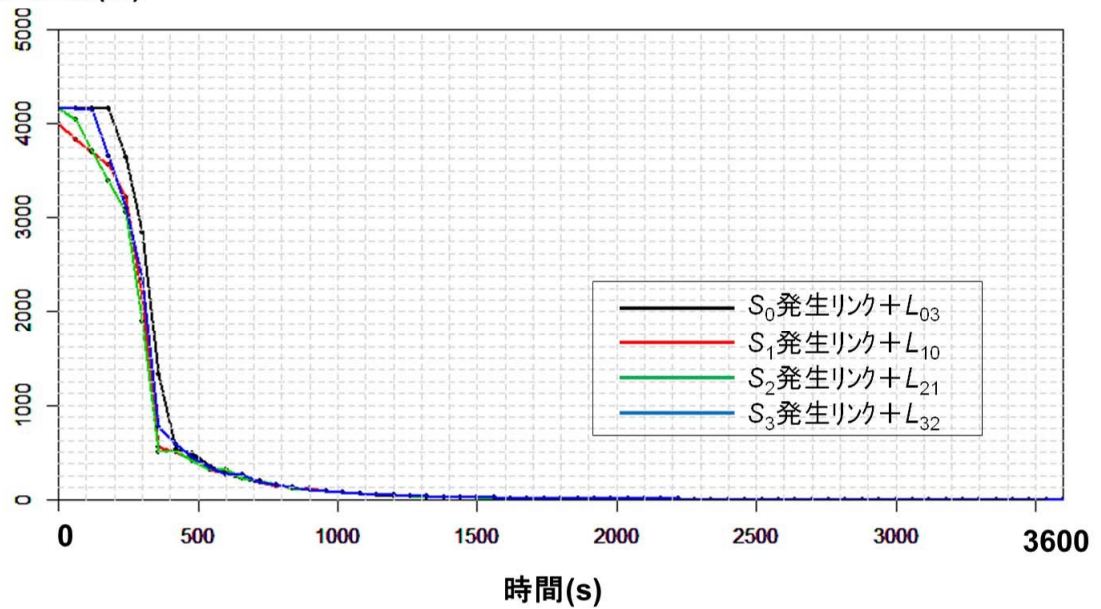


図-4.8 パターン①の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）

もに低下し、約 2400 秒後にはデッドロックに至っている。

なお、このケースでは、 L_{03} を除く全リンクで残留率の遷移が生じ、残留率が変化した交通が下流交差点に到達することで、新たな交通量状態の衝撃波が発生している（但し、交差点 0 はボトルネック交通容量で規定されているため、残留率が変化した交通が交差点 0 に到達しても新たな交通量状態は生じない）。

図-4.8 の上図より、渋滞発生から 10 分も経たないうちに、単一格子ネットワークの 1 リンクの通過所要時間が無限大に向かって急増している。また、下図からは、同じく 10 分経たずに 5 分間での到達可能距離が 0 に漸近している。この結果から、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周してつながった時に、ネットワークの交通容量が短時間で急激に低下し、やがて単一格子ネットワークの外側のリンクも含めたネットワーク上で交通が全く動けない状態（デッドロック）に陥ってしまう可能性が示された。a)、b) の 2 ケースと比較して、合流比がわずかに小さくなっただけであるが、ネットワークの交通量低下は著しく、単一格子ネットワークの外側のリンクに及ぼす影響も大きいため、グリッドロック現象、およびその結果としてデッドロックを発生させないように交通をマネジメントすることが極めて重要であることが分かる。

d) 交通量が一旦低下するが、残留率の遷移後にボトルネック交通容量を維持して安定するケース

a) と同じネットワーク、交通需要条件の下で、交差点 1 での右折交通需要を 460 (台/時) ($r_1 \approx 0.354$) に変更したケースを考える。 M_i と、交通需要で規定される場合、ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} 、及びそれぞれの積の関係を整理すると、表-4.4 の通りである。この条件の時、残留率が遷移する前はグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) が成立するため、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つなげると、グリッドロック現象によって交通量が低下する。しかし、残留率の遷移後はこの条件式が非成立となるため、それ以降は交通量の低下が止まり、かつ、式 (3.29) の不等号の向きが逆転するため、低下した交通量が回復に向かい、最終的には Q_{10} がボトルネック交通容量と等しくなった時点で安定する。つまり、表-3.2 のパターン③のケースで、一旦交通量が低下するが、残留率の遷移後にボトルネック交通容量で安定する。

この条件下で数値計算を行った結果を、図-4.9、図-4.10 に示す。

表-4.4 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン③)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.222$	$r_0(1 - M_1) = 0.228$	$M_0 = 0.24$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.272$	$r_1(1 - M_2) = 0.266$	$M_1 = 0.24$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.231$	$r_2(1 - M_3) = 0.228$	$M_2 = 0.24$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.242$	$r_3(1 - M_0) = 0.228$	$M_3 = 0.24$
Π	0.0034	0.0032	0.0033

図-4.9 より、交差点 0 を起点とする $Q_{10}^{(1)} = C' = 1,400$ [台/時] の渋滞が、約 350 秒経過後に単一格子ネットワーク上を一周つながって、その末尾が交差点 0 まで到達すると、グリッドロック現象によってリンク L_{10} の交通量が $Q_{10}^{(2)} = 1,352$ [台/時] に低下する。この低下した交通量状態が上流伝播し、各リンクにその衝撃波が到達すると、各リンクの交通量がその前の状態から低下している。

一方、交差点 0 に L_{03} 上の渋滞末尾が到達し、交差点 0 での交通の流入割合が変化したことで残留率が変化した交通が、約 400 秒経過時点で交差点 3 に到達すると、 Q_{03} がその前の 1,298 [台/時] から 1,354 [台/時] に増大する。そしてこの増大した交通量状態は、上流側リンクへと伝播する。

残留率が遷移したことで式(3.29)が非成立となり、 $\kappa > 1$ となるため、グリッドロック現象によって先に生じていた低下した交通量状態も回復に転じ、上流伝播しながら交通量

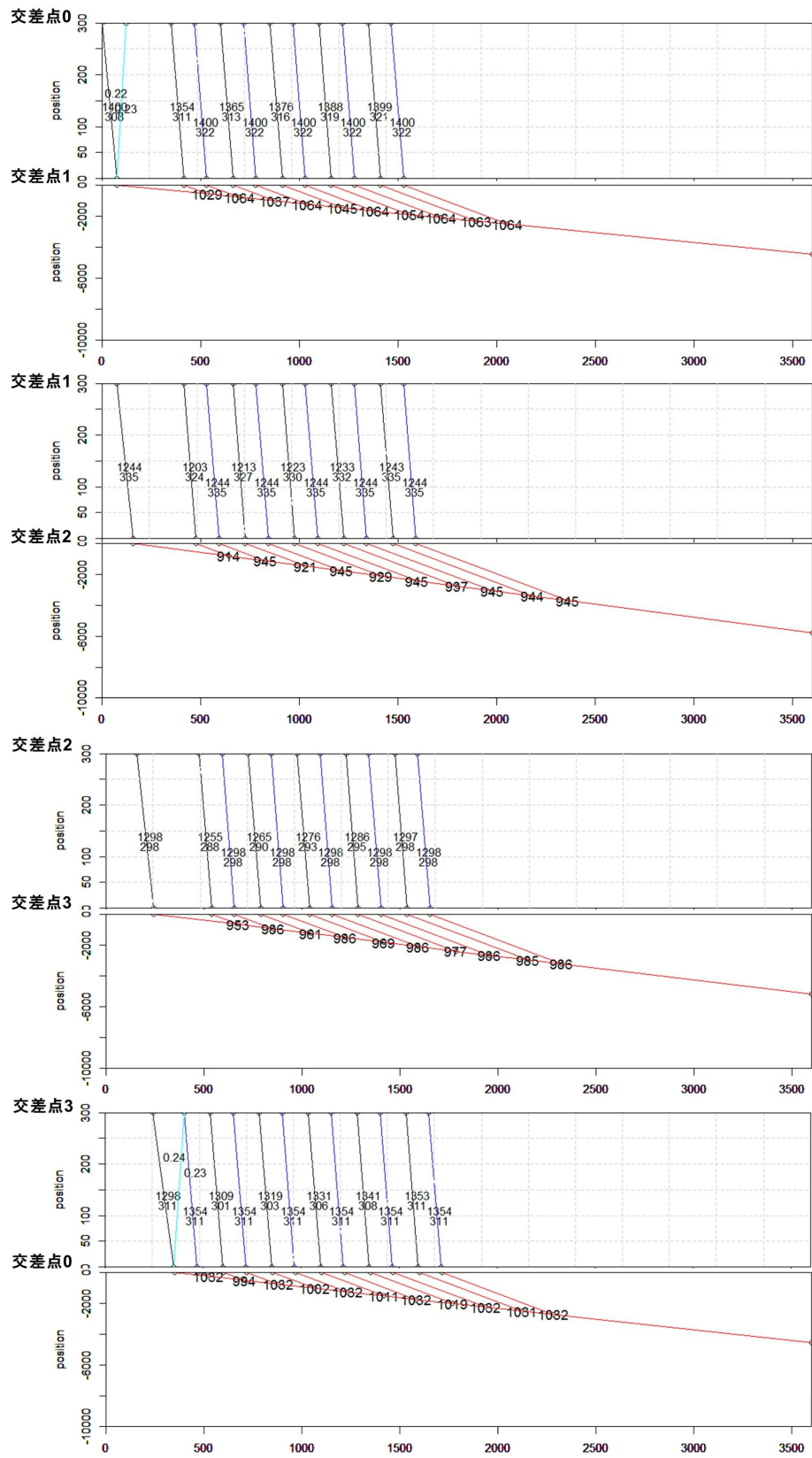
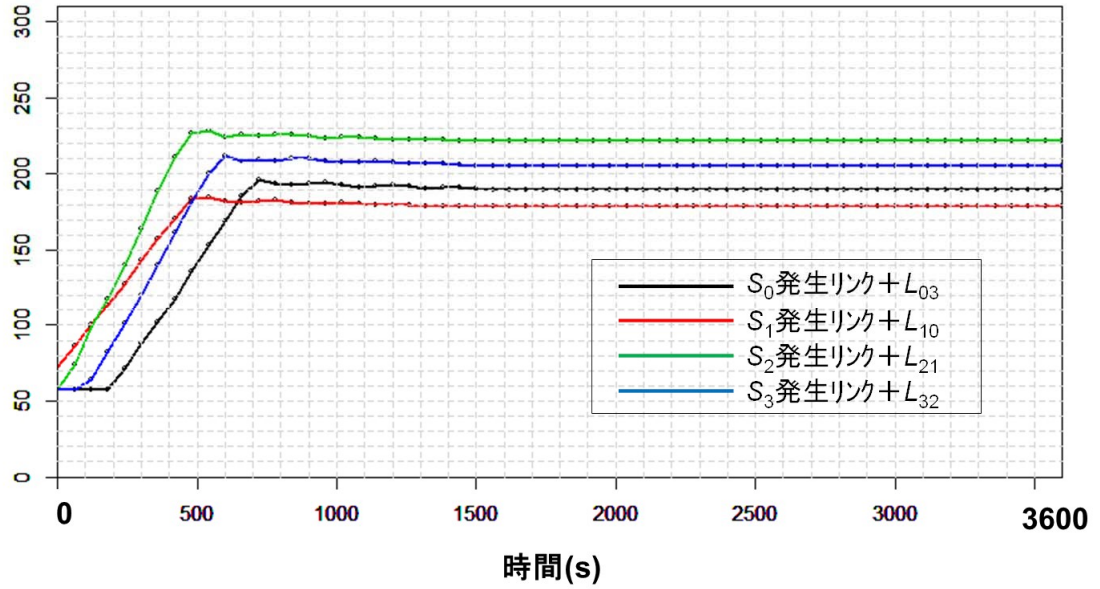


図-4.9 パターン③の上流伝播過程の例

所要時間(s)



到達距離(m)

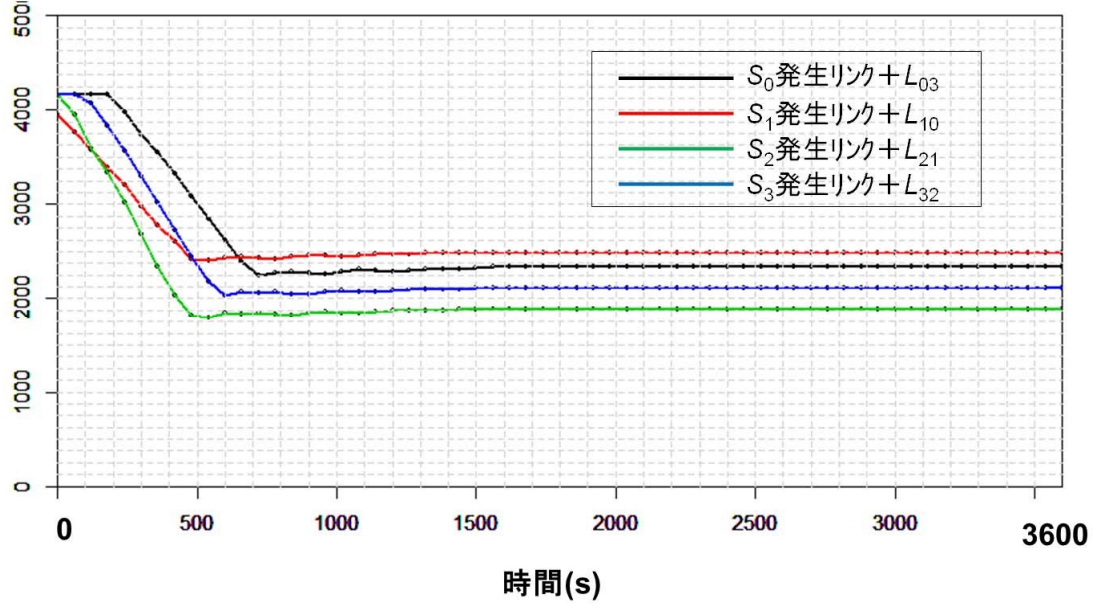


図-4.10 パターン③の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）

が少しずつ増大している。そして、最終的には、約1,500秒経過時点で $Q_{10} = C' = 1,400$ [台/時] となり、ボトルネック交通容量となった時点で安定する。

なお、 L_{10} でも残留率の遷移が起こっているが、先述の通り交差点0の捌け台数は、ボトルネック交通容量で制限されているため、残留率の遷移に伴う新たな交通量状態は生じていない。

図-4.10より、単一格子ネットワーク上に渋滞が形成されるため、初期状態と比べて時間経過とともに所要時間は増加し、5分間到達距離は短くなっている。しかし、残留率の遷移によって、およそ500秒経過した時点で、若干ではあるが所要時間が短縮、5分間到達距離が増加していることがわかる（今回のケースでは、グリッドロック現象による交通量低下がわずかであったため、残留率の遷移後の所要時間、5分間到達距離の変化もわずかとなっている）。

e) 残留率の遷移前にデッドロックに至るケース

d)と同じ条件の下で、ボトルネック交通容量のみを $C' = 100$ に変更したケースを考える。 M_i と、交通需要で規定される場合、ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} 、及びそれぞれの積の関係を整理すると、表-4.5の通りである。この条件の時、残留率が遷移する前はグリッドロック現象の発生条件式(3.29)が成立するが、残留率の遷移後はこの条件式が非成立となるため、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながると一旦交通量が低下するが、残留率の遷移後にボトルネック交通容量で安定する。

この条件下で数値計算を行った結果を、図-4.11、図-4.12に示す。

図-4.11より、交差点0を起点とする $Q_{10}^{(1)} = C' = 100$ [台/時]の渋滞が、単一格子ネットワーク上を一周つながると、グリッドロック現象によって $Q_{10}^{(2)} = 81$ [台/時]に低下し、低下したこの交通量状態が更に上流に伝播している。

この条件の場合、残留率の遷移後に最終的には Q_{10} がボトルネック交通容量に回復して安定するはずである。しかし、ボトルネック交差点の交通容量が極めて小さいため、 L_{03} に渋滞形成した後、短時間で L_{03} の交通がほとんど動けなくなっている。そのため、 L_{03} の渋滞末尾が交差点0に到達し、それによって残留率が変化した交通が、 L_{03} を進行して交差点3に到達する前に、デッドロックに至っている。つまり、 L_{03} の残留

表-4.5 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る場合)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で 規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.222$	$r_0(1 - M_1) = 0.228$	$M_0 = 0.24$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.272$	$r_1(1 - M_2) = 0.269$	$M_1 = 0.24$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.231$	$r_2(1 - M_3) = 0.228$	$M_2 = 0.24$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.295$	$r_3(1 - M_0) = 0.228$	$M_3 = 0.24$
II	0.0041	0.0032	0.0033

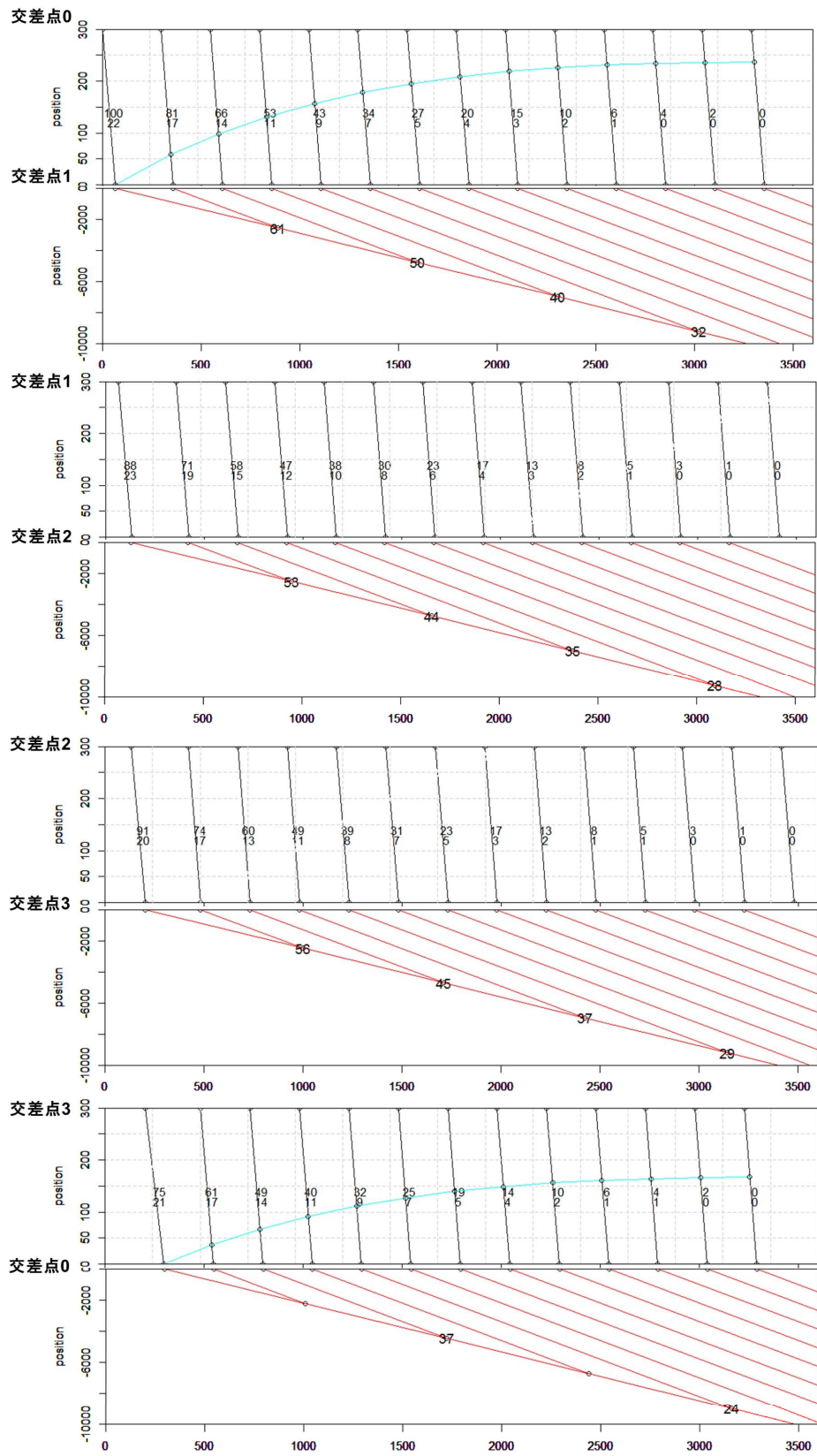
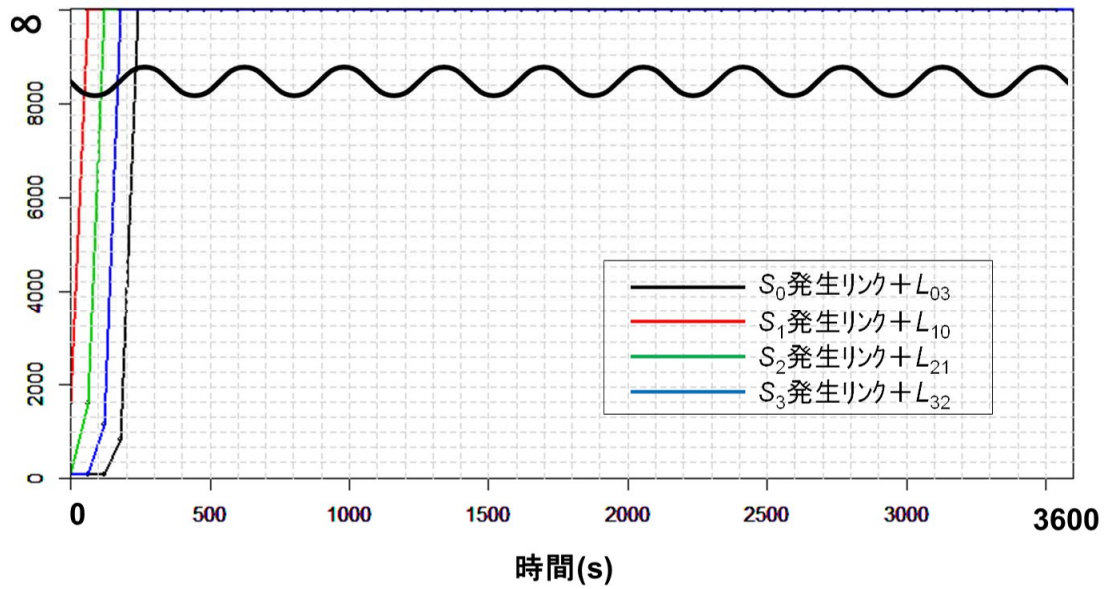


図-4.11 パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る例

所要時間(s)



到達距離(m)

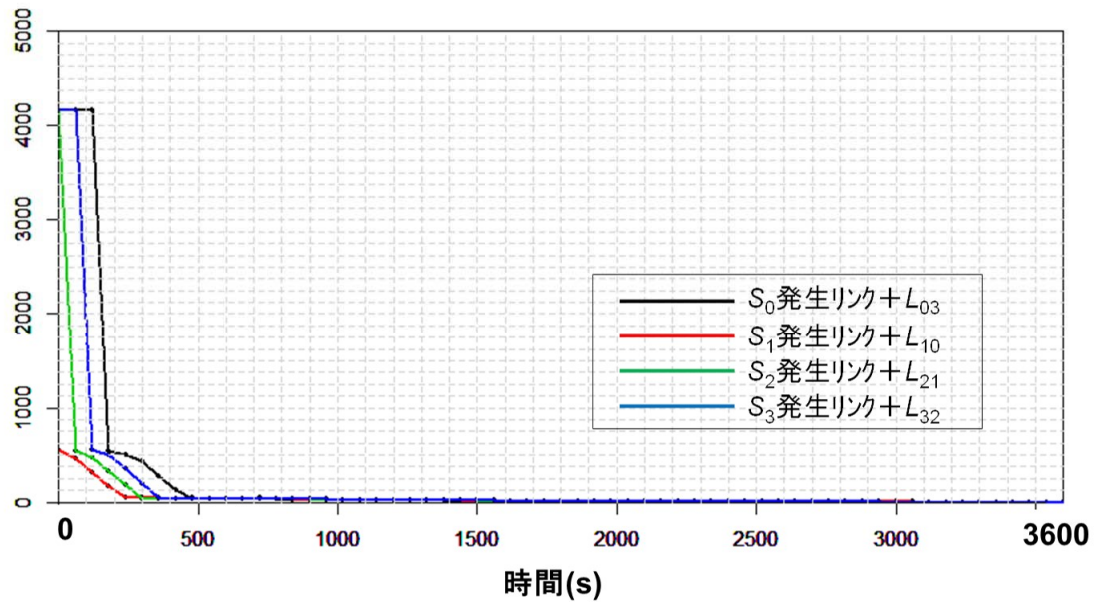


図-4.12 パターン③で残留率の遷移前にデッドロックに至る例の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）

率 ρ_{03} が、表-3.2 の、交通需要で規定される状態（左側）から、上流ノードの供給条件で規定される状態（右側）に遷移できず、残留率の遷移が起こる前の条件のみで最終的に到達する交通状態が決まる場合があることがわかる。

このように、ネットワークの交通量の低下が極めて急速な場合には、残留率の変化した交通流が下流交差点に到達する前にデッドロック状態になる可能性があり、表-3.2 で整理した、式 (3.29) の成立有無のみでは、ネットワークが最終的に到達する交通状態を判定することができず、こうした数値計算により確認が必要な場合もあることがわかる。

f) 最初は交通量が低下しないが、残留率の遷移後に交通量低下しデッドロックに至るケース

ここまでに示した数値計算例から条件を変更し、 $S_i = 900$ (台/時), $r_0 = 0.21$, $r_1 = r_2 = r_3 = 1$, $M_i = 0.4$, $C' = 700$ (台/時) のケースを考える。 M_i と、交通需要で規定される場合、ならびに上流ノードの供給条件で規定される場合の ρ_{ji} , 及びそれぞれの積の関係を整理すると、表-4.6 の通りである。この条件の時、残留率が遷移する前はグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) が非成立のため、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながっても交通量の低下は起こらないが、残留率の遷移後はこの条件式が成立するため、その時点から急に自発的に交通量が低下し始め、グリッドロック現象に変化して最終的にデッドロックに至ってしまう。

この条件下で数値計算を行った結果を、図-4.13, 図-4.14 に示す。

図-4.13 より、約 300 秒経過時点で、交差点 0 を起点とする渋滞車列が、単一格子ネットワーク上を一周つながって交差点 0 に到達するが、その時点では $Q_{10} = 700$ [台/時] のままであり、渋滞がつながってもボトルネック交通容量を維持したまま変わらない。しかし、渋滞の影響を受けて交差点 2 と交差点 3 の供給条件で規定された残留率の交通が、それぞれの下流側交差点 1 と交差点 2 に到達すると、各交差点を通過する交通量が変化し、その影響を受けた交通量状態が上流伝播している。これらの上流伝播の開始をきっかけとして、ネットワークの交通量が徐々に低下し、最終的には交通が完全に動かないデッドロックの状態に至っていることがわかる。

図-4.14 の上図より、渋滞の延伸に伴って所要時間が徐々に増大していくが、300 秒

表-4.6 M_i と ρ_{ji} の関係 (パターン⑦)

	残留率 ρ_{ji}		合流比 M_i
	交通需要で規定	上流ノードの供給条件で 規定	
L_{10}	$\frac{r_0 S_1}{S_{10}} = 0.105$	$r_0(1 - M_1) = 0.126$	$M_0 = 0.4$
L_{21}	$\frac{r_1 S_2}{S_{21}} = 0.500$	$r_1(1 - M_2) = 0.600$	$M_1 = 0.4$
L_{32}	$\frac{r_2 S_3}{S_{32}} = 0.500$	$r_2(1 - M_3) = 0.600$	$M_2 = 0.4$
L_{03}	$\frac{r_3 S_0}{S_0 + \frac{r_0 S_1}{S_{10}} C'} = 0.924$	$r_3(1 - M_0) = 0.600$	$M_3 = 0.4$
Π	0.024	0.027	0.026

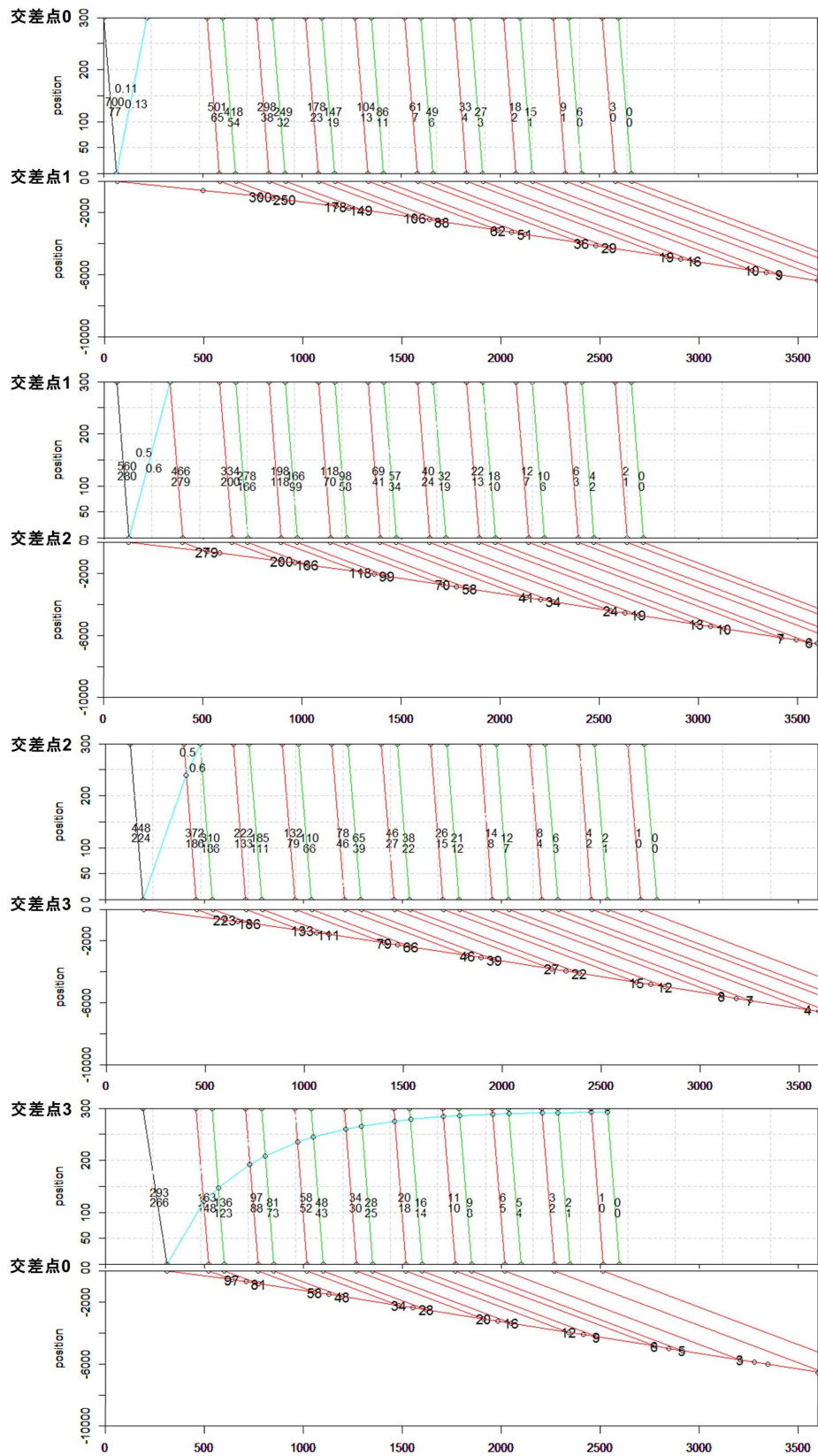
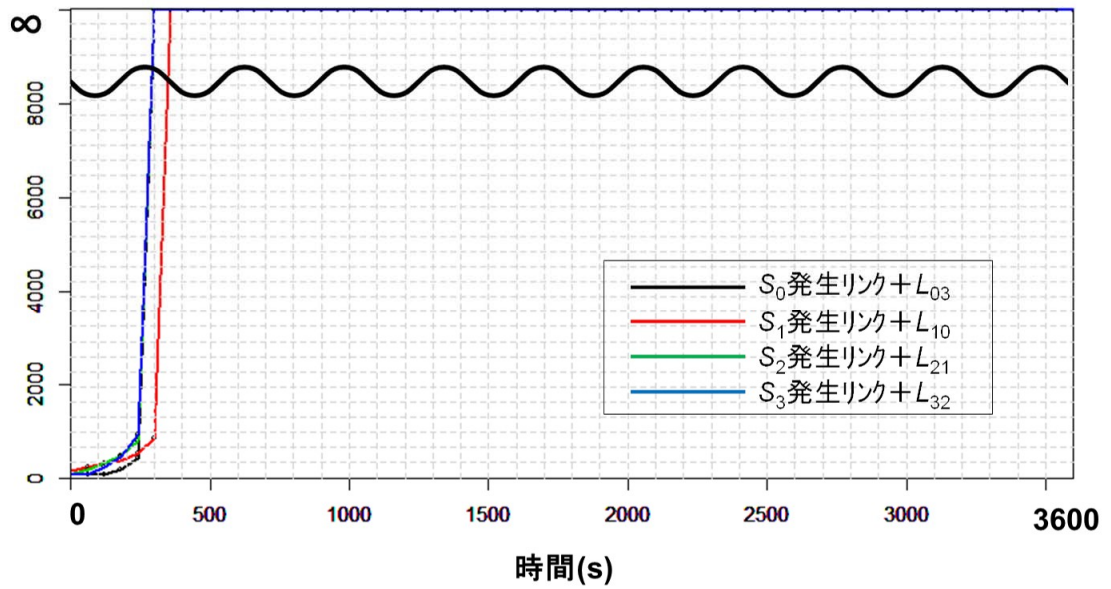


図-4.13 パターン⑦の上流伝播過程の例

所要時間(s)



到達距離(m)

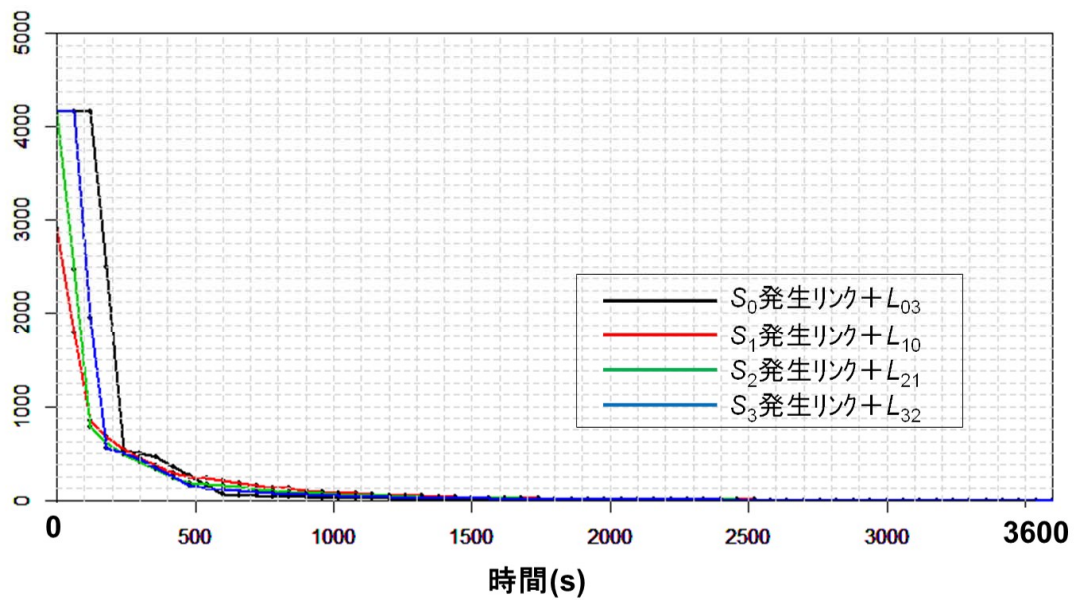


図-4.14 パターン⑦の単一格子ネットワークの1リンク通過所要時間（上）と5分間到達距離（下）

を過ぎて残留率の遷移によりグリッドロック現象が起こると、所要時間が急激に増大している。また、図-4.14の下図からも、グリッドロック現象が生じた後は5分間の到達可能距離が0に漸近し、1,000秒頃以降は交通がほとんど動けなくなっていることがわかる。

(3) 残留率の遷移可否の計算方法

ここまでで考察した通り、 L_{ji} 上の渋滞が交差点*i*からリンク上を延伸し、その末尾が上流交差点*j*に到達すると、車線構成や青時間等の交通需要とは別の条件によって決まる交差点の合流比 M_j に従って、交差点*j*で交通需要が L_{ji} に流入するようになる。その結果、リンクの交通量 Q_{ji} に占める交差点*i*で右折して単一格子ネットワークに残留する交通の割合 ρ_{ji} が変化し、これが L_{ji} 上を交差点*i*に向かって進行し、交差点*i*に到達すると、式(3.8)に従って交差点*i*での捌け台数が変化する。この捌け台数が変化したことで生じる新たな交通量状態は、衝撃波として L_{ji} を上流伝播することで Q_{ji} が変化するため、結果として表-3.2に示した通り、式(3.29)の不等号の向きが変わる場合が生じ得て、最終的な交通状態が決定される。

表-3.2のパターン②、③においては、この残留率の変化と、それに伴って生じる新たな交通量状態が単一格子ネットワークを上流伝播するまでは、表-3.2の残留率が交通需要で規定された状態であるため式(3.29)が成立しており、残留率の遷移が生じるまでこのネットワークの交通量は、グリッドロック現象によって時間経過とともに低下する。

また、4-(2)e)に示したように、単一格子ネットワークの交通量低下が急激に進行する場合は、残留率の変化した交通が下流交差点に到達する前に交通が全く動けないデッドロック状態になってしまう可能性があり、表-3.2の右側列の上流ノードの供給条件で規定された残留率に移行できないことがあり得る。よって、リンクの上流側交差点において残留率の変化した交通が、下流側交差点に到達できるか否かは、単一格子ネットワークが最終的に到達する交通状態を把握するうえで重要な要素である。そこでここでは、パターン③を対象に、残留率の変化した交通の下流側交差点への到達可否を判定し、これを用いて最終的な到達状態を求める方法を示す。

ここでも、前章と同様に、図-4.1 に示した三角形で近似した Q-K 図を仮定する。Q-K 図で、一周目の渋滞が延伸した時の L_{ji} の交通量 $Q_{ji}^{(1)}$ とグラフの原点を結んだ直線（図中 (2)）の傾きが、その時の L_{ji} の速度であり、残留率が変化した交通は交差点 i に向かってこの速度で前進する。また、渋滞によって交差点 j で残留率が変化した交通が交差点 i に到達し、その結果変化した交差点 i を通過する交通量（図中 $Q_{ji}^{(1')}$ ）の状態が上流伝播する速度は、 $Q_{ji}^{(1)}$ と $Q_{ji}^{(1')}$ を結ぶ直線（図中 (3)）の傾きとなる。ここで、グリッドロック現象が発生している時は、低下した交通量状態が 2 周、3 周と単一格子ネットワーク上を上流伝播しているため、それが単一格子ネットワークを一周して当該リンクに戻ってくる度にリンク交通量が減少し、それと同時にリンクの速度も低下する。

ここで、上流交差点で残留率が変化してリンク上を下流側交差点に向かって進行する交通の先頭と、グリッドロック現象により低下した交通量状態の n 周目の上流伝播がネットワーク上を一周して出会うまでの時間を T_n 、残留率が変化した交通がリンク上を前進する速度を v_n 、低下した交通量状態の衝撃波が上流伝播する速度を v_{sw} とする。図-4.15 に示す通り、残留率が変化した交通の先頭と、 n 周目の上流伝播する衝撃波が出会うリンク上の位置 X_n は次のようにして求められる。

図-4.1 の三角形で近似した Q-K 図の場合、上流伝播の 2 周目以降の衝撃波の速度 v_{sw} は、三角形の右側の斜辺の傾きであり一定となる（図-4.1 の (3)）。従ってこの時、残留率が変化した交通の先頭を、上流伝播する衝撃波が通過してから、衝撃波が単一格子ネットワークを一周して再び出会うまでに掛かる時間 T_n は、式 (4.1) で求められる。

$$\begin{aligned} v_n T_n + v_{sw} T_n &= 4D \\ \Leftrightarrow T_n &= \frac{4D}{v_n + v_{sw}} \end{aligned} \quad (4.1)$$

低下した交通量状態の n 周目が上流伝播している時のリンク交通量 $Q_{ji}^{(n)}$ と、 $n+1$ 周目が上流伝播している時のリンク交通量 $Q_{ji}^{(n+1)}$ との比率は、式 (3.30) より κ となる。リンク上を前進する残留率が変化した交通の先頭を、一周目の上流伝播の衝撃波が通過した後、2 周目の上流伝播の衝撃波に出会うまでに、残留率が変化した交通が進む距離を x_2 として（図-4.15 参照）、 n 周目の上流伝播する衝撃波の通過後に $n+1$ 周目の上流伝播する衝撃波に出会うまでの距離 x_{n+1} とした場合、 x_{n+1} の x_2 に対する比率は、

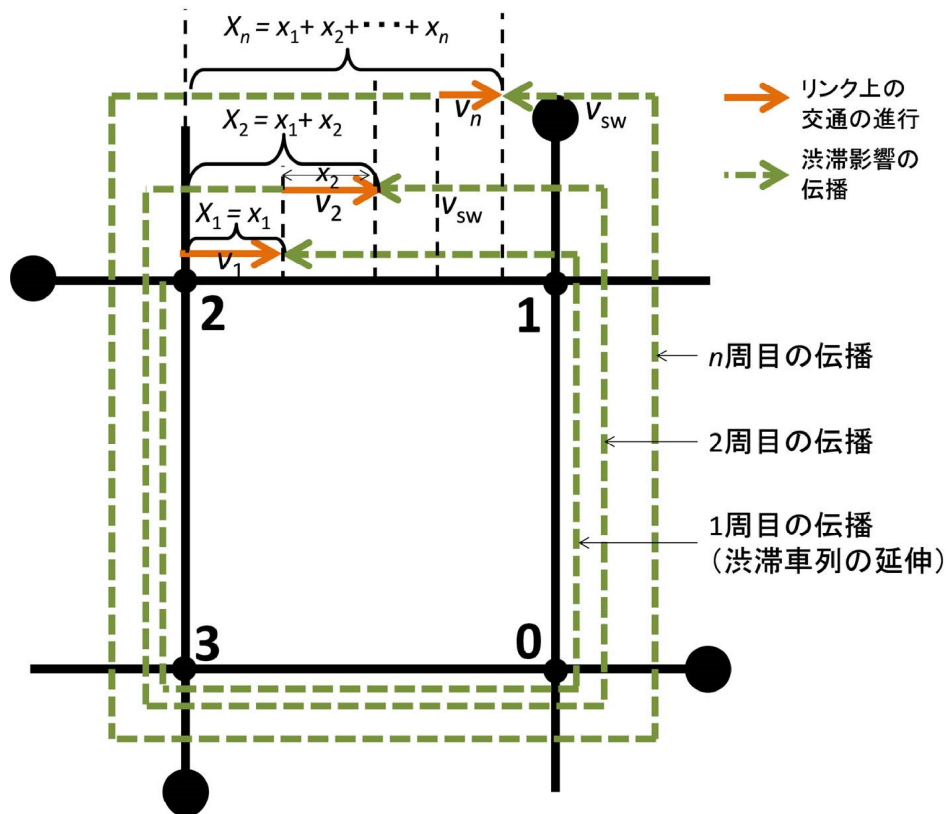


図-4.15 交差点2で残留率が変化した交通の先頭がネットワーク上を上流伝播する衝撃波と出会う位置

式(4.2)となる.

$$\frac{x_{n+1}}{x_2} = \frac{v_{n+1}T_{n+1}}{v_2T_2} = \kappa^{n-1} \quad (4.2)$$

そして、低下した交通量状態の n 周目の上流伝播と出会うまでに、上流交差点で残留率が変化した交通の先頭が、この交差点を始点として前進する累積距離を X_n とすると、 X_1 、および X_{n+1} は、それぞれ式(4.3)、式(4.4)となる。

$$X_1 = x_1 \quad (4.3)$$

$$X_{n+1} = X_n + \kappa^{n-1}x_2 \quad (4.4)$$

従って、 $b_n = X_n / \kappa^n$ として漸化式を解くと、 X_n は式 (4.5) となる（ここまでの式導出の詳細は補遺 III. を参照）。

$$\begin{aligned} \frac{1}{\kappa^{n+1}} X_{n+1} &= \frac{1}{\kappa} \frac{1}{\kappa^n} X_n + \frac{1}{\kappa^2} x_2 \\ \Leftrightarrow X_n &= x_1 + \frac{\kappa^{n-1} - 1}{\kappa - 1} x_2 \end{aligned} \quad (4.5)$$

導出された、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の n 周目の上流伝播の衝撃波と出会うまでに、残留率が変化した交通の先頭が、上流側交差点を始点としてリンク上を進行する累積距離 X_n について、 n を無限大にした極限值がリンク長に満たない場合、残留率が変化した交通の先頭がリンクの下流交差点に到達する前に交通量が低下してデッドロック状態となり、残留率の遷移が起こらないケースと言える。これを条件式で示すと、式 (4.6) となる。

$$\lim_{n \rightarrow \infty} X_n < D \quad (4.6)$$

単一格子ネットワークにおいてグリッドロック現象が発生している状態では、式 (3.29) が成立しているため $\kappa < 1$ となり、式 (4.6) の左辺は極限值を持ち、その値は式 (4.7) で与えられる。

$$\begin{aligned} \lim_{n \rightarrow \infty} X_n &= \lim_{n \rightarrow \infty} \left(x_1 + \frac{\kappa^{n-1} - 1}{\kappa - 1} x_2 \right) \\ &= x_1 - \frac{1}{\kappa - 1} x_2 \end{aligned} \quad (4.7)$$

(4) 残留率の遷移可否を踏まえた最終的な交通状態の判定

a) 交通状態の判定方法

前節で導出した残留率の遷移可否の計算方法を用いて、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった時の最終的な交通状態を判定する方法について、本節で具体的な数値例も使って概説する。

式 (4.7) は、単一格子ネットワーク上に形成された渋滞によって、残留率 ρ_{ji} が変化した交通の先頭が、このネットワーク上をグリッドロック現象により低下した交通量

状態が上流伝播する n 周目の衝撃波に出会うまでに、リンク上を進行する累積距離の極限である。式 (4.7) で X_n が単一格子ネットワークのリンク長 D より大きければ、残留率が変化した交通がリンクの下流交差点に到達することになり、残留率の遷移が起こるケースである。この場合は、表-3.2 に従って最終的な交通状態を推定することができる。

一方、式 (4.7) の X_n がリンク長 D に満たない場合は、残留率が変化した交通が下流交差点に到達する前に、単一格子ネットワークがデッドロック状態となってしまうため、表-3.2 の残留率が交通需要で規定された状態から、上流ノードの供給条件で規定された状態に移行する前に、単一格子ネットワークの交通量が 0 になってしまう。なお、この状態が起こり得るのは、表-3.2 のうち、交通需要で規定された残留率の時に $\kappa < 1$ となり、グリッドロック現象が発生するパターン ①～③ の場合である。

また、式 (4.7) で X_n がリンク長 D とちょうど等しくなる n が存在する場合は、残留率が変化した交通が、リンク下流側交差点に到着するタイミングとちょうど同時に、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播の衝撃波も同交差点に到達するため、この時点で低下した交通量が回復、もしくは低下が止まり安定に転じる。しかし、 X_n がリンク長と等しくなる n が存在しない場合は、残留率が変化した交通の先頭が下流交差点に到着するタイミングと、低下した交通量状態の上流伝播の衝撃波が同交差点に到達するタイミングがずれるため、残留率が変化したことで下流交差点で生じる新たな交通量状態の衝撃波と、グリッドロック現象によって生じたもともとの低下した交通量状態の衝撃波の 2 つの衝撃波が、このネットワーク上を交互に上流伝播する状態となる。

なお、ここで、表-3.2 のパターン ② は、残留率の変化前に式 (3.29) が成立して交通量が低下するが、残留率の遷移後は $\kappa = 1$ となり、グリッドロック現象による交通量の低下がその時点で止まり安定するパターンである。この時の安定する交通量は、式 (4.7) を用いて、残留率の変化した交通が下流交差点に到達する時に、何周目の上流伝播が生じているかを計算することで、推定することができる。これについても次項で例を示す。

b) 交通状態の判定例

4-(2) d), e) のケースを対象に、残留率の遷移可否を計算して、最終的な交通状態を判定する例を示す。

d) で、式 (4.7) を用いて残留率の遷移可否を計算すると、 $x_1 > 300$ [m] であり、リンク長 D より大きくなる。よって、交差点 0 まで渋滞が一周つながりグリッドロック現象によって低下した交通量状態が、単一格子ネットワークを上流伝播して交差点 3 まで戻ってくる前に、残留率が変化した交通が交差点 3 に到達して残留率の遷移が生じる。

一方、e) では、式 (4.7) より、 $\lim_{n \rightarrow \infty} X_n \approx 196$ [m] であり、これがリンク長 D に満たないため、合流比 M_i と残留率の ρ_{ji} の大小関係では表-3.2 のパターン ③ であっても、残留率の変化した交通が交差点 3 に到達する前にネットワークがデッドロックしてしまう。

これらの結果は、4-(2) d), e) に示した数値計算の結果と一致する。

また、表-3.2 のパターン ② の時に、式 (4.7) を用いて、 $X_n \geq D$ となる最小の n を計算し、その時の各リンクの交通量 $Q_{ji}^{(n)}$ を求めれば、これは最終的な交通状態 (iii)、すなわちグリッドロック現象によって交通量は低下するが、0 まで低下せずに安定する場合に、この安定する交通量となる。

4-(2)b) の、ボトルネック交通容量以下に落ちるが、0 まで低下せずに安定するケースでこれを考える。この時、 $X_n \geq 300$ となる最小の n を計算すると $n = 1$ のため、残留率が増えた交通が交差点 3 に到達する時の下流リンク L_{32} のリンク交通量は $Q_{32}^{(1)} = 1,400$ [台/時] であり、残留率が遷移した後の L_{03} のリンク交通量は式 (4.8) となる。

$$\begin{aligned} Q_{03} &= \frac{1}{\rho_{03}} M_3 Q_{32}^{(1)} \\ &= \frac{0.23}{0.23} \times 1400 \\ &= 1400 \end{aligned} \tag{4.8}$$

しかし、単一格子ネットワーク上を渋滞が交差点 0 まで一周つながり、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播は継続しているため、この衝撃波もやがて交差点 3 に到達する。すると、その時のリンク交通量は式 (4.9) となる。

$$Q_{03}^{(2)} = \kappa Q_{03}^{(1)} \quad (4.9)$$

ここで、この交通量状態の衝撃波が交差点3に到達する時には、先述の通り残留率の遷移が起こった後のため、表-3.2の右側に移行しており、 $\kappa = 1$ である。よって、 $Q_{03}^{(2)} = Q_{03}^{(1)} = 1,341$ [台/時]となる。

結果として、この時の最終的に安定する交通状態は、 L_{03} のリンク交通量が、 $Q_{03} = 1,341$ [台/時]と $Q_{03} = 1,400$ [台/時]の2つの交通量状態が交互に到達することで、増減を繰り返す状態となる。これは、図-4.5の結果と一致する。

このように、リンクの上流側交差点で残留率が変化した交通が、下流側交差点に到達する直前に、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播の何周目が通過するかを計算することで、(iii)の0まで低下せずに安定する場合の交通量を推定することができる。

なお、本研究では、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周つながり、グリッドロック現象によって低下した交通量状態が上流伝播する時の衝撃波のみを扱ったが、このネットワーク上の各交差点で残留率が変化した場合は、それによって新たな交通量状態の上流伝播が生じるため、より厳密に計算を行うためにはそれらの上流伝播が当該リンクに順次到達する影響も加味する必要がある、今後の課題である。

(5) 本章のまとめ

本章では、3章で異質な条件を仮定した場合に理論的に導かれた、単一格子ネットワークの周囲を渋滞車列が一周つながった後の最終的に到達する3つの交通状態と、そこに至るまでの9つの進展過程パターンの中で特徴的なものについて、具体的な条件設定の下で数値計算を行い、ボトルネック交差点を起点とする渋滞の延伸、ならびにグリッドロック現象によって低下した交通量状態が上流伝播する衝撃波の状況を計算して、その進行過程を分析した。また、最終的に到達する交通状態が単一格子ネットワークを通行する交通に与える影響を把握するため、単一格子ネットワークの各交差点の外側に設定した交通需要の発生ノードを出発した交通が、単一格子ネットワークの1リンクの通過に掛かる所要時間と、出発後5分間で到達できる距離の時間変化を評価

した。

数値計算では、渋滞が一周つながった後に生じる3つの交通状態、すなわち、(i) ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合、(ii) グリッドロック現象によって0まで低下する場合（デッドロック）、(iii) (ii) の特殊ケースとして、グリッドロック現象によってボトルネック交通容量以下に落ちるが、0まで低下せずに安定する場合、のいずれもが実際の条件下で起こり得ることを示した。

また、数値計算の結果から、最終的に到達する交通状態が(ii) グリッドロック現象によって交通量が0まで低下するデッドロックの場合、単一格子ネットワークの外側のリンクも含めて、ネットワークの交通量が短時間で大幅に低下してしまうことが示された。これより、グリッドロック現象が生じると、当該ネットワークが交通需要をほとんど捌くことができなくなり、ネットワークとしての機能を果たせなくなってしまうため、そのネットワークに接続する周辺リンクも含めて大きな影響を及ぼすことから、グリッドロック現象を発生させないように交通をマネジメントすることが重要であると言える。

また、残留率の遷移過程を踏まえることで導かれた最終的な交通状態に至るまでの9パターンの進展過程のうち特徴的なパターンである、単一格子ネットワークを渋滞が一周つながった段階で一旦交通量が低下するものの、残留率の遷移後に交通量が回復に転じてボトルネック交通容量で安定するパターンや、その逆に、一周つながった時点では交通量が低下しないが、残留率の遷移後に急に交通量低下が始まりやがてデッドロックに至るパターンについても、数値計算によってそれが生じる例を示した。

更に、合流比 M_i と残留率 ρ_{ji} の大小関係からは、最終的な交通状態として (i) が予見されるものの、ボトルネック交通容量が極端に低い場合等に、残留率の変化した交通が下流交差点に到達する前にデッドロック ((ii) の交通状態) に至ってしまうケースが起こり得ることも示した。そこで、残留率の変化した交通がリンクを進行して下流交差点に到達するタイミングを計算することで残留率の遷移可否を判定し、それに基づき最終的に到達する交通状態を推測する方法を検討した。またこの方法を用いることで、(iii) の交通状態に至る場合の、最終的に安定する交通量を推定する方法についても示した。

5. グリッドロック現象の発生抑制のための基本的な考え方

(1) グリッドロック現象発生を検出する方法

本章では、単一格子ネットワークにおいて、グリッドロック現象の発生によりネットワークの交通量が低下している時に、ここまでで明らかにしたグリッドロック現象の発生メカニズムを活用して、その発生を抑制し低下した交通量を回復する方法を検討する。

グリッドロック現象の発生を抑制するためには、まずはグリッドロック現象の発生を検出できなければならない。本研究で定義したグリッドロック現象の発生を検出するためには、ボトルネック箇所が発生した渋滞が隣接する上流交差点まで延伸して、その渋滞による先詰まりが生じて上流交差点でも渋滞が発生する過程が繰り返された結果、渋滞が一周してボトルネック箇所の下流までつながっていることに加え、渋滞が一周つながったことにより交通量の低下が生じていることを検出する必要がある。

あるリンクに渋滞が生じていることを検知するには、リンクの下流端に設置したセンサで行列の形成、または信号交差点の場合は青終了時の捌け残りを検知する必要がある。また、下流リンクに形成された渋滞車列の影響によって先詰まりが発生していることを検知するには、下流リンクの上流端側にセンサが必要である。

単一格子ネットワーク上に、この考え方に則ってセンサが配置されていると仮定する。ボトルネックになり得る交差点を有するリンクの下流端側のセンサで渋滞が検知され、かつ、そのリンクに接続する下流側全リンクの上流端側センサで渋滞が検知されていなければ、その交差点がボトルネックと判断でき、その時の交通量からボトルネック交差点の交通容量も把握できる。

リンクの上流端側のセンサと、そのリンクに接続する上流リンクの下流端側のセンサのいずれも渋滞が検出されていれば、渋滞がつながっていると判断できる。更にこの時、上流リンクの下流端側の交差点の捌け台数が平常時より低下していることを確認できれば、その渋滞が下流リンクに形成された渋滞による先詰まりによって発生していると言える。

この方法に従って先詰まりの発生を順に検出し、渋滞が単一格子ネットワークを一周してその末尾がボトルネック交差点の下流に到達した時に、ボトルネック交差点の捌け台数が、ボトルネック交差点の元の交通容量より低下していれば、グリッドロック現象が生じていると判断できる。図-5.1 にセンサを用いたグリッドロック現象の検出フローを示す。

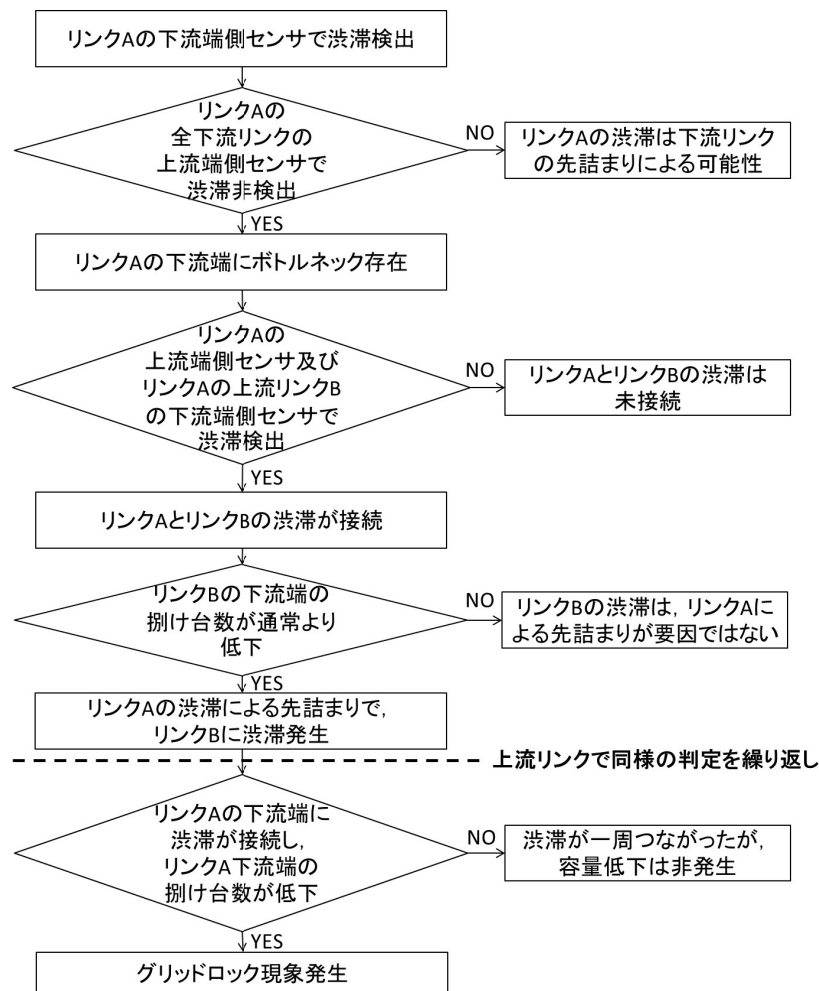


図-5.1 センサを用いたグリッドロック現象の検出フロー

なお、この方法でグリッドロック現象の発生を検出するには、先詰まりの検出時に、最初にどこの交差点で生じた渋滞かを管理するための ID と、各交差点の交通容量（平常時と渋滞時の両方）をセンタ側で併せて保持する必要がある。

図-5.1 の方法で、渋滞がネットワーク上を一周してつながり、グリッドロック現象の発生を検知できたとしても、それを抑制し、低下した交通量を回復するために必要な調整量をセンサ情報のみで得ることは難しく、前章までに示したグリッドロック現象の発生に関する知見を適用する。

(2) グリッドロック現象の発生抑制方策の検討方針

グリッドロック現象の抑制方策としては、供給側である道路インフラの調整と、需要側である交通需要の調整の大きく 2 つに分けることができる。また、需要側の調整には時間分散と空間分散がある。需要側の調整手段の一つとして情報提供が挙げられ、例えば交差点における分岐率を変更し混雑している道路を選択させないようにすることや、単一格子ネットワークを通行しないよう別の経路に誘導する等により空間分散を図る方法、混雑区間への進入タイミングの変更を促すことで時間分散を図る方法が考えられる。

これら需要側の調整によって、グリッドロック現象を抑制できる可能性はある。しかし、一辺が 300 m の単一格子ネットワークで、ある交通需要等の条件下ではネットワークの交通量が急激に低下し、10 分に満たない時間で交通がほとんど動けない状態に陥ってしまう事例を、4 章の数値計算で示した。情報提供等によって、単一格子ネットワークを構成するリンクに交通を流入させないといった交通需要の調整も制御の方法としては考えられるが、前述のようにネットワークの交通量が急激に低下してしまう場合、リンク内に既に流入した交通には経路選択の余地がなく、情報提供のみではデッドロックに向かうのを止めることができない場合も十分起こり得る。

また、情報提供等によってリンクへの交通の新たな流入がなくなり、グリッドロック現象による交通量の低下を止められたとしても、リンク内を通行する交通の残留率が非常に大きい場合等は、低下した交通量の回復までに時間を要する可能性がある。

そこで本論文では、需要側の調整のみでは対応が困難な場合を想定し、供給側であ

る道路インフラの調整によってグリッドロック現象の発生を抑制できる可能性があることを示す。また、交通需要が固定の条件下で検討することで、供給側の調整のみでグリッドロック現象の発生を抑制するという最も厳しい条件を対象にする。

単一格子ネットワークの周囲を渋滞が一周つながった後の最終的な可到達交通状態と、そこに至るまでの9通りの進展過程パターンを整理した表-3.2から、最終的に対策が不要な(i)の交通状態に至るケースを除き、制御導入が必要なケースのみを抜粋したものを表-5.1に示す。

表-5.1 単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった時に生じるパターンのうち制御導入が必要なケース

パターン	需要で規定 (された残留率)	上流ノードの供給条件で規定 (された残留率)	到達 状態
①	$\kappa < 1$	$\kappa < 1$	(ii)
②		$\kappa = 1$	(iii)
④	$\kappa = 1$	$\kappa < 1$	(ii)
⑦	$\kappa > 1$	$\kappa < 1$	(ii)

表-5.1のうちパターン④、⑦については、最初に渋滞車列が繋がった段階では交通量の低下は起こらずグリッドロック状態ではないが、 ρ_{ji} の変化した交通の影響がネットワーク上を伝播すると、急に交通量の低下が始まり、グリッドロック状態となる。つまり、これらのパターンは、グリッドロック状態でないことをモニターしただけで、渋滞車列の延伸によって ρ_{ji} がどのように変化するかに関する知見がなければ、グリッドロック現象の発生を予測することができない。

(3) 交差点の合流比 M_i とリンクの残留率 ρ_{ji}

本節では、単一格子ネットワークにおいてグリッドロック現象の抑制方策を導入するうえで必要となる、交差点の合流比 M_i と、リンクの残留率 ρ_{ji} をモニタリングする方法を整理する。

a) 交差点の形態

交差点には、信号制御交差点、ラウンドアバウト、無信号交差点、自動車専用道路における分合流部等の多種多様な交差形態が存在する。本論文が対象とする単一格子ネットワークの4箇所の交差部の形態は、これら形態のいずれかのみを想定せず、合流比 M_i によって交差点の道路構造および制御特性を表す。

ここで、信号制御交差点とそれ以外の交差形態では、合流比 M_i の決定要因が異なるため、以下に信号制御交差点とそれ以外の交差形態（無信号交差）に分けて、 M_i の決定要因と ρ_{ji} のモニタリング方法を述べる。

b) 信号制御交差点の合流比 M_i と残留率 ρ_{ji}

信号制御交差点の場合は、信号により各方向から流入する交通が制御されるため、1サイクルあたりで合流比を考える必要がある。つまり、各方向に割り振られた車線数と青時間の比率で下流側リンクに流入できる交通量が決定されるため、車線数と青時間比率を用いれば、1サイクルや単位時間当たりの方向別の受入量を算出でき、これが合流比 M_i となる。

なお、隣接する下流側信号交差点の信号待ち行列が延伸し、その末尾が当該交差点に到達している場合は、当該交差点の信号現示切り替わりタイミングと、隣接信号交差点のオフセットの関係次第では、下流から延伸した渋滞車列の影響を受けることで割り当てられた青時間を使えない場合があり、車線数と青時間比率のみでは合流比が決まらない場合もあるため注意しなければならない。

次に、信号制御交差点における ρ_{ji} のモニタリング方法を述べる。道路上を走行する交通を観測する装置として、道路上に設置されているセンサが挙げられる。一般道に設置されているセンサの種類としては、超音波式車両感知器、光ビーコン、画像式車両感知器が挙げられ、信号交差点の上流側に設置されている場合が多い。これらセンサによって、センサが設置された車線断面を通行する交通量を観測することはできるものの、個別車両の走行経路（ここでは交差点での進行方向）を直接観測することはできない。

また近年は、走行する車両からプローブ情報を取得できるようになってきており、その情報を用いることで車両の走行経路を把握できる可能性がある。プローブ情報とし

て国土交通省によって収集されている ETC2.0 プローブ情報の場合、道路上に設置された ITS スポットの下を車載器を装着した車両が通過した時に情報がアップリンクされる仕様であるため、情報取得には車両が ITS スポットに到達するまでのタイムラグが生じる。そのため、数分～数十分単位で起こるグリッドロック現象への対応としては、難しい場合もあり得る。また民間事業者が収集するプローブ情報は、個人情報や費用の点等から、これを交通管制にすぐに活用できる状況にはなっていない。そこでここでは、5-(1)で考察した、グリッドロック現象の発生検出に用いるセンサを使って観測できる断面交通量から、残留率 ρ_{ji} を把握する方法を考える。

信号交差点 i の上流側リンク L_{ji} の上流端センサでリンク交通量 Q_{ji} を把握できる。また、交差点 i の右折交通量 q_{jh} は、交差点 i に右折車線が設置されていれば、各車線にセンサを設置して直接観測できる。一方、右折車線が設置されていない場合は、交差点 i の下流側リンク L_{ih} の上流端のセンサで観測される交通量を、その交差点の信号制御サイクルと同期させて集計すれば、一定精度で推定できる。従って、信号制御交差点において、センサで観測できる Q_{ji} と q_{jh} を用いることで、 ρ_{ji} をモニタリングできることが分かる。

なお、この方法で、渋滞末尾が交差点 j に到達して遷移が生じる前の ρ_{ji} をモニタリングしている時、例えば、表-3.2 のパターン⑦のように、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながった時点では交通量低下が起こらないが、残留率が遷移すると突然交通量低下が始まって、最終的にデッドロックに至る場合等が生じ得るため、最終的に到達する交通状態を予測するためには、遷移後の ρ_{ji} も事前に把握できなければならない。

渋滞末尾が交差点 j に到達した後の ρ_{ji} は、表-3.1 の右側で算出でき、このうち合流比 M_j は制御変数であるので、 r_i が得られれば、 ρ_{ji} を把握できる。センサでは、交差点における各車両の流出方向を直接観測することはできないが、単一格子ネットワーク上の交差点では最大 1 回のみの右折を仮定すれば、図-5.2 に示すように、 r_i はセンサの観測値を用いて式 (5.1) で算出できる。

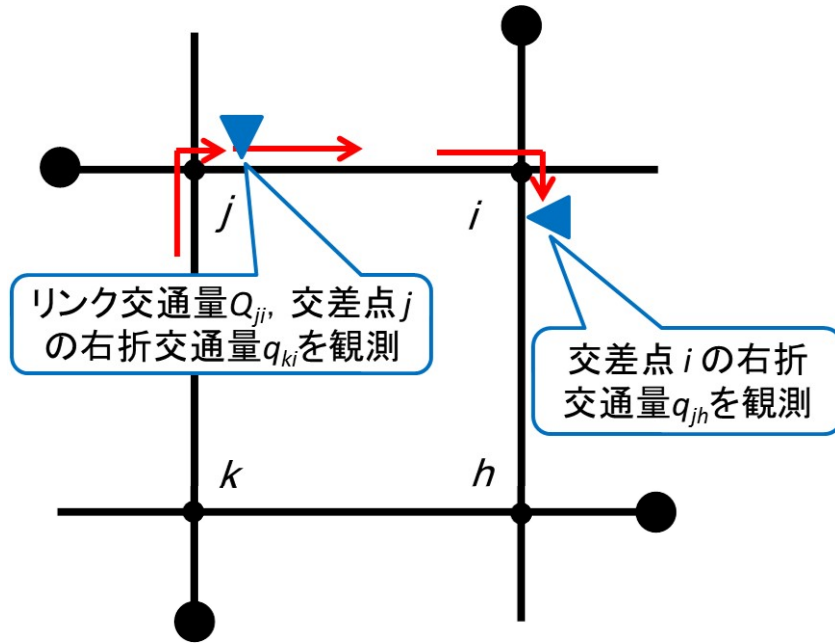


図-5.2 車線別の車両感知器設置による右折交通需要割合 ρ_{ji} のモニタリング

$$r_i = \frac{q_{jh}}{Q_{ji} - q_{kj}} \quad (5.1)$$

c) 無信号交差点の合流比 M_i と残留率 ρ_{ji}

対象交差点が信号機の設置されていない交差点の場合は、合流比は合流部の車線構成等、道路の幾何構造により決定される。高速道路等の合流部における合流挙動の分析及びそのモデル化に関する研究としては、例えば、巻上ら（1990）、喜多ら（1995）、喜多ら（2000）、清水ら（2001）、高山ら（2003）など複数ある。交差する道路が互いに片側一車線で、合流部の下流側に渋滞車列が形成されている時は、一般的には車両1台分のスペースが空くごとに各進入路から1台ずつ車両が交互に流入するため、1:1合流となり合流比 M_i は 1/2 となる。また、交差する道路の一方が片側1車線で、もう一方が片側2車線の場合、2車線側道路の合流を受け入れる車線では1:1合流となり、合流と無関係な残りの1車線は当該道路を通行する交通だけが利要するため、合流比 M_i は 1/4 となる。図-5.3 に示すように、 L 車線と1車線道路合流時の L 車線道路側の合流比は式 (5.2) で与えられる。

$$M_i = \frac{2L - 1}{2L} \quad (5.2)$$

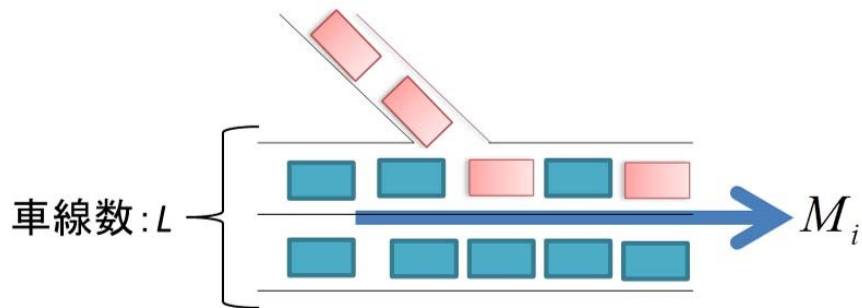


図-5.3 L 車線と 1 車線道路合流時の L 車線道路側の合流比 M_i

その他、合流車線が複数車線の場合など、合流方式によって様々な値の合流比が存在するものと考えられる。

また、信号機の設置されていない交差点における ρ_{ji} のモニタリングについて、当該交差点に右折車線が設置されていれば、b) の信号制御交差点で述べた方法と同様に、車線毎にセンサを設置することで観測可能である。

一方、右折車線が設置されていない場合は、車両の ID を交差点の流入路、流出路の双方で取得し、それをマッチングすることで ρ_{ji} が把握可能である。ID マッチングには車載機器が必要なが、全車両に機器が設置されていなくても、サンプリングに基づき ρ_{ji} を推定すれば、今回の目的では利用可能である。

以上より、交差点の下流側リンクが渋滞している時の交差点の合流比 M_i ならびに残留率 ρ_{ji} は把握可能であり、特に合流比 M_i は交通需要によらず交差点部の車線構成などの道路構造、信号交差点の車線数と青時間比により決まるため、外生的な与件として扱うことができる。そこで本論文では、 M_i をインフラ側の調整によって制御可能な変数とみなす。

(4) グリッドロック現象の発生抑制方策

a) 抑制方策の考え方

渋滞時において ρ_{ji} がモニタリングできることを前提に、グリッドロック現象の発生を検出してその進展を抑制する方策を検討する。すなわち、式 (3.29) の左辺の ρ_{ji} を小さくするか、 M_i を大きくすることで不等号を非成立にし、グリッドロック現象の

発生を抑える。

単一格子ネットワーク上に渋滞形成し、その末尾が上流側交差点に到達することで残留率が変化した交通が進行して下流側交差点に達し遷移が起こる前は、 ρ_{ji} は交通需要で決まるため（表-3.1 の左側）、分子の M_i の制御のみで不等式を非成立にしなければならない。

一方、遷移が起こった後の上流ノード（上流側交差点）の供給条件によって決まる ρ_{ji} （表-3.1 の右側）を小さくするにあたって、 r_i は交通需要でありここでは固定で考えているため、 $1 - M_i$ を小さくする、すなわち M_i を大きくする制御の導入を図ればよい。つまり、 M_i を大きくすればそれに連動して ρ_{ji} も変わり、かつ ρ_{ji} は小さくなるため、式 (3.29) の左辺の比率を確認しながら不等式が非成立になるよう M_i を調整する。

b) 交差点形状別の合流比 M_i の調整方策

合流比 M_i の調整方法として、まず、センタ側で 5-(1) に示したように、センサを用いて単一格子ネットワーク上での渋滞発生、ならびにグリッドロック現象発生の検出を行う。併せて、5-(3) で述べた方法で、各交差点の合流比 M_i と、残留率が遷移する前後の ρ_{ji} を把握しておく。そして、これらの収集した情報から、単一格子ネットワーク上でグリッドロック現象の発生が予見、もしくは発生が検出された場合に、 M_i と ρ_{ji} を用いてグリッドロック現象の発生条件式 (3.29) を算出して、この条件式が非成立となる M_i を求めて、それを調整に反映させる。

なお、基本的には残留率の遷移後に式 (3.29) が非成立となれば、グリッドロック現象による交通量の低下を回避できるが、4章で示したように、残留率の遷移が起こる前にデッドロックに至る場合もあり、そのような場合は残留率の遷移前の状態で式 (3.29) を非成立にしなければならない。式 (3.29) を非成立にするための M_i の調整量については、6章で述べる。

センタ側で決定した合流比 M_i に従って、交差点の M_i を実際に大きくする方法としては、例えば交差点に警察官を配置して手信号により、単一格子ネットワークを構成するリンクと格子の外側それぞれのリンクから格子への流入交通量を制御する方法が考えられる。例えばセンタ側から、合流比を調整したい交差点を担当する警察官に、そ

の交差点で実現すべき合流比を伝え、 $M_i = 1/2$ であれば、交差点の各流入路から交通が 1:1 の比率で流入するように、 $M_i = 3/5$ であれば、単一格子ネットワーク側の流入路から 3 台、単一格子ネットワークの外側のリンクから 2 台の比率で流入するように制御する。

もしくは、対象交差点が信号交差点の場合は、青時間比を調整することで、合流比 M_i を大きくすることができるはずである。

対象交差点が信号交差点でない場合は、ランプメータリングによって流入量をコントロールすることで合流比 M_i を大きくすることも可能と考えられる。また、合流部における単一格子ネットワーク側リンクからの流入路と、外側リンクからの流入路の車線数の調整によって、合流比 M_i を大きくすることができる可能性がある。合流部における車線数の構成を動的に変更することで合流比 M_i を調整する方法として、動的可変チャネリゼーションがある。例えば海外では、中央分離帯の構造物の位置を物理的に動かして車線構成を変更するジッパーカーが運用されている。また、首都高速道路でも交通状態に合わせて路面表示を変更して、合流部における車線運用を変更する効果が検討され（洪ら 2010）、2017 年 3 月に浜崎橋 JCT で LED 投光器を用いた可変式路面表示が試験実施された。このように、動的な車線構成調整の可能性も考えられる。

c) 抑制方策の導入箇所

合流比 M_i の調整により式 (3.29) の不等号の大小関係を逆転させるには、単一格子ネットワーク上のどこか 1 箇所の交差点のみの M_i を調整する方法や、複数箇所の交差点の M_i を調整する方法が考えられる。

また、どこか特定の交差点の M_i を調整する場合は、単一格子ネットワーク上の 4 箇所の交差点のうちどの交差点を対象にするかを定める必要がある。

制御のしやすさや、制御に要するコストや手間を勘案し、本論文では、単一格子ネットワーク上の 4 箇所のうちのいずれか 1 箇所の交差点のみに抑制方策を導入するものとし、どこの交差点を選択すべきかを次章で検討する。

(5) 本章のまとめ

本章では、単一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながりグリッドロック現象によってネットワークの交通量低下が発生している時に、グリッドロック現象が発生している状態から脱却し、低下した交通量を回復する基本的な考え方を整理した。

グリッドロック現象の発生を抑制する方策としては、供給側である道路インフラの調整と、需要側である交通需要の調整の大きく2つに分けることができる。このうち、需要側の調整によって、グリッドロック現象を抑制できる可能性はあると考えられるが、グリッドロック現象によってネットワークの交通量が急激に低下する場合は、リンク内に既に流入した交通には経路選択の余地がなく、情報提供のみではデッドロックに向かうのを止めることができない場合も起こり得るため、ここでは、交通需要を固定とし、供給側である道路インフラの調整のみによってグリッドロック現象の発生を抑制する方法を示した。

グリッドロック現象の発生を抑制するためには、道路上のセンサを用いて、グリッドロック現象の発生検出、ならびに各交差点の合流比 M_i と残留率 ρ_{ji} をモニタリングする必要がある。そのうえで、グリッドロック現象の発生が予見、もしくは発生が検出された場合に、その発生条件である式 (3.29) の不等号の向きを変えて、不等式を非成立にすれば良い。そのための道路インフラ側の制御として、単一格子ネットワーク上の交差点 i において、信号の青時間比調整やランプメータリング等の方法で、単一格子ネットワークを構成するリンク側の交通に与えられる合流比 M_i を増加させることが挙げられた。また、 M_i を調整することで、交差点 i の下流リンクの残留率が小さくなり、これは下流リンクの交通量の増大にも寄与する。

6. グリッドロック現象の発生抑制のための制御方法

(1) 制御方法の比較評価指標

前章で整理したグリッドロック現象の発生を抑制する方法について、単一格子ネットワークの4箇所の交差点の中から1箇所の交差点のみを選択して制御する方法について考察する。ここで、制御対象として選択する交差点の違いがネットワークの効率性にもたらす効果を比較評価するにあたり、それを示す指標が必要となるが、Dganzo (2007) では、ネットワークの性能を表す指標として Network Exit Function (NEF) が提案されている。NEF とは、対象とするエリアから外部に流出する交通量ならびにエリア内でトリップを完了する交通量（これらを合わせて流出交通量とする）が、交通需要の変化が緩やかな状況下では、エリアの車両存在台数との関係で近似的に表現できるといふものであり、式 (6.1) で与えられる。

$$dL(t)/dt \approx G(n(t)) \quad (6.1)$$

式 (6.1) で、 $L(t)$ はエリア内のリンクからの総流出交通量、 $n(t)$ はエリア内の車両存在台数、 $G(n(t))$ は NEF である。

本論文でも、単一格子ネットワークから外部への総流出交通量、すなわち総スループットを用い、合流比 M_i の調整がネットワークの効率性に及ぼす効果を示す指標とする。

グリッドロック現象により総スループットが低下すると、対象ネットワークの外から中に入る交通需要の流入交通流率が低下し、ネットワークの周囲に渋滞が延伸する。つまり、総スループットを改善するということは、改善した分だけネットワークの外

からネットワーク内への交通需要の流入増につながるため、総スループットという指標で抑制方策の導入効果を判断することができる。

交差点 i を下流端とするリンクのスループットを図-6.1 に示す。リンク下流端の交差点 i のスループット O_i 、及び単一格子ネットワーク全体からの総スループット O_{all} はそれぞれ式 (6.2), (6.3) となる。

$$O_i = (1 - \rho_{ji})Q_{ji} \quad (6.2)$$

$$O_{all} = O_h + O_i + O_j + O_k \quad (6.3)$$

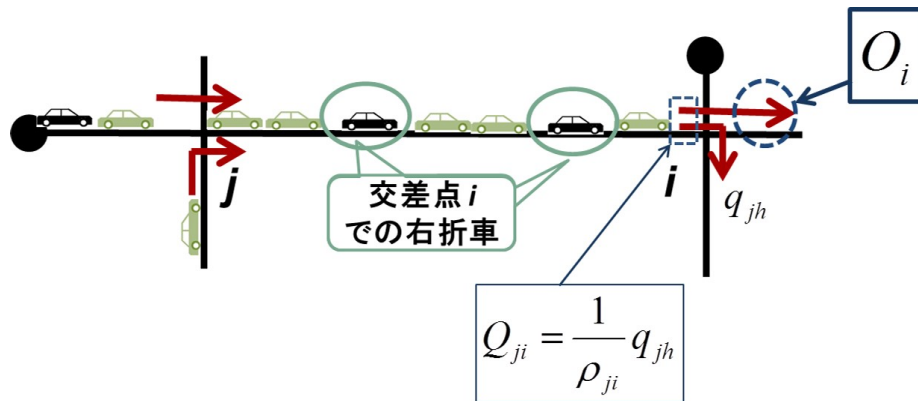


図-6.1 交差点 i のスループット O_i

なお、グリッドロック現象とは、この O_{all} が自己崩壊的に低下する現象と言い換えることができる。

(2) 制御目標

単一格子ネットワーク上の4箇所の交差点のうち交差点 m の M_m を調整することで、グリッドロック現象の発生を抑制し、交差点 i のスループット (O_i^m と表す)、または単一格子ネットワーク全体の総スループット (O_{all}^m と表す) の改善効果を最大化できる交差点を選択するものとする。

交差点 m の調整後の合流比を M'_m , $\kappa = 1$ となる合流比を M_m^* とすると, 合流比は最大でも 1 より大きくできないため, 式 (6.4) の条件式が得られる.

$$1 \geq M'_m > M_m^* > 0 \quad (6.4)$$

この条件下で, グリッドロック現象の発生を抑制するには, 式 (3.29) の不等号の向きを逆転させる必要があり, 例えば $i = m$ とした場合は式 (6.5) を満たさなければならない.

$$\begin{aligned} \frac{M_k M_j M'_i M_h}{\rho'_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} &> \frac{M_k M_j M_i^* M_h}{\rho_{ih}^* \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} = 1 > \frac{M_k M_j M_i M_h}{\rho_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} \\ \Leftrightarrow M'_i > \frac{\rho'_{ih}}{\rho_{ih}^*} M_i &= \frac{\rho'_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}}{M_k M_j M_h} > \frac{\rho'_{ih}}{\rho_{ih}} M_i \end{aligned} \quad (6.5)$$

ここで, 交差点 i の合流比を M'_i に変更したことに伴い残留率の変化した交通が, 下流側の交差点 h に到達した後の残留率を ρ'_{ih} , M_i^* に変更したことに伴い残留率の変化した交通が, 下流側の交差点 h に到達した後の残留率を ρ_{ih}^* とする.

なお, L_{ih} の残留率が ρ'_{ih} に遷移するには, 交差点 i で残留率が増加した交通が前進して交差点 h に到達するまでの時間が必要であり, グリッドロック現象による交通量低下が急激に進行する場合は, 残留率が ρ'_{ih} に遷移する前にデッドロックに至る可能性がある. この場合の残留率は ρ_{ih} のままであり, この時グリッドロック現象を抑制するには, M'_i が式 (6.6) を満たす必要がある.

$$\begin{aligned} \frac{M_k M_j M'_i M_h}{\rho_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} &> 1 > \frac{M_k M_j M_i M_h}{\rho_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} \\ \Leftrightarrow M'_i > \frac{\rho_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}}{M_k M_j M_h} &> M_i \end{aligned} \quad (6.6)$$

ここで, $\rho'_{ih} = r_h(1 - M'_i)$ であり, M_i を大きくする調整を行った場合, ρ'_{ih} は ρ_{ih} より必ず小さくなる. 従って, 式 (6.6) が成立すれば, 式 (6.5) も必ず成立する.

また, ここで仮に $M'_m = 1$ (交差点 m で単一格子ネットワーク外側からの交通の流入を完全に遮断する制御) とすると, これは m をどの交差点にしたとしても必ず式 (6.5) を満たす. 一方, 交通量が急激に低下する時のグリッドロック現象の抑制条件として導いた式 (6.6) では, 第二辺が 1 より大きい場合があるため, $M'_m = 1$ でも式 (6.6) が必

ず成立するとは言えない．つまり $M'_m = 1$ としても式 (6.6) を満たせなければ，当該交差点 m を調整するだけではグリッドロック現象を抑制することはできず，他の交差点を選択する必要がある．

(3) 制御によるグリッドロック現象の回復過程

ここで，制御対象交差点 m を i と置いて，交差点 i で M_i を M'_i に調整する制御を， L_{ih} の交通量が $Q_{ih}^{(n)}$ の状態で考える．調整直後の L_{ji} の交通量を $Q_{ji}^{(n)'}$ とすると，これは式 (6.7) で算出される．

$$Q_{ji}^{(n)'} = \frac{M'_i}{\rho_{ji}} Q_{ih}^{(n)} \quad (6.7)$$

$M'_i > M_i$ のため， $Q_{ji}^{(n)'}$ は調整前のリンク交通量 $Q_{ji}^{(n)}$ よりも大きい． M'_i に調整したことで変化したこの交通量状態が上流伝播し，単一格子ネットワークを一周して交差点 h に到達した後の交通量 $Q_{ih}^{(n)'}$ は，式 (6.8) となる．

$$Q_{ih}^{(n)'} = \frac{M_k M_j M'_i M_h}{\rho_{ih} \rho_{ji} \rho_{kj} \rho_{hk}} Q_{ih}^{(n)} \quad (6.8)$$

式 (6.6) が成立すれば， $Q_{ih}^{(n)'}$ は $Q_{ih}^{(n)}$ より大きい．式 (6.7) と式 (6.8) の関係は，上流伝播の二周目も同様に成立することから，制御を導入することで制御導入前の交通量より増加し，これが繰り返されることでグリッドロック現象により低下した交通量が徐々に増大する．そして， $Q_{i0}^{(n)'} > C'$ となった時点で， $Q_{i0}^{(n)'} = C'$ となり安定する．

また， M_i を調整しても， M_i の調整前にグリッドロック現象によって低下した交通量（例えば $Q_{ji}^{(n+1)}$ ）状態の上流伝播も継続するが，式 (6.6) が成立していればその状態の交通量も上流伝播を繰り返しながら徐々に増大する．

更に先述の通り， M_i を調整した影響を受けた交通が下流側交差点 h に到達すると，残留率が ρ'_{ih} に変化する． ρ'_{ih} に変化するると新たな交通量状態の上流伝播が交差点 h から生じ，式 (6.5) が成立しているので，伝播とともにこの状態の交通量も増加する（式 (6.6) が非成立の場合も，この遷移によって式 (6.8) の分母の ρ_{ih} が ρ'_{ih} に変化するため，式 (6.5) より交通量が増加に転じる）．

つまり、 M_i を M'_i に調整したことによる交通量状態、調整前に低下した交通量状態、下流交差点 h で残留率が変化することにより生じる交通量状態の3つの異なる交通量状態の衝撃波が、交互に上流伝播を繰り返しながら徐々に交通量が増大し、最終的にはボトルネック交差点の交通量がボトルネック交通容量に達した時点で、いずれの衝撃波も消えて安定する。

(4) 制御対象交差点の選択の視点

制御対象交差点の選択において、異質な条件下で単一格子ネットワークの周囲を渋滞車列が一周つながってグリッドロック現象が発生している時に、単一格子ネットワーク上のある1箇所の交差点 i の交通需要 S_i が、他の交差点の交通需要と比較して小さく、わずかな調整によって3-(3)に示した単一格子ネットワーク上に渋滞車列が形成される条件を非成立にできる場合は、その交差点を制御することで単一格子ネットワーク上に形成された渋滞を解消できるため、交差点 i を制御対象とすべきことは自明である。そこでここでは、4箇所のいずれの交差点も、単一格子ネットワーク上に渋滞が形成するのに十分な量の交通需要が生じている状況を仮定して、制御対象交差点を選択する考え方を示す。

グリッドロック現象の抑制方策を導入すると、まずグリッドロック現象によって低下した交通量が回復する過程があり、それを経て最終的な交通状態に到達して安定する。従って制御対象交差点の選択には、調整後十分に時間が経過し、最終的に安定した状態での O_{all}^m を最大化できる交差点を選択する長期戦略と、制御導入前の O_{all} に対する制御導入直後の O_{all}^m の差分を最大化できる交差点を選択する短期戦略の2通りが考えられる。

交通需要が固定である限り、最終的な O_{all}^m を最大化する長期戦略を取る方が必ず望ましい。しかし、現実には時々刻々と変化する交通状況の中で、不確定要素の多い将来の時点ではなく、現在の状況改善を最大化することを重視する短期戦略が望ましい場合も考えられる。

次節以降で長期戦略、短期戦略それぞれの観点から、制御対象交差点の選択方針を考察する。

(5) 長期戦略からの制御対象交差点の選択

長期戦略，すなわち最終的に安定した状態での O_{all}^m の最大化には，以下の2つの考え方があり得る。

1つ目は，どのような需要条件であってもグリッドロック現象を確実に抑制でき，かつ最も単純な制御である $M'_m = 1$ （交差点 m で単一格子ネットワーク外部から単一格子ネットワークへの流入を完全に遮断）に調整する場合であり，a) で考察する。

一方で，いずれかの交差点を完全に流入遮断することは，単一格子ネットワークの外側から格子内に流入しようとする交通に与える影響が大きく，現実には採用できないことも考えられる．そこで2つ目は，調整量 $M'_m - M_m$ を最小にする制御，すなわち $M'_m = M_m^* + \varepsilon$ （ ε は微小な定数 ($\varepsilon > 0$)) に調整する場合であり，b) で考察する。

そのうえでc) では，a), b) で対象とする2つの制御のうちどちらを選択すべきかについて考察する．そしてd) では，長期戦略での制御対象交差点の選択効果を具体事例で確認する．ここでは，4章で用いた，グリッドロック現象による交通量状態の変化が衝撃波として上流伝播する過程の計算プログラムに，計算途中で合流比 M_m を調整するロジックを追加して数値計算を行う。

a) 流入を遮断する制御

$M'_m = 1$ に調整した場合は，例えば，制御対象交差点 m を i とすると， L_{ih} の交通量 Q_{ih} は交差点 i で右折する交通量 q_{jh} に一致する．また，右折した交通は，下流側の交差点 h では直進して単一格子ネットワークから流出するため， L_{hk} に流入する交通は S_h のみとなる。

表-6.1 は，4箇所 of 交差点それぞれで流入遮断した場合の，最終的に実現し得る各交差点のスループット O_i^m ならびに単一格子ネットワーク全体の総スループット O_{all}^m を示したものである。

表- 6.1 流入遮断する交差点と各交差点ならびに単一格子ネットワークの総スループット

流入遮断する交差点 m	交差点0	交差点1		交差点2		交差点3
		$r_1 S_2 \leq C'$	$r_1 S_2 > C'$	$S_1 \leq C'$	$S_1 > C'$	
O_0^m	$(1-\rho_{10})C'$	$r_1 S_2$	C'	$(1-r_0)S_1$	$(1-r_0)C'$	$(1-\rho_{10})C'$
O_1^m	$\frac{1-\rho_{21}}{\rho_{21}} M_1 C'$	$(1-r_1)S_2 + r_2 S_3$	$\frac{1-\rho_{21}}{\rho_{21}} C'$	$r_2 S_3$	$r_2 S_3$	$\frac{1-r_1}{r_1} M_1 C'$
O_2^m	$\frac{(1-r_2)M_1 M_2}{\rho_{21} r_2} C'$	$(1-r_2)S_3 + r_3 S_0$	$\frac{(1-\rho_{32})M_2}{\rho_{21} \rho_{32}} C'$	$(1-r_2)S_3 + r_3 S_0$	$(1-r_2)S_3 + r_3 S_0$	$r_3 S_0$
O_3^m	$\rho_{10} C'$	$(1-r_3)S_0$	$\frac{(1-r_3)M_2 M_3}{\rho_{21} \rho_{32} r_3} C'$	$(1-r_3)S_0 + r_0 S_1$	$(1-r_3)S_0 + r_0 S_1$	$\rho_{10} C' + (1-r_3)S_0$
O_{all}^m	$C' + \frac{(1-\rho_{21})M_1}{\rho_{21}} C' + \frac{(1-r_2)M_1 M_2}{\rho_{21} r_2} C'$	$S_0 + S_2 + S_3$	$\frac{1}{\rho_{21}} C' + \frac{(1-\rho_{32})M_2}{\rho_{21} \rho_{32}} C' + \frac{(1-r_3)M_2 M_3}{\rho_{21} \rho_{32} r_3} C'$	$S_0 + S_1 + S_3$	$S_0 + C' + S_3$	$S_0 + C' + \frac{(1-r_1)M_1}{r_1} C'$

交差点 0 で流入遮断する場合

交差点 0 で流入遮断する場合の、単一格子ネットワークの各交差点のスループット O_i^0 を、図-6.2 に示す。

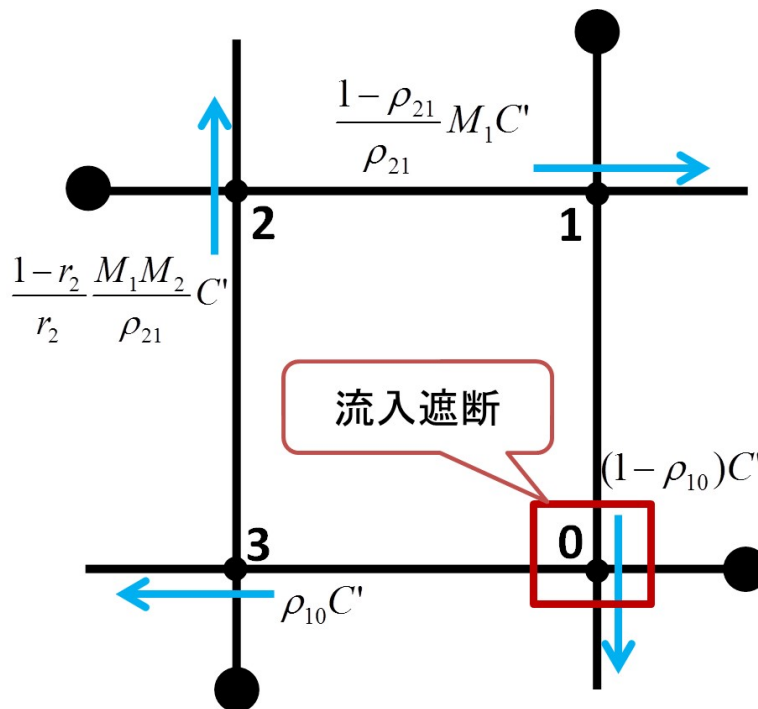


図- 6.2 交差点 0 で流入遮断する場合の O_i^0

この時、交差点 3 で右折する交通が存在しなくなるため L_{03} の渋滞は解消するが、その他のリンクの渋滞は残ったままであり、単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^0

は式 (6.9) となる.

$$O_{all}^0 = C' + \frac{(1 - \rho_{21})M_1}{\rho_{21}}C' + \frac{(1 - r_2)M_1M_2}{r_2\rho_{21}}C' \quad (6.9)$$

交差点 1 で流入遮断する場合

交差点 1 で流入遮断する場合, ボトルネック交差点を通行する交通需要は r_1S_2 のみとなる. r_1S_2 と C' の大小関係によって O_{all}^1 は異なる.

$r_1S_2 \leq C'$ の時の, 単一格子ネットワークの各交差点のスループット O_i^1 を, 図-6.3 に示す.

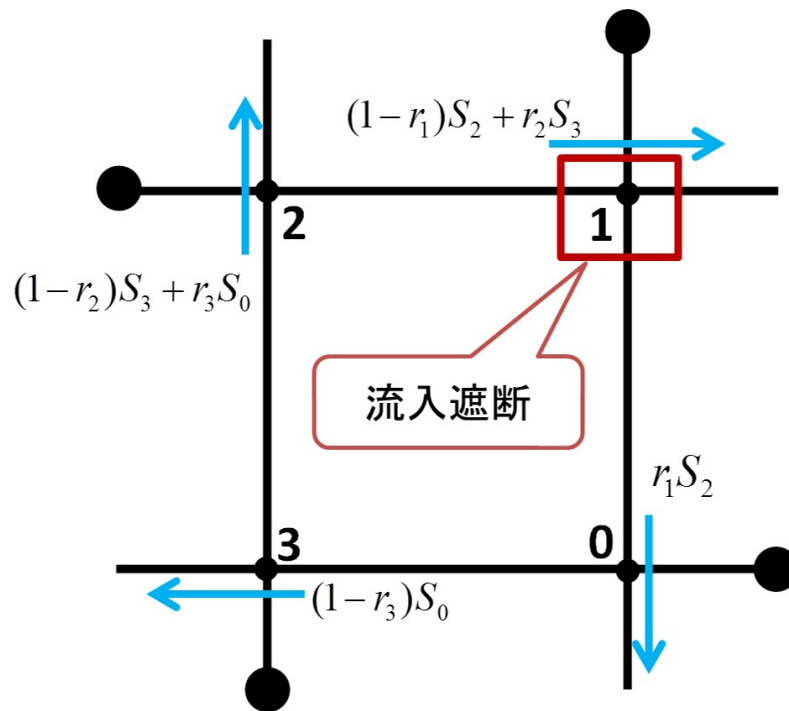


図-6.3 $r_1S_2 \leq C'$ の時の交差点 1 で流入遮断する場合の O_i^1

この時, ボトルネック交差点に起因する渋滞は解消し, 単一格子ネットワーク上から渋滞はなくなり, 単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^1 は式 (6.10) となる.

$$O_{all}^1 = S_0 + S_2 + S_3 \quad (6.10)$$

一方, $r_1S_2 > C'$ の時は, 単一格子ネットワーク上の渋滞は解消せず, 各交差点のス

ループット O_i^1 は、図-6.4 に示す通りであり、単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^1 は式 (6.11) となる。

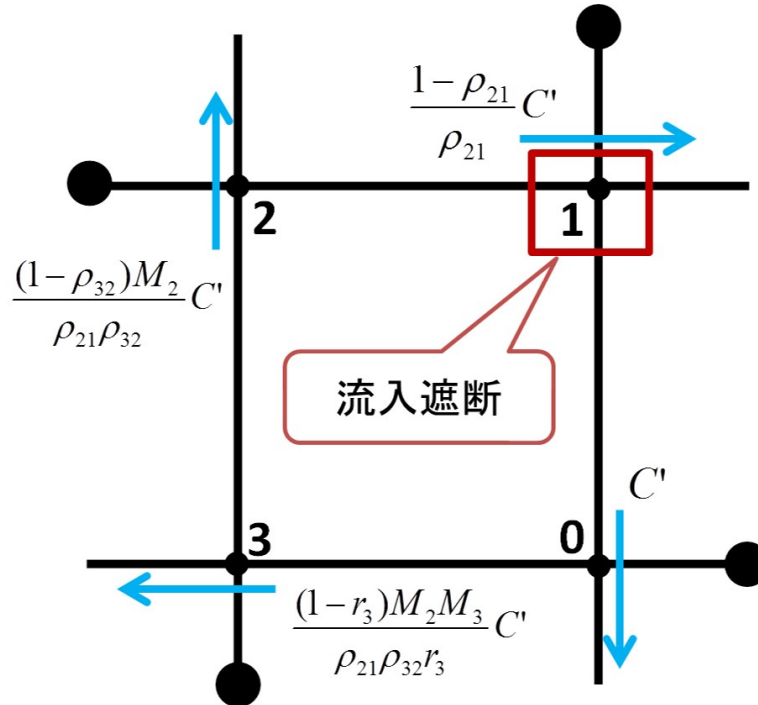


図-6.4 $r_1S_2 > C'$ の時の交差点 1 で流入遮断する場合の O_i^1

$$O_{all}^1 = C' + \frac{(1-\rho_{21})}{\rho_{21}} C' + \frac{(1-\rho_{32})M_2}{\rho_{21}\rho_{32}} C' + \frac{(1-r_3)M_2M_3}{r_3\rho_{21}\rho_{32}} C' \quad (6.11)$$

交差点2で流入遮断する場合

交差点2で流入遮断する場合，ボトルネック交差点に到達する交通需要は S_1 のみとなる．従って， S_1 と C' の大小関係によって O_{all}^2 が決まる．

$S_1 \leq C'$ の時の，単一格子ネットワークの各交差点のスループット O_i^2 を，図-6.5に示す．

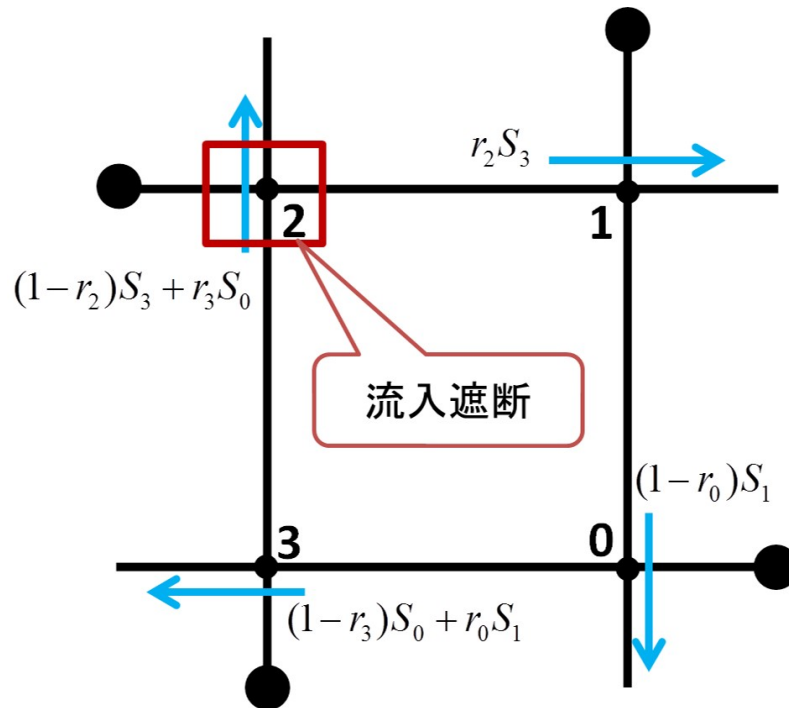


図-6.5 $S_1 \leq C'$ の時の交差点2で流入遮断する場合の O_i^2

この時，ボトルネック交差点に起因する渋滞は解消し，単一格子ネットワーク上から渋滞はなくなり，単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^2 は式(6.12)となる．

$$O_{all}^2 = S_0 + S_1 + S_3 \quad (6.12)$$

一方， $S_1 > C'$ の時は， L_{10} 上の渋滞は残るが，交差点1で右折する交通需要がなくなるためその他のリンクの渋滞は解消し，各交差点のスループット O_i^2 は，図-6.6に示す通りであり，単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^2 は式(6.13)となる．

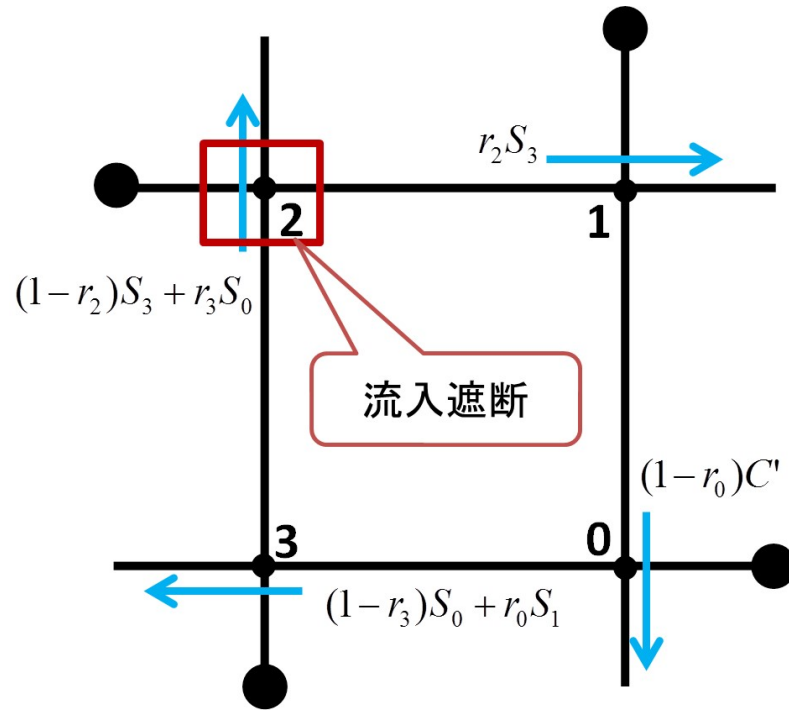


図-6.6 $S_1 > C'$ の時の交差点2で流入遮断する場合の O_i^2

$$O_{all}^2 = S_0 + C' + S_3 \quad (6.13)$$

交差点3で流入遮断する場合

交差点3で流入遮断する場合の、単一格子ネットワークの各交差点のスループット O_i^3 を、図-6.7に示す。

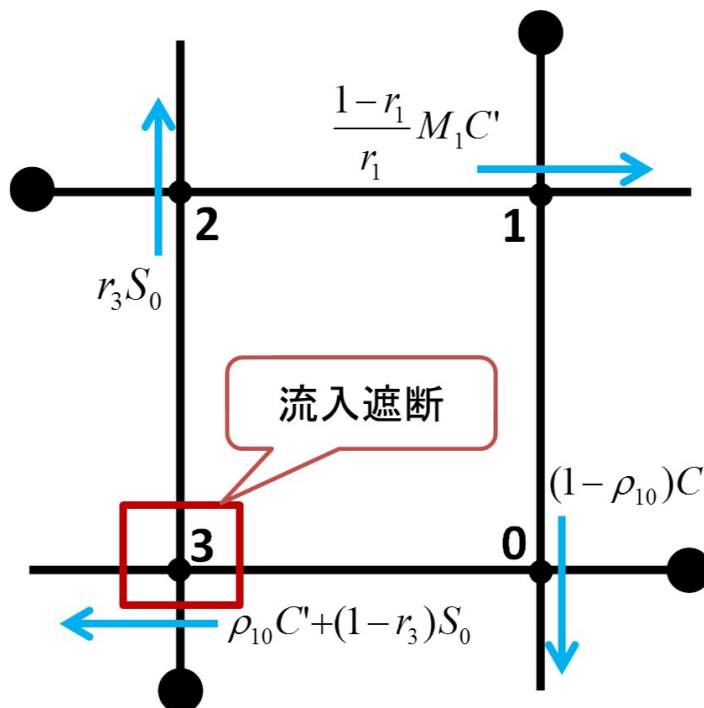


図-6.7 交差点3で流入遮断する場合の O_i^3

この時、交差点2で右折する交通が存在しなくなるため L_{32}, L_{03} の渋滞が解消し、単一格子ネットワークの総スループット O_{all}^3 は式 (6.14) となる。

$$O_{all}^3 = S_0 + C' + \frac{(1-r_1)M_1}{r_1} C' \quad (6.14)$$

最適な交差点の選択

$S_1 \leq C'$ かつ $r_1 S_2 \leq C'$ の時、式 (6.9), (6.10), (6.12), (6.14) を比較すると、交差点1または交差点2で流入遮断した場合は式 (6.10), (6.12) より、遮断した交通需要（交差点1の場合は S_1 、交差点2の場合は S_2 ）を除く全ての交通需要がネットワークから流出できている。一方、交差点0または交差点3で流入遮断した場合のスループット（式 (6.9), (6.14)）は、 C' で規定されていることからボトルネック交差点で発生した渋滞の影響を交通が受けてしまう。

従って、交差点 1 または 2 のいずれかで流入遮断すると総スループットを最大化できることが分かる。これら 2 箇所のどちらを選択するかは、本研究で仮定した交通需要固定の条件下では、遮断した交通需要の分だけ単一格子ネットワークの外側の渋滞が悪化するため、交差点 1 の交通需要 S_1 と、交差点 2 の交通需要 S_2 を比較して交通需要が小さい方の交差点を選択すべきである。

$S_1 \leq C'$ かつ $r_1 S_2 > C'$ の時は、交差点 1 で流入遮断した時の O_{all}^1 は式 (6.11) となり、総スループットが C' で規定されるため、式 (6.12) の総スループットが得られる交差点 2 を選択すべきである。

$S_1 > C'$ かつ $r_1 S_2 \leq C'$ の時は、交差点 2 で流入遮断した時の総スループット O_{all}^2 は式 (6.13) となるため、式 (6.10) の総スループットが得られる交差点 1 を選択すべきである。

また、 $r_1 S_2 > C'$ かつ $S_1 > C'$ の時、式 (6.9), (6.11), (6.13), (6.14) を比較すると、交差点 2 で流入遮断する場合の式 (6.13) は、交通需要 S_1 の流出は C' で制約されるが、その他の交通需要 S_0, S_3 は全て流出できており、他の交差点で流入遮断する場合より総スループットを大きくできるため、交差点 2 を選択すべきである。

以上より、いずれの場合も、選択すべき交差点は 1 か 2 であることがわかる。

b) 調整量を最小化する制御

$M'_m = M_m^* + \varepsilon$ に調整する場合、式 (6.5) より、任意の m について M_m^* は、次式 (6.15) を満たさなければならない。

$$\begin{aligned} \frac{M'_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho'_{03}} &= \frac{M_0 M'_1 M_2 M_3}{\rho'_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} = \frac{M_0 M_1 M'_2 M_3}{\rho_{10} \rho'_{21} \rho_{32} \rho_{03}} = \frac{M_0 M_1 M_2 M'_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho'_{32} \rho_{03}} = 1 \\ \Leftrightarrow \frac{M'_0 \rho_{03}}{M_0 \rho'_{03}} &= \frac{M'_1 \rho_{10}}{M_1 \rho'_{10}} = \frac{M'_2 \rho_{21}}{M_2 \rho'_{21}} = \frac{M'_3 \rho_{32}}{M_3 \rho'_{32}} = \frac{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}}{M_0 M_1 M_2 M_3} \end{aligned} \quad (6.15)$$

ここで、調整による効果を総スループット O_{all}^m で評価しようとする、式が複雑になり選択すべき交差点間の比較評価は容易ではない。ここで、Daganzo (2007) による NEF を把握するうえでは、総流出交通量のデータが必要となるが、現実にはその把握が容易ではないこともある。そこで、エリア内の交通の平均トリップ長が全ての OD で等しい時に、NEF は、エリアの平均交通密度 k によって表されるエリアの平均交通

量 $Q(k)$ との間に式 (6.16) の関係があることから、平均交通量と平均交通密度の関係である Macroscopic Fundamental Diagram (MFD) が、NEF の代替として用いられる。

$$G(n) = (l/d)Q(k) \quad (6.16)$$

なお、式 (6.16) で l はエリア内のリンクの総延長、 d は平均トリップ長である。本論文でも、調整量を最小化する制御の比較評価においては、総スループットの最大化のかわりに、リンク交通量の最大化、つまり対象ネットワーク内の総走行台キロの最大化を考える。

表-6.2 の上段は、 $M'_m = M_m^* + \varepsilon$ に調整後、最終的に安定した時の L_{ji} の交通量 Q_{ji}^{m*} である。制御対象交差点の選定にあたり、表-6.2 のリンク交通量 Q_{ji}^{m*} の総和を最大化したいが、比較を容易にするため、式 (6.17) の ξ_{ji}^{m*} を導入する。

表-6.2 制御対象交差点 m と L_{ji} の交通量 Q_{ji}^{m*} の関係

(上段：リンク交通量 Q_{ji}^{m*} ，下段：渋滞が一周つながった時点の $Q_{ji}^{(1)}$ に対する制御導入後の Q_{ji}^{m*} の増加率 ξ_{ji}^{m*})

	$Q_{ji}^{(1)}$	$M_0' (= M_0^{*+\varepsilon})$	$M_1' (= M_1^{*+\varepsilon})$	$M_2' (= M_2^{*+\varepsilon})$	$M_3' (= M_3^{*+\varepsilon})$
L_{10}	C'	C' 1	C' 1	C' 1	C' 1
L_{21}	$\frac{M_1 C'}{\rho_{21}}$	$\frac{M_1 C'}{\rho_{21}}$ 1	$\frac{M_1' C'}{\rho_{21}}$ $\frac{M_1'}{M_1}$	$\frac{M_1 C'}{\rho_{21}}$ $\frac{\rho_{21}}{\rho_{21}'}$	$\frac{M_1 C'}{\rho_{21}}$ 1
L_{32}	$\frac{M_1 M_2 C'}{\rho_{21} \rho_{32}}$	$\frac{M_1 M_2 C'}{\rho_{21} \rho_{32}}$ 1	$\frac{M_1' M_2 C'}{\rho_{21} \rho_{32}}$ $\frac{M_1'}{M_1}$	$\frac{M_1 M_2 C'}{\rho_{21}' \rho_{32}}$ $\frac{\rho_{21} M_2'}{\rho_{21}' M_2}$	$\frac{M_1 M_2 C'}{\rho_{21} \rho_{32}'}$ $\frac{\rho_{32}}{\rho_{32}'}$
L_{03}	$\frac{M_1 M_2 M_3 C'}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}}$	$\frac{M_1 M_2 M_3 C'}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}'}$ $\frac{\rho_{03}}{\rho_{03}'}$	$\frac{M_1' M_2 M_3 C'}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}'}$ $\frac{M_1'}{M_1}$	$\frac{M_1 M_2 M_3 C'}{\rho_{21}' \rho_{32} \rho_{03}}$ $\frac{\rho_{21} M_2'}{\rho_{21}' M_2}$	$\frac{M_1 M_2 M_3 C'}{\rho_{21} \rho_{32}' \rho_{03}}$ $\frac{\rho_{32} M_3'}{\rho_{32}' M_3}$

$$\xi_{ji}^{m*} = \frac{Q_{ji}^{m*}}{Q_{ji}^{(1)}} \quad (6.17)$$

ここで $Q_{ji}^{(1)}$ は、渋滞が単一格子ネットワーク上を一周つながり、グリッドロック現象の発生による交通量の低下が生じる前の L_{ji} の交通量である。表-6.2 の下段は ξ_{ji}^{m*} である。

表-6.2 において、どの交差点 m であっても、制御導入後の $M_m^* + \varepsilon$ は、導入前の M_m より大きいため、 $(M_m^* + \varepsilon)/M_m > 1$ である。また、例えば制御対象交差点 m を i とし、 $M_i^* + \varepsilon$ に調整すると、それによって変化する残留率 ρ_{ih}^* は、必ず元の残留率 ρ_{ih} より小さくなるため、 $(1 - \rho_{ih}^*)/(1 - \rho_{ih}) > 1$ 、 $\rho_{ih}/\rho_{ih}^* > 1$ である。

以上の関係を踏まえて、表-6.2 にもとづいて各リンクの ξ_{ji}^{m*} を比較する。まず、 $\xi_{10}^{0*} = \xi_{21}^{0*} = 1$ である交差点 0 を $M_0^* + \varepsilon$ に調整した場合と、 $\xi_{10}^{3*} = \xi_{21}^{3*} = 1$ である交差点 3 を $M_3^* + \varepsilon$ に調整した場合を比較する。交差点 0 を調整した場合は、 $\xi_{32}^{0*} = 1$ のため、 ξ_{03}^{0*} のみ 1 より大きくなる。一方、交差点 3 を調整した場合は、 ξ_{32}^{3*} と ξ_{03}^{3*} が 1 より大きくなる。式 (6.15) を変形すると、次式 (6.18) が導かれる。

$$\begin{aligned} \frac{M_0' \rho_{03}}{M_0 \rho_{03}'} &= \frac{M_3' \rho_{32}}{M_3 \rho_{32}'} \\ \Leftrightarrow \xi_{03}^{3*} &= \xi_{03}^{0*} \frac{M_0'}{M_0} \end{aligned} \quad (6.18)$$

$M_0'/M_0 > 1$ のため、 $\xi_{03}^{3*} > \xi_{03}^{0*} > 1$ となる。以上より、交差点 0 を調整する場合より交差点 3 を調整する場合の方が、リンク交通量の総和が大きくなることが分かる。

次に、交差点 3 を $M_3^* + \varepsilon$ に調整した場合と、交差点 2 を $M_2^* + \varepsilon$ に調整した場合を比較する。交差点 2 を調整した場合、 ξ_{21}^{2*} 、 ξ_{32}^{2*} 、 ξ_{03}^{2*} はいずれも 1 より大きい。 L_{03} の交通量は、式 (6.15) より $\xi_{03}^{2*} = \xi_{03}^{3*} > 1$ である。また、 L_{32} の交通量は、式 (6.18) と同様に考えて、 $\xi_{32}^{2*} > \xi_{32}^{3*} > 1$ となる。加えて、 $\xi_{21}^{2*} > \xi_{21}^{3*} = 1$ である。従って、交差点 3 を調整する場合より、交差点 2 を調整する場合の方が、リンク交通量の総和が大きくなることが分かる。

そして、交差点 2 を $M_2^* + \varepsilon$ に調整した場合を、交差点 1 を $M_1^* + \varepsilon$ に調整した場合と比較する。式 (6.18) と同様に考えることで、 $\xi_{32}^{2*} > \xi_{32}^{1*} > 1$ 、および $\xi_{03}^{2*} > \xi_{03}^{1*} > 1$

である。一方、 ξ_{21}^{2*} と ξ_{21}^{1*} の大小関係は、表-6.2 に示すそれぞれの値を計算しなければ判定することができない。

従って、調整量を最小化する制御においても、流入を遮断する制御と同様に、交差点 1 もしくは交差点 2 を調整すると最大の効果が得られることが分かる。

ここで、式 (6.19) の不等号または等号が成立する時は、交差点 2 を調整する場合の方が、リンク交通量の総和が大きくなる。

$$\begin{aligned} \frac{M'_1}{M_1} &\leq \frac{\rho_{21}}{\rho'_{21}} \\ &\Leftrightarrow \frac{M'_1}{M_1} \leq \frac{1 - M_2}{1 - M'_2} \end{aligned} \quad (6.19)$$

一方、式 (6.19) と逆向きの不等号が成立する時は、交差点 1 と交差点 2 を調整した場合のそれぞれの O_{all}^m を式 (6.3) で算出して、 O_{all}^m が大きい方の交差点を選択する必要がある。

c) 制御対象交差点の調整量の決定方針

ここまで、制御対象交差点の M_m の調整量として、流入を遮断する制御 ($M'_m = 1$) の場合と、調整量を最小化する制御 ($M'_m = M_m^* + \varepsilon$) の場合の 2 通りを検討した。これら 2 通りの制御のうち、長期戦略から O_{all}^m を最大化する制御を選択するという視点では、 $M'_m = 1$ の調整の方が最終的に安定した状態の O_{all}^m を大きくすることができるため望ましい。

ここで、6-(5) a) で導いた $M'_m = 1$ に調整する場合の対象交差点の選択方針に従って、交差点 1 または交差点 2 を制御対象交差点として選択したとする。 $M'_1 = 1$ に調整すると、 L_{10} の交通量は L_{21} から右折する交通のみとなるため、これがボトルネック交通容量 C' より小さくなる場合がある。また、 $M'_2 = 1$ に調整すると、 L_{21} から右折する交通が完全になくなるため、 L_{10} の交通量がボトルネック交通容量 C' より小さくなる場合がある。このような場合には、 L_{10} の交通量がボトルネック交通容量 C' を超えない範囲で、流入を遮断した交差点からの交通を受け入れることで、 O_{all}^m を更に大きくすることができると思われる。

交差点 1 が制御対象の場合は、交差点 1 で単一格子ネットワークの外部から流入する交通量が $C' - r_1 S_2$ になるよう M'_1 を調整すればよく、式 (6.20) で与えられる。

$$M'_1 = \frac{r_1 S_2}{C'} \quad (6.20)$$

一方、交差点 2 が制御対象の場合は、交差点 1 の右折交通量が $C' - S_1$ になるよう M'_2 を調整すればよく、式 (6.21) で与えられる。

$$M'_2 = \frac{\frac{C' - S_1}{r_1}}{r_2 S_3 + \frac{C' - S_1}{r_1}} \quad (6.21)$$

このように $M'_m = 1$ または式 (6.20), (6.21) に調整すると、 O_{all}^m を最大化できるが、制御対象交差点 m の外側では、単一格子ネットワークへの流入が遮断されるため、交差点 m に到達する交通需要の分だけ渋滞が延伸し、その結果、単一格子ネットワークの 4 箇所の交差点のうち 1 箇所に渋滞が集中することになる。この不均衡な渋滞形成は、いずれ交通需要の減少やボトルネック交差点の解消等により渋滞解消する場合に、それに掛かる時間を増加させ、遅れ時間を増大させてしまう。そこで、 O_{all}^m は多少小さくなくても、 $M'_m = M_m^* + \varepsilon$ に調整することで、渋滞の不均衡な形成を引き起こさないようにする方が、結果的に遅れ時間を小さくできる場合もあると考えられ、必ずしも $M'_m = 1$ の調整が有効とは限らない。

d) 長期戦略での交差点選択効果の数値計算

4章の数値計算と同様に、単一格子ネットワーク及びその外側にある交通需要の発生ノードを設定するリンクに対して、三角形で近似した交通量-密度特性を与え、最大交通量（交通容量）1,800 [台/時]、臨界密度 36 [台/km]、ジャム密度 140 [台/km] と設定する。

交通需要等の条件設定は、 $D = 300$ [m]、 i を 0 ~ 3 とし、 $S_i = 1,300$ [台/時]、 $r_i = 0.3$ 、 $M_i = 0.2$ 、ボトルネック交差点の交通容量 $C' = 900$ [台/時] とする。この時、表-5.1 のパターン①となるため、グリッドロック現象によってネットワークの交通容量が時間経過とともに低下し、やがてデッドロックに至る。

道路上のセンサ等から得られた情報は、一般に 5 分程度の間隔で集計し、その結果を制御に反映するには更に時間を要している。そこで、ここでは仮に計算開始（ボトルネック交差点での渋滞発生）から 500 秒後に、単一格子ネットワーク上の 4 箇所の

交差点のうち1箇所の交差点を調整することで、グリッドロック現象を抑制し、ネットワークの交通容量の回復を試みる。また、ここでは流入を遮断する制御ではなく調整量を最小化する制御の適用を考える。式(6.5)より、この条件下では任意の m に対して $M_m^* \approx 0.34$ であり、きりの良い値として調整後の合流比 $M_m = 0.4$ とする。

図-6.8は、本条件下でグリッドロックによる低下した交通量状態が上流伝播する衝撃波の様子である。図-6.8で、グリッドロック現象によって交通量が低下している中で、破線で示した500秒時点で制御を導入する。前節で考察した結果、交差点1または2を制御対象として選択するとスループットの最大化が期待できるが、本条件の時、式(6.19)は非成立のため、交差点1、または2を制御した場合の O_{all}^m を比較して選択しなければならない。式(6.3)より交差点1、または2をそれぞれ制御した場合の O_{all}^m を算出すると、 $M_1 = 0.4$ の時、 $O_{all}^1 = 3,573$ [台/時]、 $M_2 = 0.4$ の時、 $O_{all}^2 = 3,764$ [台/時]となるため、交差点2を制御対象として選択した方が最終的に安定した時のスループット O_{all}^m が大きいことがわかる。

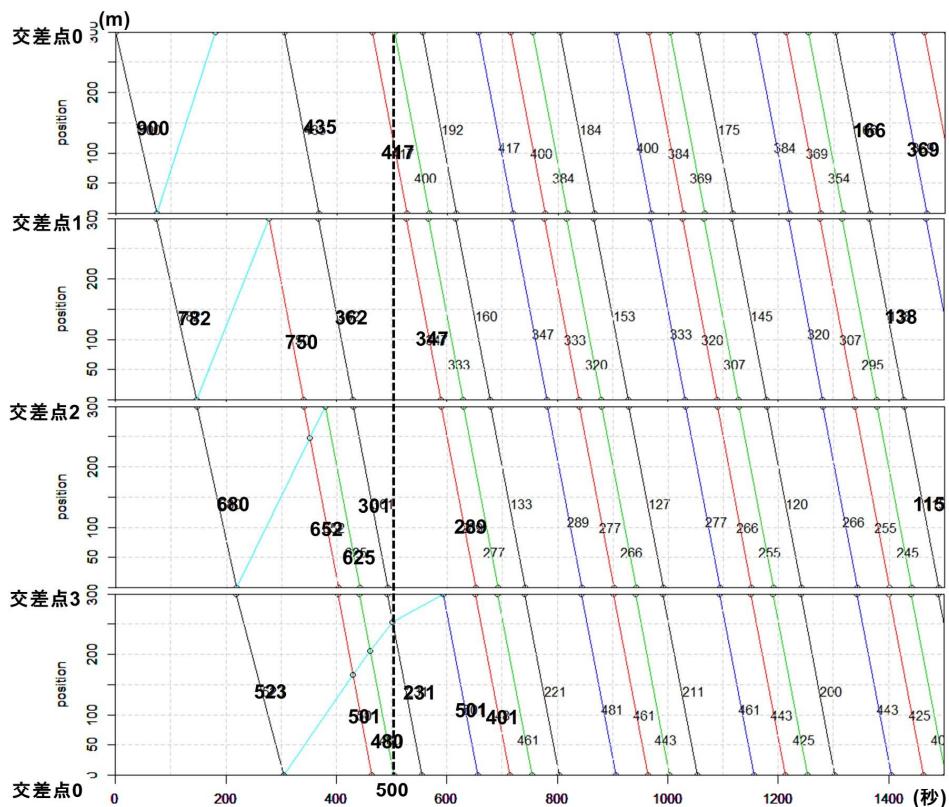


図-6.8 交通量状態の上流伝播過程

図-6.9 は、数値計算の結果より、調整なしの場合と、制御対象交差点 m を 0 ～ 3 とし、 M'_m に調整した場合の 1 分ごとに集計した O_{all}^m [台/分] の時間変動を示す。交差点 i によらず $S_i = 1,300$ [台/時]、 $r_i = 0.3$ であるため、交差点 0 でボトルネックが生じる前の全リンクが自由流で走行できる場合は、 $O_{all} = 5,200$ [台/時] ≈ 87 [台/分] が実現されるが、ボトルネックが発生して L_{10} の交通量がボトルネック交通容量 C' に低下したことで、1 分後には $O_{all} = 76$ [台/分] となる。調整なしのケースでは、時間経過とともに O_{all} が 0 に向かって低下し続け、500 秒後には約 20 [台/分]、1,500 秒後にはデッドロックに至っている。

一方、500 秒時点で交差点 0 ～ 3 で制御を導入した場合、 O_{all}^m の低下が徐々に緩やかになり、1,000 秒付近から回復に向かう。そして、3,600 秒時点では、制御対象交差点 m によって O_{all}^m に差が生じ、 $m = 2$ の場合に $O_{all}^2 \approx 65$ [台/分] となって最も大きくなる。次いで $m = 1$ の場合の $O_{all}^1 \approx 60$ [台/分]、 $m = 3$ の場合の $O_{all}^3 \approx 50$ [台/分]、 $m = 0$ の場合の $O_{all}^0 \approx 40$ [台/分] の順に大きく、これは前節の考察結果と一致している。

また、最終的に安定するまでの回復過程を見ると、安定した時点での O_{all}^m が最大になる $m = 2$ の場合より、 $m = 1$ の場合の方が O_{all}^m が大きい値で推移していることがわかる。この要因については、次節に記す。

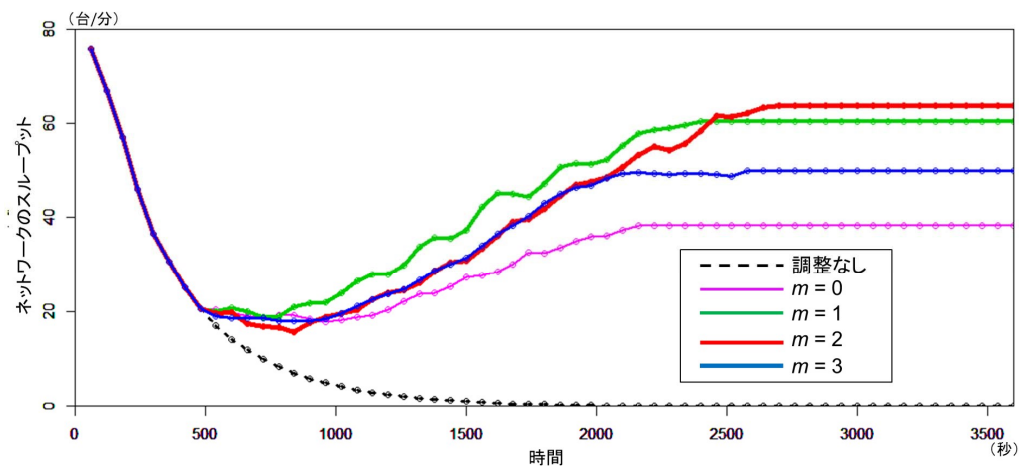


図-6.9 ネットワークの1分間総スループットの時間変化

図-6.10 は、3,600 秒時点で、単一格子ネットワークに流入できずネットワークの外

側に滞留している全車両が、単一格子ネットワークに流入するまでに掛かる総旅行時間を、制御対象交差点 m ごとに集計した結果である。

調整なしの場合は、1,500 秒後にデッドロックに至っているため、外側の滞留車両は全て停止状態にある。一方、調整したことによって 3,600 秒時点までの総旅行時間は $m = 2$ の場合が最小だが、 $m = 1$ でもほぼ同程度である。

また、制御対象交差点によらず、制御した交差点 m から単一格子ネットワークに流入しようとする滞留車両の総旅行時間は、それ以外の交差点と比較して大きくなっている。これは、 $M'_m > M_m$ であることから、制御対象交差点 m の外側にとっては、制御によって単一格子ネットワークに流入しにくくなるためである。

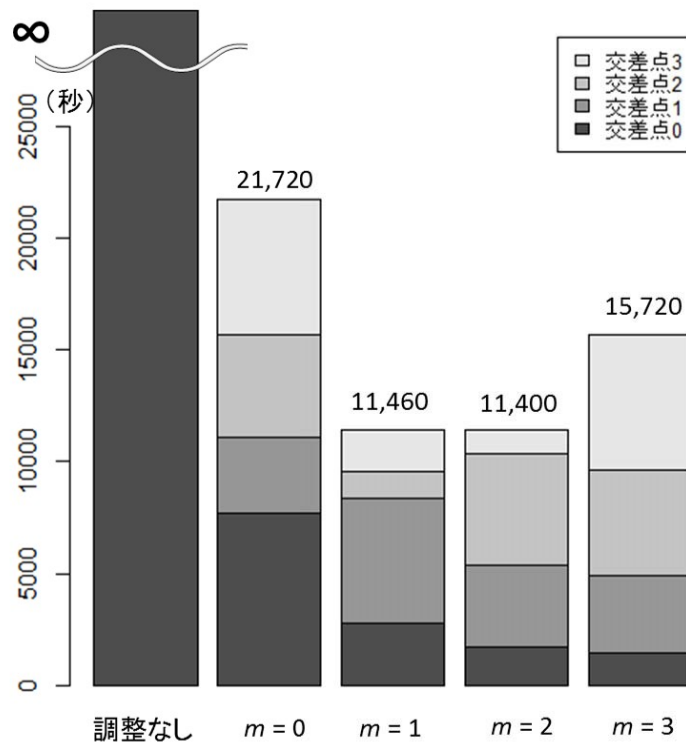


図-6.10 制御対象交差点 m ごとの総旅行時間

(6) 短期戦略からの制御対象交差点の選択

a) 制御導入前後のスループットの差分の最大化

短期戦略として制御導入前のスループットに対する制御導入直後のスループットの最大化を目的に、長期戦略と同様、最も効果的な交差点 1 箇所のみ合流比を調整することを考える。調整方法としては、流入を遮断する制御と、調整量を最小化する制御の両方が考えられる。

合流比を調整しない 3 箇所の交差点については、制御交差点で合流比を調整した効果がそれらの交差点に及ぶのに時間を要するため、短期戦略として調整直後に着目する場合には、制御交差点からのスループットの変化を最大にする交差点を制御対象交差点として選択すれば良い。

ここで制御対象交差点 m を i と置いて、交差点 i の下流リンク L_{ih} の調整前の交通量を Q_{ih} とすると、交差点 i を調整した場合の調整後の L_{ji} の交通量 Q'_{ji} は式 (6.7) を用いて、次式 (6.22) となる。

$$Q'_{ji} = M'_i \frac{Q_{ih}}{\rho_{ji}} \quad (6.22)$$

また、調整後の交差点 i からネットワークの外部に流出するスループット O_i^i は、式 (6.2) の右辺の Q_{ji} を Q'_{ji} で置き換えたものである。従って、交差点 i の調整前のスループット O_i に対する調整直後のスループット O_i^i の変化量 ΔO_i は、式 (6.23) となる。

$$\Delta O_i = (M'_i - M_i)(1 - \rho_{ji}) \frac{Q_{ih}}{\rho_{ji}} \quad (6.23)$$

交差点 i を調整した直後は、交差点 i 以外の交差点のスループットは変化しないため、短期戦略では ΔO_i が最大となる交差点を選択すれば良い。交通需要条件が等方な場合は、ボトルネック交差点を起点に上流ほどリンク交通量が小さくなるため、ボトルネック交差点の直近上流の交差点（本研究では交差点 1）を調整すべきである。一方、交通需要条件が異方な場合は、全ての交差点について式 (6.23) よりスループットの変化量を算出し、これが最も大きい交差点を調整すべきである。

ここで、交差点 i の合流比の調整は、交差点の下流リンク L_{ih} の残留率 ρ_{ih} の変化をもたらす、 $M'_i > M_i$ であるため残留率 $\rho_{ih} > \rho'_{ih}$ となる。この残留率の遷移が起こる

と、交差点 h のスループットが増加し、 L_{ih} の交通量 Q_{ih} が增大する。つまり、交差点 i の調整は、交差点 i および交差点 h のスループット増大に寄与するが、交差点 h のスループットが増大するには、交差点 i で残留率が変化した交通が交差点 h に到達するまでの時間を要する。

従って、この残留率の遷移が早く起こる方が総スループットは早く増大し、遷移に要する時間は L_{ih} の速度に依存するため、 L_{ih} の速度が高い交差点 i を選択すべきである。

加えて、調整時点においても、グリッドロック現象により低下した交通量状態の上流伝播が継続している。また、調整によって回復した交通量状態も、同じ速度で上流伝播し、これが制御対象ではない他の交差点を通過することで、各交差点のスループットを増大させる。よって、交差点 i の上流リンク L_{ji} にグリッドロック現象によって低下した交通量状態の境界面がある場合、各交差点のスループットは一旦低下した後に増大する。一方、境界面が交差点 i の下流リンク L_{ih} にあれば、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の境界面が通過する前に調整による効果が表れるため、各交差点のスループットは一旦低下せずに増大に転じる。また、境界面が上流リンク L_{ji} にある場合も、境界面が交差点 i を通過した直後に調整すれば、境界面の通過による各交差点のスループットの低下を短時間に抑えることができる。

この上流伝播している境界面の位置を直接知ることは容易ではないが、各交差点のスループット O_i をセンサで継続的にモニタリングしその変化をとらえることで、単一格子ネットワークを構成するどのリンク上に境界面があるかを推測することは可能である。

以上より、短期戦略で考える場合、式 (6.23) で算出される ΔO_i が最も大きい交差点を選択すべきであるが、加えて制御対象交差点の下流側リンクの速度が高い交差点、ならびにグリッドロック現象により低下した交通量状態の上流伝播の境界面の位置から極力近い交差点であることも総合的に考慮して選択することが望ましい。

b) 短期戦略での交差点選択効果の数値計算

6-(5)d) 長期戦略での制御導入効果の数値計算と同条件の下、短期戦略での制御導入効果を確認する。

短期戦略における制御のタイミングも、d) と同様に計算開始から 500 秒後とする。表-

6.3 は、制御対象交差点の選択に関連する各指標を、制御対象交差点別に整理したものである。表-6.3 より、この時点の各リンク交通量は、 $Q_{10} = 435$, $Q_{21} = 362$, $Q_{32} = 301$, $Q_{03} = 501$ [台/時] であり、グリッドロック現象による低下した交通量状態の衝撃波の境界面は L_{03} 上にある。

表- 6.3 制御対象交差点と制御導入前後の各指標の値

制御対象交差点 i	M_i	L_{ih} (下流リンク)	ρ_{ih}	Q_{ih} (台/時)	O_i (台/時)	M'_i	ρ'_{ih}	O'_i (台/時)	ΔO_i (台/時)	低下した交通量 状態の境界面位置	リンク速度 (m/s)
交差点 0	0.2	L_{03}	0.24	501	317	0.4	0.18	634	317	L_{03} 上に境界面	1.3/ 0.5(境界面 通過後)
交差点 1	0.2	L_{10}	0.24	435	275	0.4	0.18	551	276	-	1.1
交差点 2	0.2	L_{21}	0.24	362	229	0.4	0.18	458	229	-	0.8
交差点 3	0.2	L_{32}	0.24	301	190	0.4	0.18	381	191	-	0.7

ここで交差点 i を調整した場合の交差点 i からのスループットの変化量は、 $\Delta O_0 = 317$, $\Delta O_1 = 276$, $\Delta O_2 = 229$, $\Delta O_3 = 191$ [台/時] である。従って、 ΔO_i を最大化する交差点としては、交差点 0 が対象として選ばれる。

ここで、 L_{03} 上を上流伝播している衝撃波が交差点 0 に到達すると $Q_{03} = 231$ [台/時] に低下する。図-6.11 は、図-6.8 において、500 秒時点で交差点 0 または 1 を調整した場合の交通量状態の上流伝播過程を、500~1,200 秒まで示したものである。500 秒の時点で左下から右上に向かう線は、調整によって ρ_{ih} が変化した交通が前進する状況である。遷移が起こると交差点 h のスループットが変化し、新たに右上から左下に向かう衝撃波が生じている。残留率の遷移が完了するのは、交差点 1 を選択した場合は調整後 292 秒であるのに対し、交差点 0 の選択では、衝撃波の到達により交通量が低下する影響を受けるため調整後 576 秒であり、約 5 分遅れる。

図-6.12 は、500 秒時点で制御を導入後、10 分間の累積スループット O_{all}^m を制御対象交差点別に集計した結果である。この結果より、交差点 1 を調整した場合に 10 分間の累積の O_{all}^1 が 234 [台/10 分] で最大となっている。今回の条件では、 $\rho_{03} = \rho_{10} = 0.24$, $\rho'_{03} = \rho'_{10} = 0.18$ であるため、残留率の遷移が起こると交通量はいずれの交差点を調整した場合も $0.24/0.18 = 1.33$ 倍になる。従って、 ΔO_i は交差点 0 を調整した場合が

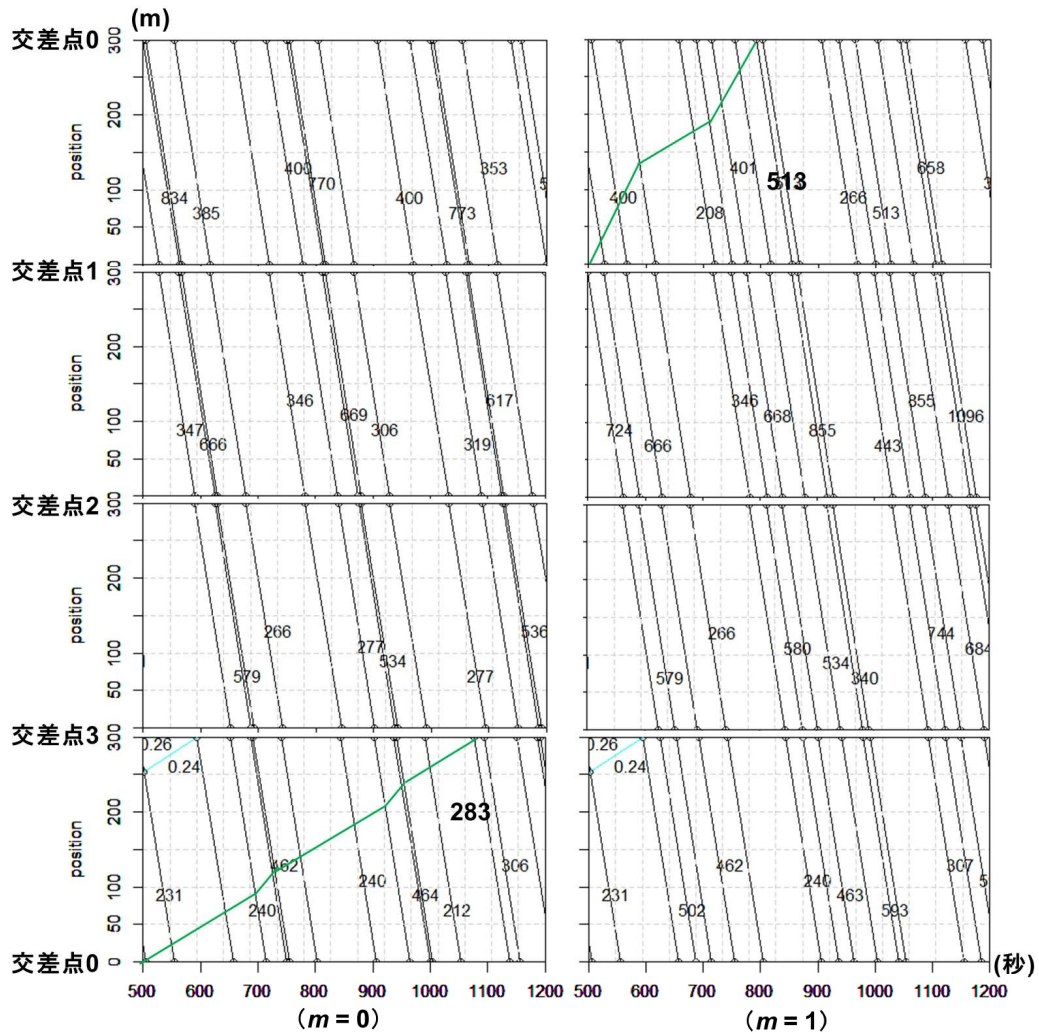


図-6.11 $m = 0$ および 1 の時の残留率の遷移と交通量状態の上流伝播過程

最大であるが、残留率の遷移が早く起こる交差点 1 を制御対象にした方が、10 分間のスループットを大きくできる。

(7) 制御導入タイミングと得られる効果の差異

数値計算例として長期戦略を検討した (5)、短期戦略を検討した (6) ではいずれも、制御導入タイミングをボトルネック交差点での渋滞発生から 500 秒後に設定した。しかし、時間経過とともにグリッドロック現象による交通容量低下や、それに伴う衝撃波の上流伝播は進行しており、制御導入タイミングによって得られる効果に差異が生じる可能性がある。

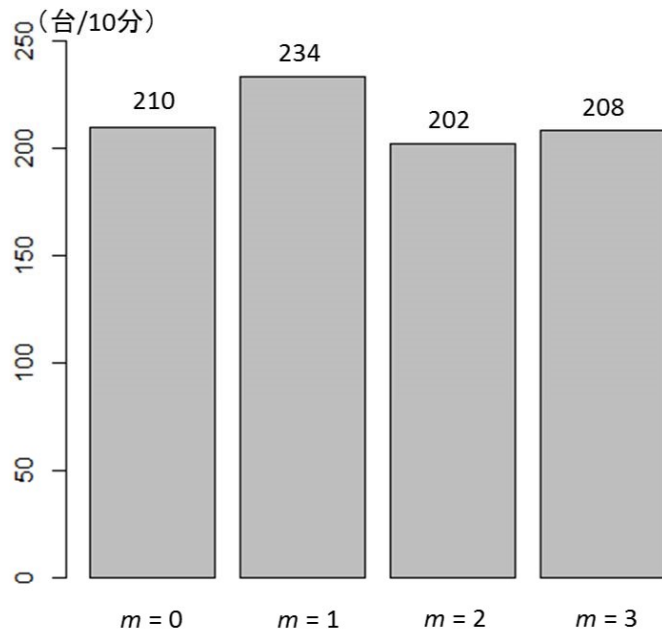


図-6.12 制御導入後10分間のネットワークの総スループット

そこで以下では、長期戦略の場合を対象として、制御導入タイミングによる効果の差異を考察する。交通需要等の条件は、 $i = 0 \sim 3$ として、 $S_i = 900$ [台/時]、 $r_0 = 0.21$ 、 $r_1 = r_2 = r_3 = 1$ 、 $M_i = 0.4$ 、 $C' = 900$ [台/時]と設定する。この条件は表-3.2のパターン⑦となり、残留率の遷移前はグリッドロック現象は起こらないが、遷移後にグリッドロック現象による交通容量低下が始まるケースである。この時、ボトルネック交差点での渋滞発生から約360秒後に渋滞が一周してつながり、3,000秒後にはデッドロックに至る。

長期戦略から選定した結果、交差点2を制御対象とする。 $M_2^* \approx 0.42$ のため、 $M_2' = 0.5$ に調整することとし、制御タイミングを渋滞発生から500秒後、1,000秒後、1,500秒後の3パターンに加えて、ボトルネック交差点で生じた渋滞末尾が交差点2に到達するより前に調整する場合の全4パターンを比較する。

図-6.13は、1分ごとに集計した O_{all}^2 [台/分]の時間変動である。500秒時点の O_{all} は約15 [台/分]であり、ここで調整を行うことで約25 [台/分]まで回復する。一方、1,500秒時点の O_{all} は既に約4 [台/分]まで低下しており、ここで調整を行っても約3 [台/分]までしか回復していない。

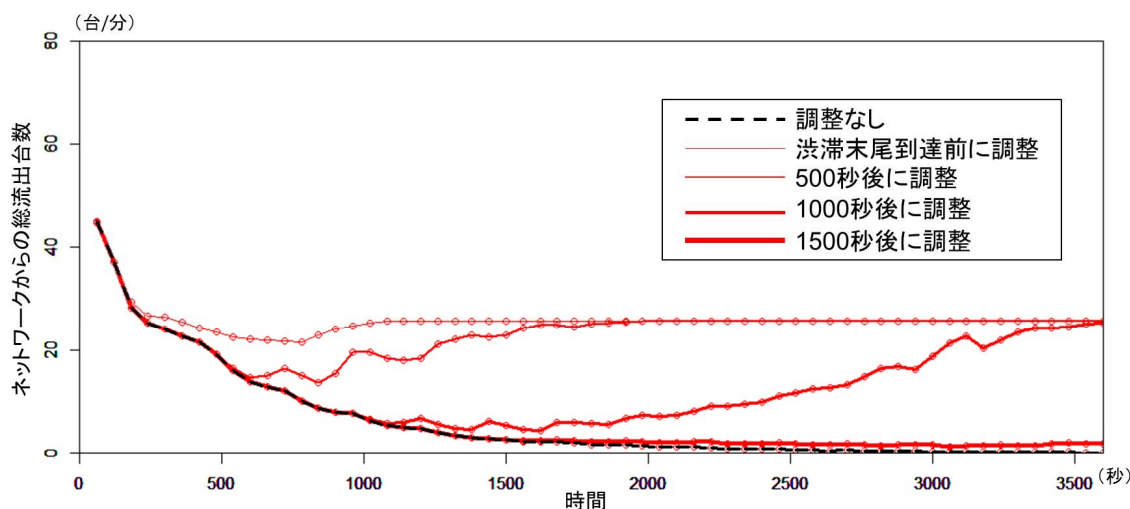


図-6.13 制御タイミングとネットワークの1分間総スループットの時間変化

図-6.14 は，図-6.10 と同様に，3,600 秒時点の単一格子ネットワーク外側の滞留車両の総旅行時間を集計した結果である．制御タイミングが早いほど総旅行時間を小さく抑えることができているが，制御タイミングが1,500 秒後の場合は， O_{all} の低下により速度が既にかなり低い状態になっており，そのため総旅行時間は極めて大きな値となっている．

これらの結果から，グリッドロック現象がある程度進行してしまうと，流出台数を回復するのが極めて困難になる場合があるため，グリッドロック現象の発生を早期に検出して制御を導入する意義が確認できる．

(8) リンク数 N の環を成すネットワークへの拡張

ここまで4本のリンクから成る単一格子ネットワークで交差点0がボトルネックとなる場合に，長期戦略から制御対象交差点を選択する時，交差点1または交差点2を選択すると最大の効果が得られることを示した．

ここで，リンク数が任意の N で，環を形成するネットワークに理論を拡張する．ここで例として図-6.15 に，リンク数 N が2, 3, 5 の場合の単一格子ネットワークを示

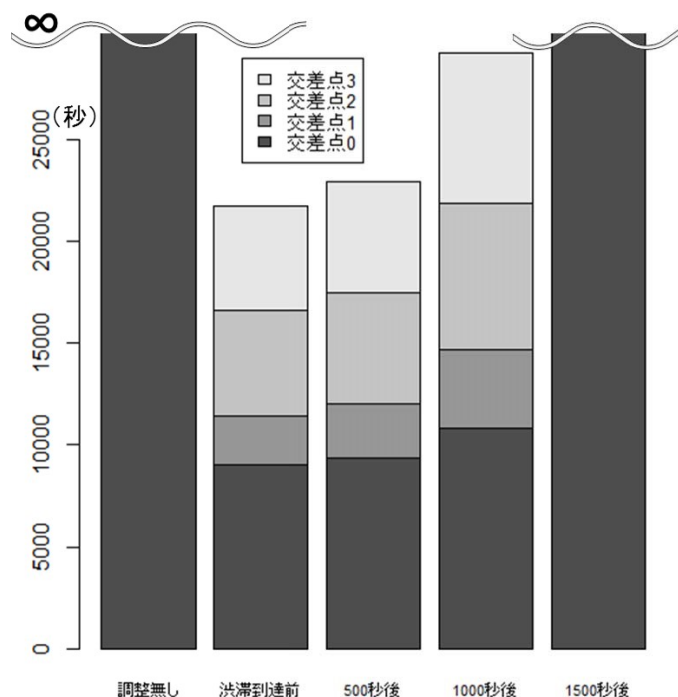


図-6.14 制御タイミングごとの総旅行時間

す. ここでも同様に, 交差点 0 が交通容量 C' のボトルネックであり, 時計回り方向の固定の交通需要を仮定する. また, 2つの制御戦略のうち M_m^* を用い, O_{all}^m ($O_{all}^m = O_0 + O_1 + \dots + O_{(N-1)}$) を最大化する交差点 m を 1箇所決定する問題を考える.

リンク数によらず, L_{10} の交通量がボトルネック交通容量 C' より大きくなることはない. そのため, ξ_{10}^{m*} は m によらず 1 である.

まず $N = 2$ の場合を考える. この場合のリンクは, L_{10} と L_{01} のみであり, 合流比の調整は M'_0 と M'_1 のみである. この時の, ξ_{01}^{m*} (m は 0 または 1) は, 式 (6.24) となる.

$$\begin{pmatrix} \xi_{01}^{0*} & \xi_{01}^{1*} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \rho_{01} & M'_1 \\ \rho'_{01} & M_1 \end{pmatrix} \quad (6.24)$$

次に $N = 3$ の場合を考える. この場合のリンクは, L_{10} , L_{21} , L_{02} の 3 リンクがあり, 合流比の調整は M'_0 , M'_1 , M'_2 がある. この時の ξ_{21}^{m*} , ξ_{02}^{m*} (m は 0 ~ 2) は, 式 (6.25) で与えられる.

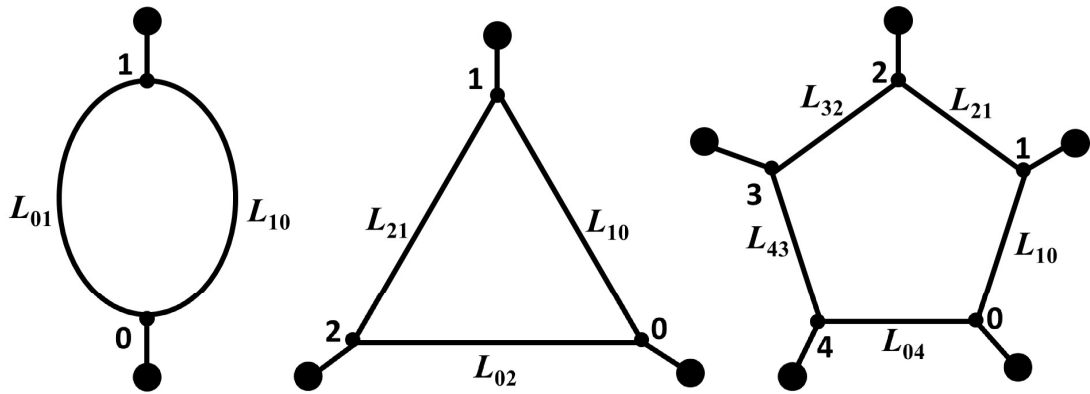


図- 6.15 $N = 2, 3, 5$ の場合の環を成すネットワーク例

$$\begin{pmatrix} \xi_{21}^{0*} & \xi_{21}^{1*} & \xi_{21}^{2*} \\ \xi_{02}^{0*} & \xi_{02}^{1*} & \xi_{02}^{2*} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & \frac{M'_1}{M_1} & \frac{\rho_{21}}{\rho'_{21}} \\ \frac{\rho_{02}}{\rho'_{02}} & \frac{M'_1}{M_1} & \frac{\rho_{21}M'_2}{\rho'_{21}M_2} \end{pmatrix} \quad (6.25)$$

$N = 5$ の場合についても、上記と同様の考え方で各リンクの ξ_{ji}^{m*} を導くことができる。

表-6.4 は、以上を踏まえて任意の N の場合について、 ξ_{ji}^{m*} を整理したものである。但し、 $N = 2$ の場合は、表-6.4 の左から 2 列 ($m = 1, 2$) を用いる。以下、表-6.4 に基づき、リンク数 N のネットワークにおいてグリッドロック現象の抑制方策を導入する際の制御対象交差点の選択方針を示す。

$N = 2$ の時、表-6.4 より、 $\xi_{10}^{m*} = 1$ ($m = 0, 1$) であり、 ξ_{01}^{0*} と ξ_{01}^{1*} を計算し、大きくなる方の交差点を制御対象として選べば良い。

$N = 3$ の時、表-6.4 より、 $\xi_{10}^{m*} = 1$ ($m = 0, 1, 2$) であり、 $\xi_{21}^{0*} = 1 < \xi_{21}^{2*}$ および $\xi_{02}^{0*} < \xi_{02}^{2*}$ が成立することがわかる。よって、交差点 0 を調整するよりも、交差点 2 を調整する方がリンク交通量の総和は大きくなる。次に交差点 1 と 2 を比較すると、 $\xi_{21}^{1*} < \xi_{02}^{2*}$ であるが、 ξ_{21}^{1*} と ξ_{21}^{2*} の大小関係は、それぞれの値を計算して比較しないとわからない。ここで、 $\xi_{21}^{1*} < \xi_{21}^{2*}$ の場合は交差点 2 を選択し、 $\xi_{21}^{1*} > \xi_{21}^{2*}$ の場合は O_{all}^{m*} を算出して大きくなる方の交差点を選択すれば良い。

$N = 5$ の時、表-6.4 より、 $\xi_{10}^{m*} = 1$ ($m = 0 \sim 4$) であり、その他のリンクを同様に考えると、交差点 1 か 2 を選択する場合にリンク交通量の総和を最大化できることがわ

表-6.4 リンク数 N の環を成すネットワークの ξ_{ji}^{m*}

ξ_{ji}^{m*}	制御対象交差点 m						
	$m=0$	$m=1$	$m=2$	$m=3$	$m=4$..	$m=N-1$
ξ_{10}^{m*}	1	1	1	1	1	..	1
ξ_{21}^{m*}	1	$\frac{M'_1}{M_1}$	$\frac{\rho_{21}}{\rho'_{21}}$	1	1	..	1
ξ_{32}^{m*}	1	$\frac{M'_1}{M_1}$	$\frac{\rho_{21}M'_2}{\rho'_{21}M_2}$	$\frac{\rho_{32}}{\rho'_{32}}$	1	..	1
ξ_{43}^{m*}	1	$\frac{M'_1}{M_1}$	$\frac{\rho_{21}M'_2}{\rho'_{21}M_2}$	$\frac{\rho_{32}M'_3}{\rho'_{32}M_3}$	$\frac{\rho_{43}}{\rho'_{43}}$..	
	:	:	:	:	:	:	:
$\xi_{N-1,N-2}^{m*}$	1	$\frac{M'_1}{M_1}$	$\frac{\rho_{21}M'_2}{\rho'_{21}M_2}$	$\frac{\rho_{32}M'_3}{\rho'_{32}M_3}$	$\frac{\rho_{43}M'_4}{\rho'_{43}M_4}$..	$\frac{\rho_{N-1,N-2}}{\rho'_{N-1,N-2}}$
$\xi_{0,N-1}^{m*}$	$\frac{\rho_{0,N-1}}{\rho'_{0,N-1}}$	$\frac{M'_1}{M_1}$	$\frac{\rho_{21}M'_2}{\rho'_{21}M_2}$	$\frac{\rho_{32}M'_3}{\rho'_{32}M_3}$	$\frac{\rho_{43}M'_4}{\rho'_{43}M_4}$..	$\frac{\rho_{N-1,N-2}M'_{N-1}}{\rho'_{N-1,N-2}M_{N-1}}$

かる。よって、 $\xi_{21}^{1*} < \xi_{21}^{2*}$ の場合は交差点 2 を、 $\xi_{21}^{1*} > \xi_{21}^{2*}$ の場合は O_{all}^{m*} を算出して大きくなる方の交差点を選択する。

以上より、任意の $N \geq 3$ のネットワークについて、ボトルネック交差点の 2 つ上流の交差点を制御した場合の ξ_{21}^{m*} が、1 つ上流の交差点を制御した場合の ξ_{21}^{m*} より大きい場合は、2 つ上流の交差点を選択し、一方、1 つ上流の交差点を制御した場合の ξ_{21}^{m*} の方が大きい場合は、1 つ上流の交差点および 2 つ上流の交差点を制御した場合の O_{all}^{m*} をそれぞれ計算し、大きくなる方の交差点を選択すべきである。

なお、表-6.4 より、 $\xi_{10}^{1*} = \xi_{10}^{2*}$ であり、また、 ξ_{21}^{1*} と ξ_{21}^{2*} の大小関係は計算してみないとわからない。一方、それ以外の任意の L_{ji} については、 $\xi_{ji}^{1*} < \xi_{ji}^{2*}$ であることがわかる。

長期戦略で $M'_m = 1$ に調整する場合も、 $N = 2$ の場合は交通需要 S_i を比較して小さい方の交差点を選択すべきであり、 $N \geq 3$ の場合は、 $N = 4$ の場合の結果を適用できる。

また、任意のリンク数 N のネットワークに対して短期戦略を適用する場合は、各交差点の ΔO_i を式 (6.23) で算出し、最も大きい交差点を選択すべきであるが、下流リンクの速度や境界面の位置も踏まえて総合的に判断する必要がある。

但し、本論文では、4 本のリンクで構成される単一格子ネットワークにおいて、発生した交通需要が発生地点に戻る方向への移動は無視できるほど少ないと考えて交差点での右折回数を最大 1 回までと仮定しているが、リンク数 N のネットワークの場合には、2 回以上の右折も起こり得るため、右折回数の制約を変更した考察も必要であり、今後の課題である。

(9) 制御対象交差点の選択フロー

図-6.16 は、リンク数 N の環を成すネットワーク上の交差点の中から、合流比 M_i を調整して M'_i とすべき交差点を 1 箇所選択する方法を、ネットワークの総スループットを最大化することを目標に、長期戦略と短期戦略の 2 つの視点から選択するフローである。

リンク数 N が 3 以上の環を形成するネットワークにおける長期戦略では、ボトルネック交差点の上流側の 1 つ目の交差点、もしくは 2 つ目の交差点のいずれかを制御する

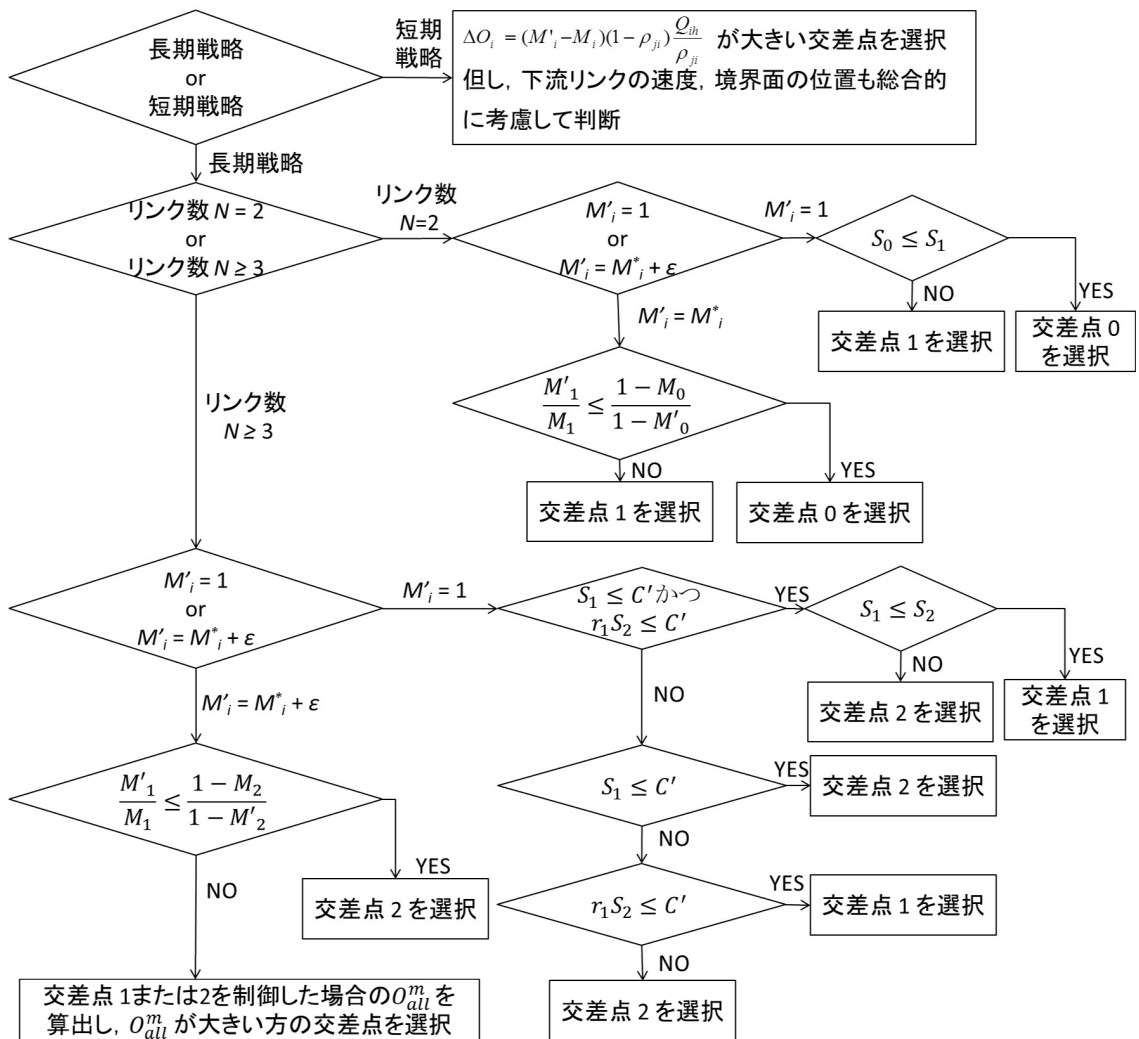


図-6.16 制御対象交差点の選択フロー

と、効果を最も大きくすることができる。上流側 2 つ目の交差点を選択するケースが多くなるが、条件次第では交差点 1 の方が効果が大きくなる場合があるため、フローに沿って確認する必要がある。

なお、ボトルネック交差点の上流側 1 つ目、もしくは 2 つ目の交差点を選択すると効果が最も大きくなる理由について、ネットワーク上を渋滞が単に一周つながり、グリッドロック現象による交通量低下が発生する前のリンク交通量と比較した場合、交差点の合流比 M_i を大きくする調整を行うと、その交差点に接続するリンク数 N のネットワークを構成する上流側リンク L_{ji} から右折して、 L_{ih} に流入できる交通量が増えるため、 L_{ji} のリンク交通量が増大する。また、 L_{ji} のリンク交通量が増大すると、そのリンクの上流側交差点 j において L_{ji} への受入可能交通量が増えるため、その結果、交差

点 j に接続する上流側リンクの交通量が増大する。同様に考えて、 M_i の調整によるリンク交通量の増大効果はネットワーク上を上流伝播し、交差点 i の上流側リンクから、ボトルネック交差点の下流側リンクまでの全てのリンクにその効果が波及する。

つまり、ボトルネック交差点の上流側1つ目の交差点を選択した場合は、ボトルネック交差点を有する L_{10} を除く全てのリンクで交通量の増大効果が得られ、上流側2つ目の交差点を選択した場合は、 L_{10} と L_{21} を除く全てのリンクで交通量の増大効果が得られる。

リンク数 $N = 4$ の単一格子ネットワークの場合の、制御対象交差点別の効果が波及する範囲を図-6.17 に示す。図-6.17 で、緑色のリンクが、合流比を大きくする調整を行うことで、渋滞が単に一周つながった時と比較してリンク交通量が増大するリンクである。

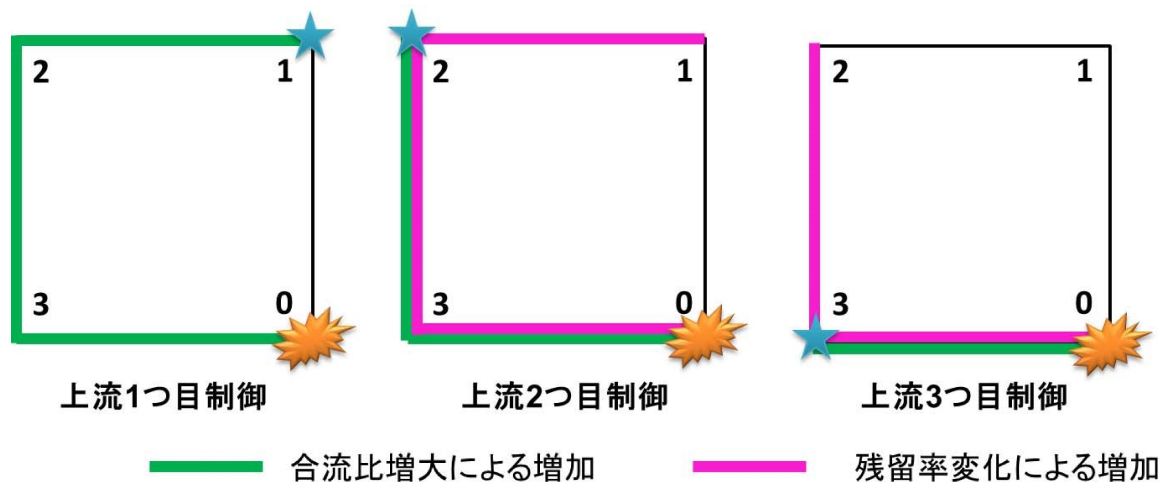


図- 6.17 制御対象交差点と制御による効果の波及範囲

この、リンク数 N のネットワーク側のリンクに与えられる合流比を大きくすることによるリンク交通量の増大効果に加え、合流比 M_i を大きくする調整によって、交差点 i における L_{ih} への各流入路から流入する交通の割合が変わる結果 ρ_{ih} が小さくなり、この ρ_{ih} が変化した交通がリンク下流側交差点 h に到達すると、 L_{ih} のリンク交通量が増大する効果も得られる。この L_{ih} のリンク交通量の増大効果も同様に、ネットワーク上を上流側リンクへと伝播し、ボトルネック交差点の下流側リンクまでの全てのリンクにその効果が波及する。

但し、ボトルネック交差点が存在する L_{10} のリンク交通量は、 $\kappa > 1$ となるよう M_i を調整した場合は調整する交差点によらずボトルネック交通容量まで回復し、それ以上は大きくなれないため、いずれの交差点を選択した場合もボトルネック交通容量で等しい。従って、ボトルネック交差点の上流側1つ目の交差点を選択した場合は、 L_{10} の残留率が変化するものの、ボトルネック交通容量で制約されるため、残留率の変化によるリンク交通量の増大効果は得られない。一方、上流側2つ目の交差点を選択した場合は、 L_{21} の残留率が変化して L_{21} のリンク交通量が増大し、その効果は上流側の残りのリンクに上流伝播する。

図-6.17で、ピンク色のリンクが、この残留率が変化することで、渋滞が単に一周つながった時と比較してリンク交通量が増大するリンクである。

以上より、ボトルネック交差点の上流側1つ目、または2つ目の交差点を制御すると、ボトルネック交差点のある L_{10} を除く全てのリンクの交通量が、渋滞が一周つながった段階の、グリッドロック現象により交通量が低下する前の状態のリンク交通量と比べて増大する効果を得られる。一方、例えば上流側3つ目の交差点を制御する場合は、 L_{32} を含むそれより上流側のリンクの交通量は調整によって増大するが、 L_{21} のリンク交通量は、渋滞が一周つながった時点のリンク交通量と同等までしか回復しない。同様に、上流側4つ目を制御する場合は、 L_{21} と L_{32} がリンク交通量の増大効果を得られず、より上流側の交差点を制御すると、交通量の増大効果を得られるリンク数が更に減少する。

なお、6-(8)で整理した通り、 L_{32} より上流側のリンクでは、合流比の調整と残留率の遷移による2種類のリンク交通量の増大効果が得られる上流側2つ目の交差点を制御する場合の方が、合流比の調整による増大効果のみを得られる上流側1つ目を制御する場合よりも、リンク交通量が大きくなる（図-6.17で、緑色とピンク色の両方が塗られているリンク）。従って、多くの場合は、ボトルネック交差点の上流側2つ目の交差点を制御すると最大の効果を得られる。

一方、 L_{21} については、上流側1つ目の交差点を制御した場合の方が大きくなる場合もあり得るため、この時は、それぞれの交差点を制御した場合の総スループットを算出して、制御対象交差点を選択する必要がある。長期戦略で調整量を最小化する制御において示した式 (6.19) は、つまり、上流側1つ目の交差点を制御した場合と上流側2

つ目の交差点を制御した場合の L_{21} のリンク交通量を比較するものであり、この不等式が成立する場合は、上流側2つ目の交差点を制御した場合の方が L_{21} のリンク交通量が大きくなるため、交差点2を選択すると必ず総スループットを最大化できる。しかし、式(6.19)の不等式が非成立の場合は、上流側1つ目の交差点を制御した場合の方が L_{21} のリンク交通量が大きくなるため、その他のリンクにおける交通量の差分との兼ね合いで、どちらの交差点を制御した方が総スループットを最大化できるかが決まる。

また、 M_i の調整量については、 $M'_i = 1$ にする方が最終的な総スループットを大きくできるが、制御した交差点の外側のリンクで著しい渋滞を引き起こし、4箇所の交差点間での不均衡な渋滞形成につながる恐れもあるため、交通需要等の条件も踏まえて判断する必要がある。

一方、短期戦略で選択する場合は、式(6.23)に基づき、制御対象交差点の制御導入前に対する制御導入後のスループットの変化量が最も大きい交差点を選択すると、効果を最も大きくできる。加えて、制御対象交差点の下流側リンクの旅行速度や、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播の境界面位置も踏まえて総合的に判断すると良い。

(10) 本章のまとめ

本章では、グリッドロック現象の発生を抑制し、低下した交通量を回復させる目的で、単一格子ネットワーク上の4箇所の交差点の中から合流比を増加させる交差点を1箇所選択する方法について、ネットワークの総スループット O_{all}^m を指標に、これを最大化するという視点で考察した。ここで、総スループットの最大化を評価する時について、制御後十分に時間が経過し、最終的に安定した状態での O_{all}^m を最大化できる交差点を選択する方法（長期戦略）と、制御導入前の O_{all}^m に対する制御導入直後の O_{all}^m の差分を最大化できる交差点を選択する方法（短期戦略）の2通りを対象にした。また、 M_m の調整量についても、交差点 m での流入を遮断する場合と、調整前に対する調整後の M_m の差分を最小化する方法を検討した。

その結果、長期戦略から制御対象交差点を選択する場合は、ボトルネック交差点の上流側の1つ目の交差点、もしくは2つ目の交差点のいずれかを制御すると、総スルー

プットを最大化できることを示した。一方，短期戦略から制御対象交差点を選択する場合は，式 (6.23) に従って，制御対象交差点 m の合流比調整後の総スループットの，制御前の総スループットに対する変化量を算出し，これが最も大きくなる交差点を選ぶと良いが，加えて，制御対象交差点 m の下流側リンクの旅行速度や，グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播の境界面位置も踏まえて総合的に判断すべきである。

なお，制御に関するこの考え方は，4本のリンクで構成される単一格子ネットワークに限らず，任意のリンク数 $N \geq 3$ で構成される環を成すネットワークにおいても適用でき，同様の方法で総スループットを最大化することができる。

また，グリッドロック現象がある程度進行してしまうと，制御導入によって総スループットを回復するのが困難になる場合があり，グリッドロック現象の発生を早期に検出して制御を導入する必要があることも示された。

7. 総括

(1) 研究成果

単一格子ネットワーク上のボトルネック箇所で生じた渋滞車列が延伸し、このネットワーク上を一周つながった時に渋滞末尾がボトルネック箇所を通行する交通に影響を及ぼし、自己崩壊的にネットワークの交通量が低下して、最終的にはデッドロックに至る現象が起り得る。本論文ではこの現象をグリッドロック現象と定義し、交通需要固定の条件のもとで、その発生メカニズムを理論的に明らかにするとともに、グリッドロック現象によって交通量の低下が生じている時に、その発生を抑制し低下した交通量を回復する方法を示した。

単一格子ネットワークの周囲を渋滞が一周つながった後に到達する最終的な交通状態は、単一格子ネットワーク上の4箇所の交差点で、交差点の下流側リンクに渋滞車列が形成されている時の、単一格子ネットワークを構成するリンク側からの交通の流入割合である合流比 M_i と、単一格子ネットワーク上を通行する交通のうち、リンクの下流側交差点で転向してこのネットワークに残留する割合である残留率 ρ_{ji} の大小関係によって決まる。

また、この残留率は、リンクの上流側交差点における各流入路からの交通の流入割合によって決まるが、交差点の下流側リンクに渋滞が形成される前の流入交通需要に従う場合と、下流リンクに形成された渋滞車列の末尾が交差点に到達して、渋滞によってリンクへの流入が制約される場合で値が異なり得る。グリッドロック現象の発生メカニズムに関する既往研究では、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態を決定する重要な指標の一つである残留率が、下流リンクの交通状態に応じて遷移するこの過程は扱われていない。

交通需要や交差点性能が等方な条件下では、合流比を M 、残留率を ρ として、グリッドロック現象の発生条件は $M/\rho < 1$ で与えられ、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態として、ボトルネックの交通容量を維持したまま安定する場合と、グリッドロック現象によって 0 まで低下する場合（デッドロック）の 2 つの状態しか生じ得ない。既往研究でも、これと同等の結果が示されている。

一方、既往研究では対象とされていない異方性のある条件下では、グリッドロック現象の発生条件は、単一格子ネットワークを構成する 4 本のリンクの残留率 ρ_{ji} の積に対する、4 箇所の交差点の合流比 M_i の積を κ として、 $\kappa < 1$ で与えられる。この異方性のある条件下で、交差点の下流リンクの状態に応じて残留率が遷移する過程を扱おうと、等方な条件下で導かれた上記の 2 つの可到達交通状態に加え、グリッドロック現象によって交通量がボトルネック交通容量以下に低下するが、0 まで低下せずに安定する場合という 3 つ目の可到達交通状態が生じ得ることが示された。

更に、異方性のある条件下では、最終的な可到達交通状態に至るまでに 9 つの進展過程のパターンがあり、その中には、当初は渋滞が一周つながっただけでグリッドロック現象は発生せずに交通量は低下しないが、残留率が遷移すると突然自発的に交通量低下が始まるパターンや、その逆に、グリッドロック現象による交通量低下が生じていても、残留率の遷移後に低下した交通量が突然自発的に回復して、最終的にはボトルネック交通容量を維持して安定するパターンが生じ得ることも示された。

なお、ボトルネック交通容量が極端に低い場合や、単一格子ネットワークのリンク長が短い場合などに、リンクの上流側交差点で残留率の変化した交通が、リンクの下流側交差点に到達する前にデッドロックに至ってしまい、遷移が起こらないケースも起こり得る。従って、渋滞が一周つながった後の最終的な交通状態を判断するには、グリッドロック現象の発生条件である、合流比と残留率の大小関係に加えて、残留率の遷移可否も把握できなければならない。そこで、残留率の変化した交通が、グリッドロック現象による交通量低下の衝撃波に繰り返し出会って徐々に速度が低下しながらリンク下流側交差点に向かって進行し、これが無限回繰り返された後に到達可能な距離を簡単に定式化できることを示し、これが単一格子ネットワークのリンク長に満たない場合が残留率の遷移によらずデッドロックに至る条件であることを示した。

次に、本論文で明らかにしたグリッドロック現象の発生メカニズムを踏まえて、単

一格子ネットワーク上を渋滞が一周つながりグリッドロック現象によってネットワークの交通量低下が発生している場合に、道路インフラ側の制御によってグリッドロック現象が発生している状態から脱却し、低下した交通量を回復する方法を示した。なお、グリッドロック現象の発生を抑制する方法としては、情報提供等によって単一格子ネットワークを通行する交通を、時間的、または空間的に分散させる交通需要の調整もあり、これによっても発生を抑制することは可能であると考えられるが、グリッドロック現象が急激に進行する場合等、交通需要の調整では間に合わないケースもあり得るため、ここでは道路インフラ側の調整のみによってグリッドロック現象から脱却する方法を示すことを目的とした。

グリッドロック現象の発生を抑制するためには、グリッドロック現象の発生条件である $\kappa < 1$ を、 $\kappa > 1$ となるように調整する必要がある。そのための道路インフラ側の制御として、単一格子ネットワーク上の交差点 m において、信号の青時間比の調整やランプメータリングなどの方法で、単一格子ネットワークを構成するリンク側の交通に与えられる合流比 M_m を増加させればよい。また、 M_m を増加させる調整を行うと、交差点 m の下流リンクの残留率が小さくなり、これは下流リンクの交通量、およびリンク下流交差点からのスループットを増大させる。

M_m を調整するうえでは、単一格子ネットワークの上のどこか1箇所の交差点のみを調整する方法や、複数箇所の交差点を調整する方法が考えられるが、制御のしやすさや、制御に掛かるコストや手間を勘案し、1箇所の交差点のみを調整する場合を対象に、ネットワークの総スループット O_{all}^m の最大化を目標に、 M_m を調整する交差点 m を選択する方法を検討した。ここで、十分に時間が経過し、最終的に安定した状態で O_{all}^m を最大化する長期戦略と、制御導入前の O_{all} に対する制御導入直後の O_{all}^m の増分を最大化する短期戦略の2つの戦略を検討した。また、 M_m の調整量として、交差点 m で単一格子ネットワークの外部からの交通の流入を遮断する方法と、調整前に対する調整後の M_m の差分である調整量を最小化する方法を検討した。

その結果、長期戦略の場合は、ボトルネック交差点の上流側の1つ目の交差点、もしくは2つ目の交差点のいずれかを選択すると、総スループットを最大化できることが分かった。一方、短期戦略の場合は、式(6.23)に従って、制御導入前後で制御対象交差点 m のスループットの増分が最大になる交差点を選ぶべきであるが、これには、制

御対象交差点 m の下流側リンクの旅行速度や、グリッドロック現象によって低下した交通量状態の上流伝播の境界面位置も考慮して総合的に判断すべきことが分かった。

また、単一格子ネットワークの総スループット最大化には、単一格子ネットワークの外部からの交通の流入を遮断する方法が効果的であるが、流入を遮断した交差点の外側では著しい渋滞悪化を招き得るため、合流比の調整量を最小化する制御の方が望ましい場合もあり得る。

なお、 M_m を調整する交差点を1箇所選択するこの方法は、4本のリンクから成る単一格子ネットワークのみではなく、リンク数 $N \geq 3$ の環を形成する閉じたネットワークであれば、同様に成立することも示された。

更に、制御を導入するタイミングとして、グリッドロック現象による交通量低下がある程度進行してしまうと、合流比 M_m の調整によって交通量を回復することが困難になる場合があり得るため、グリッドロック現象に発生を早期に検出して、制御を導入することが重要である。

(2) 今後の課題

以下に、本論文の結語として、本研究の成果の活用に関する展望と今後の課題を整理する。

本研究は、単一格子ネットワークにおけるグリッドロック現象の発生メカニズムと、それを踏まえてグリッドロック現象による交通量低下を抑制するための制御の考え方を示したが、実際の道路ネットワークにおいても、例えば1つの環状道路と放射道路で構成されるネットワークで、環状道路以外の経路の選択肢がない場合や、例えば片側1車線の格子状道路が複数連なるネットワークの中で、特定の格子のみが複数車線あり交通処理能力が高い場合に、その道路を有効に活用して交通運用しなければならない時などは、本研究で扱った単一格子の交通マネジメントが必要になると考えられ、本成果の活用が期待される。

また、図7.1は、複数の格子が連なるネットワークで時計周り方向の交通のみ（右折のみで左折は生じない前提）を仮定した時に、図7.1で車列を描いた一つの格子で、ボトルネック交差点に起因するグリッドロック現象が発生した場合に、周辺のネットワー

クへ渋滞が拡大する一例を模式的に示したものである。図 7.1 で青色のリンクは、グリッドロック現象が起こる格子に形成された渋滞による先詰まりが生じた場合に、その外側のネットワークで最初に渋滞が形成されるリンクを、ピンク色のリンクは、青色のリンクの渋滞による先詰まりが生じた場合に渋滞が形成されるリンク、緑色のリンクは、ピンク色のリンクによる先詰まりが生じた場合に渋滞が形成されるリンクである。

ここで、例えば交通需要や各交差点の合流比が一様であるとする、渋滞の原因となった格子の周辺の格子でも、渋滞が一周つながることでそれぞれグリッドロック現象が起こり得る。このように渋滞が拡大している時に、例えば図 7.1 中で丸印を付した交差点を制御することで、この格子のグリッドロック現象の発生条件を非成立にできたとしても、原因となった格子でグリッドロック現象による交通量の低下が継続していれば、その影響は隣接する格子の青色のリンクに上流伝播し、更にピンク色のリンクへと上流伝播することで、最終的にはネットワーク全体がデッドロックに至ってしまう。

このような状況下では、原因となった格子の外側のネットワークでどれだけ制御を行ったとしても、原因となった格子のグリッドロック現象を抑制できなければネットワークの交通量低下を防ぐことはできない。従って、このような複数格子のネットワークにおいても、単独のボトルネックに起因するグリッドロック現象が発生してその影響が周辺ネットワークに拡大している場合には、最初にグリッドロック現象が発生した格子の検出や、その格子におけるグリッドロック現象の抑制が必要であり、本研究の成果を活用することができると思われる。

また、本研究で扱ったリンク数 N の環を成すネットワークを、道路ネットワークの外縁部と見なし、環の中に複数の道路を包含しているネットワークを考える。Daganzo(2007)などでは、ネットワーク内の密度を MFD の臨界密度以下に流入制御することで、ネットワークの性能が低下することを防ぐ方法が提案されているが、ネットワークのどこを制御するかまでは示されておらず、本研究の成果は、ネットワークの周囲に N 箇所ある交差点のうちどこを制御すべきかという問題に対しても示唆を与えられるものとするが、これについては更なる分析が必要である。

このような複数格子ネットワークに、本研究で得られた知見を拡張する場合、本論

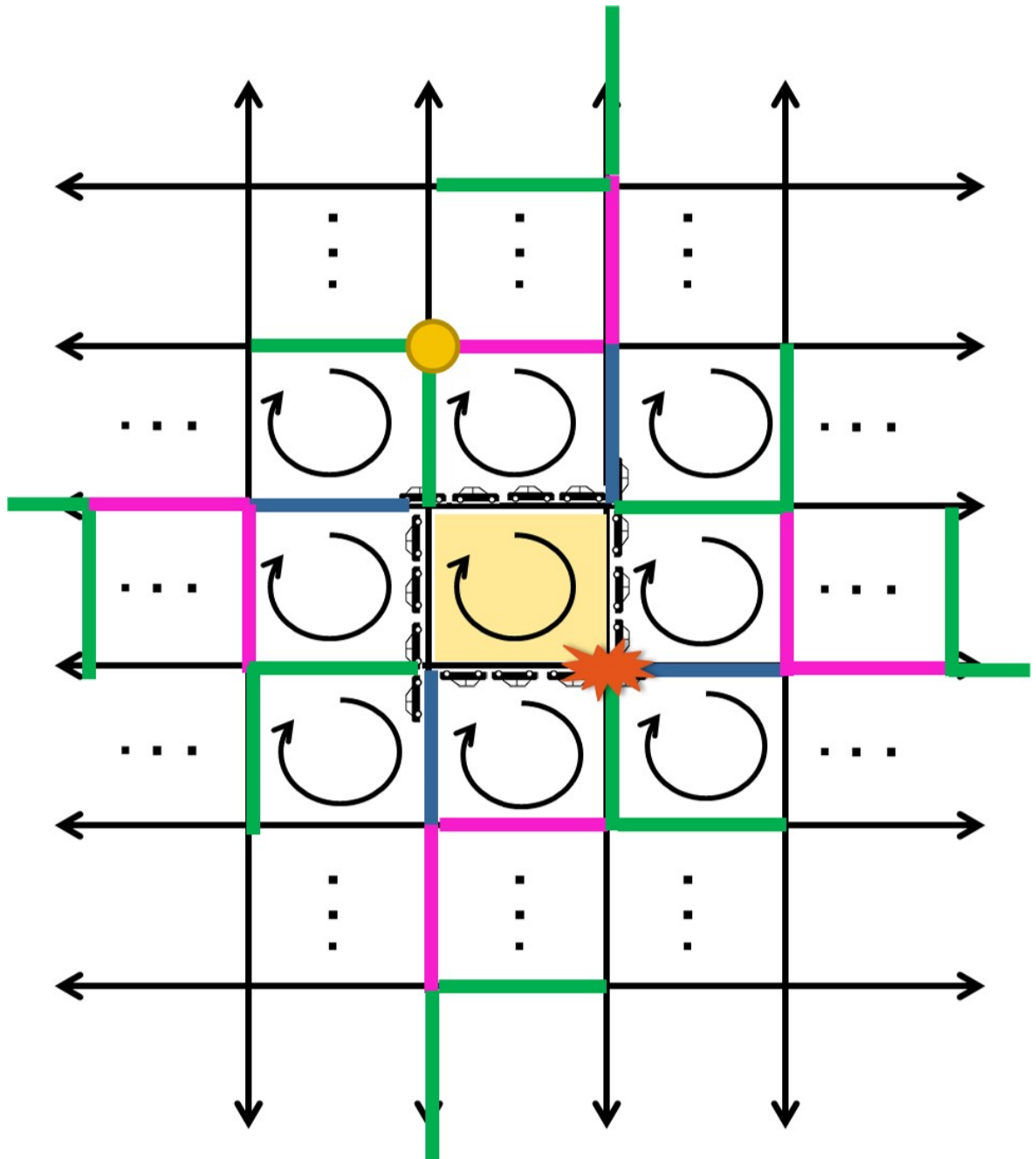


図-7.1 複数格子ネットワーク上の一つの格子で発生したグリッドロック現象による渋滞拡大

文では渋滞発生からネットワーク上の渋滞延伸，そしてグリッドロック現象に至った後も交通需要が一定という仮定の下で検討を行ったが，現実には渋滞が生じるとそれを避けるための経路選択行動が生じ，格子ネットワークへの交通需要が変化すると考えられる．従って，このような経路選択行動が交通現象に与える影響を考慮した理論の拡張や，それを踏まえた制御方法の検討が必要である．

加えて，複数格子ネットワークでは，複数のボトルネック箇所が発生した渋滞が相互に影響を及ぼす場合や，複数の格子で発生したグリッドロック現象が相互作用するといった場合も起こり得るため，このような現象を扱うための理論構築も望まれる．

更に，本論文では，単一格子ネットワークの片方向のみに交通が存在する場合を対象としたが，信号制御で M_m を調整する場合に逆方向の交通が存在すると，交差点 m で単一格子ネットワークから外部に流出する逆方向の交通にも影響を及ぼすことになる．また，単一格子の外側から左折して単一格子に流入する交通も生じるため，単一格子を構成するリンク側の青時間を長くして M_m を大きくしようとする時，単一格子ネットワークの外部から左折して流入する交通の青時間も同時に長くなってしまいうため，信号制御の方法も検討しなければならない．より現実的な状況を想定し，複数格子ネットワークで交通需要の変化も含めた検討と併せて，逆方向の交通も導入した検討も望まれる．

また，本論文では，制御対象交差点を 1 箇所のみ選択してグリッドロック現象を抑制する方法を検討したが，制御対象交差点の M_m の調整量をより小さくする方法として， N 箇所の交差点のうち複数の交差点を選択して制御を行うことも考えられ，これも今後の課題として挙げられる．

補遺 I. Daganzo (1996) との対比

Daganzo (1996) (以下, 先行研究) では, オンランプの合流部における本線側交通に対する流入側交通の割合を α と定義しており, 本研究で用いた交差点の合流比 M との関係は式 (I.1) の通りとなる.

$$M = \frac{1}{1 + \alpha} \quad (\text{I.1})$$

また, 先行研究で用いられている交通が通過するオフランプの数 N は, 本研究の交通需要に占める下流交差点での右折率 r と等量であり, $N = r = 0$ であれば, 全ての交通が最初のオフランプで流出, つまり単一格子ネットワーク上では, 単一格子ネットワークに流入したリンクの下流側交差点で右折せずに, 単一格子ネットワークの外部へ流出する状況を示す. 一方, $N = r = 1$ であれば, 全ての交通が2つ目のオフランプで流出, つまり単一格子ネットワーク上では, 単一格子ネットワークに流入したリンクの下流側交差点で右折し, 次の交差点で単一格子ネットワークの外部に流出する状況を示す. なお, 単一格子ネットワークにおける $N = 2$ は, 交通需要が出発した方向へ戻る行動となるため, 本研究ではこのような交通需要は設定していない.

また, 先行研究では, オフランプでの通過交通に対する流出交通の割合を μ としており, 式 (I.2) で与えられる.

$$\mu = \frac{1}{N} \quad (\text{I.2})$$

すると, オフランプの下流側地点を通行する交通に占める流入交通の割合 β は, 式 (I.3) となる.

$$\beta = \frac{1}{1 + \mu} = \frac{1}{1 + N} \quad (\text{I.3})$$

従って、先行研究が仮定する等方な条件下において、本研究で用いたリンク交通量に占めるリンク下流側交差点で転向して単一格子ネットワークに残留する交通の割合 ρ と、この β の間には式 (I.4) の関係が成立する。

$$\rho = \frac{r}{1+r} = \left(1 - \frac{r}{1+r}\right) = 1 - \beta \quad (\text{I.4})$$

本研究で、単一格子ネットワーク上を渋滞車列が一周してつながり、グリッドロック現象によって低下した交通量状態がこのネットワーク上を n 周伝播した時の交通量として導出された式 (3.13) は、式 (I.1)、ならびに式 (I.4) を用いて、以下の通り書き換えることができる。

$$\begin{aligned} Q_{ji}^{(2)} &= \left(\frac{1}{\rho} M\right) C \\ &= [(1 + \alpha)(1 - \beta)]^{-1} C \end{aligned} \quad (\text{I.5})$$

従って、本研究で等方な条件下におけるグリッドロック現象の発生条件として導いた式 (3.13) の右辺の括弧内の式は、先行研究において、オフランプでの交通の流出がある場合の、グリッドロック現象によってリンク下流側交差点で低下した交通量状態の上流伝播の衝撃波が、リンク上流側交差点に到達する毎の交通量の低下割合として導出された式 (2.1) と、同じ条件であると言える。

補遺 II．単一格子ネットワークの交通量の収支 関係の導出

単一格子ネットワーク上の4箇所交差点のうち、例えば交差点1における収支を考えると、 $E_1^{(n)}$ と、 $O_1^{(n)}$ を用いて、式(II.1)となる。

$$\begin{aligned}
 E_1^{(n)} - O_1^{(n)} &= (1 - M_1)Q_{10}^{(n)} - \frac{1 - \rho_{21}}{\rho_{21}} M_1 Q_{10}^{(n)} \\
 &= Q_{10}^{(n)} - M_1 Q_{10}^{(n)} - \frac{1}{\rho_{21}} M_1 Q_{10}^{(n)} + M_1 Q_{10}^{(n)} \\
 &= \left(1 - \frac{M_1}{\rho_{21}}\right) Q_{10}^{(n)}
 \end{aligned} \tag{II.1}$$

他の交差点についても同様に整理すると、単一格子ネットワークの交通の収支は、式(II.2)で与えられる。

$$\begin{aligned}
 E_1^{(n)} + E_2^{(n)} + E_3^{(n)} + E_0^{(n)} - (O_1^{(n)} + O_2^{(n)} + O_3^{(n)} + O_0^{(n)}) &= \left(1 - \frac{M_1}{\rho_{21}}\right) Q_{10}^{(n)} + \left(1 - \frac{M_2}{\rho_{32}}\right) \frac{M_1}{\rho_{21}} Q_{10}^{(n)} \\
 + \left(1 - \frac{M_3}{\rho_{03}}\right) \frac{M_1 M_2}{\rho_{21} \rho_{32}} Q_{10}^{(n)} + \left(1 - \frac{M_0}{\rho_{10}}\right) \frac{M_1 M_2 M_3}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} Q_{10}^{(n)} &= Q_{10}^{(n)} - \kappa Q_{10}^{(n)}
 \end{aligned} \tag{II.2}$$

$Q_{10}^{(n)} = \kappa^{n-1} C'$ であることから、式(II.2)は、式(II.3)に変形できる。

$$\begin{aligned}
 E_1^{(n)} + E_2^{(n)} + E_3^{(n)} + E_0^{(n)} - (O_1^{(n)} + O_2^{(n)} + O_3^{(n)} + O_0^{(n)}) &= (1 - \kappa) \kappa^{n-1} C'
 \end{aligned} \tag{II.3}$$

また, $Q_{10}^{(n)} = C'$ となり, ボトルネック交通容量を維持したまま安定する場合の, 単一格子ネットワークの交通量の収支は, 式 (II.4) となる.

$$\begin{aligned}
 & E_1^{(n)} + E_2^{(n)} + E_3^{(n)} + E_0^{(n)} - (O_1^{(n)} + O_2^{(n)} + O_3^{(n)} + O_0^{(n)}) \\
 &= \left(1 - \frac{M_1}{\rho_{21}} C'\right) + \left(1 - \frac{M_2}{\rho_{32}}\right) \frac{M_1}{\rho_{21}} C' \\
 &+ \left(1 - \frac{M_3}{\rho_{03}}\right) \frac{M_1 M_2}{\rho_{21} \rho_{32}} C' + \left(\frac{M_1 M_2 M_3}{\rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} - 1\right) C' \tag{II.4} \\
 &= C' - C' \\
 &= 0
 \end{aligned}$$

補遺 III. 残留率が変化した交通と上流伝播する 交通量状態が会うリンク上の位置の導出

一周目の上流伝播（渋滞車列の延伸）が交差点を通過した後、その渋滞の影響を受けて残留率が変化した交通が、リンク上を下流側交差点に向かって前進し、2周目の低下した交通量状態の上流伝播に出会うまでに進行数距離を x_2 、その間の時間を t_2 とする。この時、 n 周目の上流伝播の通過後に $n+1$ 周目の上流伝播と出会うまでに進行する距離 x_{n+1} の x_2 に対する比率は、 n 周目の低下した交通量状態の上流伝播時に、残留率が変化した交通がリンク上を前進する速度を v_n として、式 (III.1) となる。

$$\begin{aligned}
 \frac{x_{n+1}}{x_2} &= \frac{v_{n+1}t_{n+1}}{v_2t_2} \\
 &= \frac{v_{n+1} \frac{4D}{v_{n+1} + v_{sw}}}{v_2 \frac{4D}{v_2 + v_{sw}}} \\
 &= \frac{v_{n+1}(v_2 + v_{sw})}{v_2(v_{n+1} + v_{sw})}
 \end{aligned} \tag{III.1}$$

ここで $v_{n+1}/v_2 = \alpha$ とおくと、式 (III.1) は式 (III.2) に変形できる。

$$\frac{x_{n+1}}{x_2} = \alpha \frac{(v_2 + v_{sw})}{(\alpha v_2 + v_{sw})} = \frac{(v_2 + v_{sw})}{\left(v_2 + \frac{v_{sw}}{\alpha}\right)} \tag{III.2}$$

Q-K 図より、 v_n は式 (III.3) で与えられる。

$$v_n = \frac{Q^{(n)}}{k_n} = \frac{Q^{(n)}}{Q^{(n)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + k_j} \tag{III.3}$$

低下した交通量状態の2周目の上流伝播中の、残留率が変化した交通の速度 v_2 に対する、 $n+1$ 周目の上流伝播時の速度 v_{n+1} の比率は、 n 周目の上流伝播中の $Q^{(n)}$ に対する $n+1$ 周目の上流伝播時の $Q^{(n+1)}$ の比率を κ として、式 (III.4) となる。

$$\begin{aligned}
\alpha &= \frac{v_{n+1}}{v_2} \\
&= \frac{\kappa^{n-1} Q^{(2)}}{\kappa^{n-1} Q^{(2)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + k_j} \\
&= \frac{Q^{(2)}}{\frac{Q^{(2)}}{Q_c} (k_c - k_j) + k_j} \\
&= \frac{\kappa^{n-1} \left(Q^{(2)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + k_j \right)}{\kappa^{n-1} Q^{(2)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + k_j} \\
&= \frac{Q^{(2)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + k_j}{Q^{(2)} \frac{(k_c - k_j)}{Q_c} + \frac{k_j}{\kappa^{n-1}}}
\end{aligned} \tag{III.4}$$

ここで、低下した交通量状態の n 周目の上流伝播時のリンク交通量は、式 (3.30) で与えられ、 κ はグリッドロック現象の発生条件である式 (III.5) である。

$$\kappa = \frac{M_0 M_1 M_2 M_3}{\rho_{10} \rho_{21} \rho_{32} \rho_{03}} \tag{III.5}$$

また、低下した交通量状態が上流伝播する衝撃波の速度は、Q-K 図より決定できるため、 $Q_c / (k_c - k_j) = \omega$ とすると、式 (III.2) は式 (III.6) に変形できる。

$$\begin{aligned}
\frac{x_{n+1}}{x_2} &= \frac{(v_2 + v_{sw})}{\left(v_2 + \frac{v_{sw}}{\alpha}\right)} \\
&= \frac{\frac{Q^{(2)}}{Q^{(2)} \frac{1}{\omega} + k_j} + |\omega|}{\frac{Q^{(2)}}{Q^{(2)} \frac{1}{\omega} + k_j} + \frac{|\omega|}{\alpha}} \\
&= \frac{\frac{Q^{(2)}}{\omega} + |\omega|}{\frac{Q^{(2)}}{\omega} + k_j} \\
&= \frac{Q^{(2)} + |\omega| \left(\frac{Q^{(2)}}{\omega} + \frac{k_j}{\kappa^{n-1}}\right)}{\frac{Q^{(2)}}{\omega} + k_j} \\
&= \frac{Q^{(2)} + |\omega| \left(\frac{Q^{(2)}}{\omega} + k_j\right)}{Q^{(2)} + |\omega| \left(\frac{Q^{(2)}}{\omega} + \frac{k_j}{\kappa^{n-1}}\right)} \\
&= \frac{1 + \frac{|\omega|}{\omega} + \frac{k_j}{Q^{(2)}}}{1 + \frac{|\omega|}{\omega} + \frac{k_j}{\kappa^{n-1} Q^{(2)}}}
\end{aligned} \tag{III.6}$$

低下した交通量状態の n 周目の上流伝播と出会うまでに、リンク上流側交差点で残留率が変化した交通が、リンク上を下流側交差点に向かって前進する累積距離を X_n とすると、 X_1 , X_{n+1} はそれぞれ、式 (III.7), 式 (III.8) となる。

$$X_1 = x_1 \tag{III.7}$$

$$X_{n+1} = X_n + \kappa^{n-1} x_2 \tag{III.8}$$

従って、 $b_n = X_n/k_n$ として漸化式を解くと、 X_n は式 (III.9) で与えられる。

$$\begin{aligned}
\frac{1}{\kappa^{n+1}}X_{n+1} &= \frac{1}{\kappa} \frac{1}{\kappa^n}X_n + \frac{1}{\kappa^2}x_2 \\
\Leftrightarrow b_{n+1} &= \frac{1}{\kappa}b_n + \frac{1}{\kappa^2}x_2 \\
\Leftrightarrow b_{n+1} - \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 &= \frac{1}{\kappa} \left(b_n - \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 \right) \\
\Leftrightarrow b_n - \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 &= \left(b_1 - \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 \right) \left(\frac{1}{\kappa} \right)^{n-1} \\
\Leftrightarrow X_n &= \kappa^n \left(b_1 - \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 \right) \left(\frac{1}{\kappa} \right)^{n-1} + \kappa^n \frac{1}{\kappa(\kappa-1)}x_2 \\
\Leftrightarrow X_n &= x_1 - \frac{1}{\kappa-1}x_2 + \frac{\kappa^{n-1}}{\kappa-1}x_2 \\
\Leftrightarrow X_n &= x_1 + \frac{\kappa^{n-1}-1}{\kappa-1}x_2
\end{aligned} \tag{III.9}$$

参考文献

- 1) Arnott, R.: A Structural Model of Peak-Period Congestion: A Traffic Bottleneck with Elastic Demand, *American Economic Review*, 83 (1), pp. 161-179, 1993.
- 2) Daganzo, C. F.: The cell transmission model, part II: Network traffic, *Transportation Research Part B: Methodological*, 29 (2), pp. 79-93, 1995.
- 3) Daganzo, C. F.: The nature of freeway gridlock and how to prevent it, *Proc. of the 13th International Symposium on Transportation and Traffic Theory*, 1996.
- 4) Daganzo, C. F.: Queue spillovers in transportation networks with a route choice, *Transportation Science*, 32 (1), pp. 3-11, 1998.
- 5) Daganzo, C. F.: Urban gridlock: macroscopic modeling and mitigation approaches, *Transportation Research Part B: Methodological*, 41, pp. 49-62, 2007.
- 6) Daganzo, C. F., Gayah V. V., Gonzales, E. J.: Macroscopic relations of urban traffic variables: Bifurcations, multivaluedness and instability, *Transportation Research Part B: Methodological*, 45 (5), pp. 278-288, 2011.
- 7) Daganzo, C. F.: On the macroscopic stability of freeway traffic, *Transportation Research Part B: Methodological*, 45 (5), pp. 782-788, 2011.
- 8) Grenzeback, L. R., Reilly, W. R., Roberts, P. O., Stowers, J. R.: Urban freeway gridlock study: decreasing the effects of large trucks on peak-period urban freeway congestion, *Transportation Research Record*, pp. 16-26, 1990.
- 9) Huang, D.: Modeling gridlock at roundabout, *Computer Physics Communications*, 189, pp. 72-66, 2015.

- 10) Kerner, B. S.: Physics of traffic gridlock in a city, *Physical Review E*, 84(4), 2011.
- 11) Lighthill, M. J., Whitham, G. B.: On kinematic waves.I. Flood movement in long rivers, *Proc. of the Royal Society of London. Series A, Mathematical and Physical. Sciences*, Vol. 229, No. 1178, pp. 281-316, 1955a.
- 12) Lighthill, M. J., Whitham, G. B.: On kinematic waves.2. a theory of traffic flow on long crowded roads, *Proc. of the Royal Society of London. Series A, Mathematical and Physical. Sciences*, Vol. 229, No. 1178, pp. 317-345, 1955b.
- 13) Liu, Y., Chang, G.: An arterial signal optimization model for intersections experiencing queue spillback and lane blockage, *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, 19, pp. 130-144, 2011.
- 14) Lo, H. K.: A novel traffic signal control formulation, *Transportation Research Part A: Policy and Practice*, 33, pp. 433-448, 1999.
- 15) Mahmassani, H. S., Saberi, M., Zockaie, A.: Urban network gridlock: Theory, characteristics and dynamics, *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, 36, pp. 480-497, 2013.
- 16) Mendes, G. A., Silva, L. D., Herrmann, H. J.: Traffic gridlock on complex networks, *Physica A: Statistical Mechanics and its Applications*, Vol. 391, pp. 362-370, 2012.
- 17) Michalopoulos, P. G., Gregory Stephanopoulos and Pisharody, V. B.: Modeling of Traffic Flow at Signalized Links, *Transportation Science*, Vol. 14, pp. 9-41, 1980.
- 18) Newell, G. F.: The Morning Commute for Nonidentical Travelers, *Transportation Science*, Vol. 21, pp. 74-88, 1987.
- 19) Newell, G. F.: A simplified theory of kinematic waves in highway traffic, part II: Queuing at freeway bottlenecks, *Transportation Research Part B: Methodological*, Vol. 27, pp. 289-303, 1993.

- 20) Oshima, D., Tanaka, S., Oguchi, T.: Evaluation of traffic control policy in disaster case by using traffic simulation model, *Proc. of the 19th ITS World Congress Vienna 2012*, AP-00345, 2012.
- 21) Oshima, D., Oguchi, T., Tanaka, S., Horiguchi, R.: Analysis of gridlock phenomenon on urban street network, *OPTIMUM2013*, 2013.
- 22) Osorio, C., Chenb, X., Marsicoc, M., Talasc, M., Gaoc, J., Zhang, S.: Reducing Gridlock Probabilities via Simulation-based Signal Control, *Transportation Research Procedia*, Vol. 6, pp. 101-110, 2015.
- 23) Pipes, L. A.: Hydorodynamic Approaches-Part I, An Introduction to Traffic Flow Theory, *H. R. B., Special Report, 79*, pp. 3-5, 1961.
- 24) Qi, H. S., Ye, Y., Wang, D. H.: Spatial development of urban road network traffic gridlock, *International Journal of Civil Engineering*, Vol. 13, no. 4, pp. 388-399, 2015.
- 25) Richards, P. I.: Shcok Waves on the Highway, *Opns. Res., Am. 4*, 79, pp. 42-51, 1956.
- 26) Roberg, P., Abbess, C. R.: Diagnosis and treatment of congestion in central urban areas, *European Journal of Operational Research*, Vol. 104, no. 1, pp. 218-230, 1998.
- 27) Stephanopoulos, G., Michalopoulos, P. G.: Modelling and analysis of traffic queue dynamics at signalized intersections, *Transportation Research Part A: General*, Vol. 5, pp. 295-307, 1979.
- 28) Smith, M. J.: The Existence of a Time-Dependent Equilibrium Distribution of Arrivals at a Single Bottleneck, *Transportation Science*, Vol. 18, Issue 4, pp. 385-394, 1984s.
- 29) Vickrey,W.S.: Congestion Theory and Transport Investment, *The American Economic Review*, Vol. 59, pp. 251-260, 1969.
- 30) Wright, C., Roberg, P.: The conceptual structure of traffic jams, *Transport Policy*, Vol. 5, pp. 23-35, 1998.

- 31) Wright, C., Roberg-Orenstein, P.: Simple models for traffic jams and congestion control, *Proceedings of the Institution of Civil Engineers*, Vol. 135, no. 3, pp. 123-130, 1999.
- 32) 池之上慶一郎, 田島伸裕: 過飽和状態の信号待行列のダイナミックスについて, 科学警察研究所報告交通編, Vol. 23, No. 1, pp. 20-26, 1982.
- 33) 池之上慶一郎: 系統信号系における過飽和交通流の波動理論による研究, 科学警察研究所報告交通編, Vol. 24, No. 1, pp. 12-22, 1983.
- 34) 若佐裕治, 岩岡浩一郎, 花岡健一郎, 田中幹也: 実時間広域交通信号制御への制御工学的手法の適用, 計測自動制御学会論文集, Vol. 42, No. 9, 2006.
- 35) 内田英明, 藤井秀樹, 吉村忍: 学習アルゴリズムを導入したマルチエージェント交通流シミュレーション, 人工知能学会全国大会論文集, 3J2-OS10-2, 2011.
- 36) 大口敬, 佐藤貴行, 鹿田成則: 渋滞時の代替経路選択行動に与える交通情報提供効果, 土木計画学研究・論文集, Vol. 22, No.4, pp. 799-804, 2005.
- 37) 大口敬, 伊藤麻紀, 水田隆三, 堀口良太: 東京 23 区を対象とした大規模災害時交通シミュレーションと交通渋滞緩和策の評価, 第 33 回交通工学研究発表会論文集, 2013.
- 38) 喜多秀行, 原田 裕司: 流入タイミング調整行動を考慮した流入挙動モデル, 土木計画学研究・論文集, Vol. 12, pp. 673-679, 1995.
- 39) 喜多秀行, 幸坂謙之介, 福山敬: 流入・避走行動モデルに基づく高速道路流入部の走行特性推計法, 土木計画学研究・講演集, Vol. 23, 2000.
- 40) 北岡広宣, 寺本英二, 小根山裕之, 桑原雅夫: OD 交通量推定手法における経路選択モデルの影響について, 土木計画学研究・講演集, Vol. 25, 2002.
- 41) 清田裕太郎, 岩倉成志, 野中康弘: 東日本大震災時の都区内道路のグリッドロック現象に関する基礎的考察, 土木計画学研究・講演集, Vol. 46, 2012.

- 42) 清田裕太郎, 岩倉成志, 野中康弘: 東日本大震災時のグリッドロック現象に基づく都区内道路のボトルネック箇所の考察, 土木学会論文集 D3 (土木計画学), Vol. 70, No.5, 2014a.
- 43) 清田裕太郎, 月舘権二, 岩倉成志: プローブデータと渋滞統計データの融合による東日本大震災時の都区部の渋滞データの構築, 交通工学研究発表会論文集, 34, pp. 137-141, 2014b.
- 44) 佐藤光, 堀口良太, 桑原雅夫: 大規模ネットワークにおける動的シミュレーション適用の現在とこれから, 土木計画学研究・講演集, Vol. 29, 2004.
- 45) 清水哲夫, 三室徹, 飯島雄一: 走行支援システムの評価のための高速道路流入部におけるミクロ交通解析, 第37回土木計画学シンポジウム論文集, p. 33, 2001.
- 46) 高山純一, 中山晶一郎, 西啓介, 住友拓哉: 一般道路と高速道路の合流部における合流挙動解析, 土木計画学研究・論文集, Vol. 20, pp. 939-947, 2003.
- 47) 田中伸治, 花房比佐友, 堀口良太, 桑原雅夫: 交通シミュレーションのグリッドロック問題解消策の検討, 生産研究, Vol. 61, No. 4, pp. 751-754, 2009.
- 48) 羽藤英二, 谷口正明, 杉恵頼寧: 経路選択時の交通情報に対するドライバーの反応, 交通工学, Vol. 30, No. 1, 1995.
- 49) 久井 守, 田村 洋一: 複数リンクからなる系統信号システムの待ち行列と衝撃波の動的解析, 土木学会論文集, Vol. 1991, No. 431, pp. 87-96, 1991.
- 50) 洪性俊, 田中伸治, 桑原雅夫: 首都高速道路の合流部における動的可変チャネリゼーション導入効果の評価手法に関する研究, 生産研究, Vol. 62, No. 2, pp. 158-163, 2010.
- 51) 卷上 安爾, 松尾 武: 多重合流を考慮した流入確率の算定方式について, 土木学会論文集, Vol. 1990, No. 413, pp. 87-96, 1990.
- 52) 三村慎司, 久井守: 過飽和系統信号ネットワークのリアルタイム制御論理の構築の試み, 山口大学工学部研究報告, Vol. 57, No. 1, 2006.

- 53) 森健二 萩田賢司, 三井達郎: 待ち行列の延伸が上流交差点の交通流率に及ぼす影響, 土木計画学研究・講演集, Vol. 29, 2004.
- 54) 森津秀夫, 松田洋二, 高野宏和: 交通状況と経路誘導効果に関する研究, 土木計画学研究・講演集, Vol. 15, 1992.
- 55) 吉井稔雄, 桑原雅夫: リアルタイム交通情報の提供効果, 土木学会論文集, Vol. 2000, No. 653, pp. 39-48, 2000.
- 56) 麦倉武志, 桑原雅夫, 吉井稔雄, 越正毅: 交通情報が経路選択行動に及ぼす影響分析, 土木学会年次学術講演会講演概要集, No. 50-IV, 1995.