

2014 年度修士論文

交通流動から推定される道路ネットワークとの比較による
道路密度評価に関する研究

Study on evaluation on the road density using the comparison
with road network estimated from the people flow

有山 大樹
Daiki Ariyama

東京大学大学院新領域創成科学研究科
社会文化環境学専攻

目次

<u>1.研究の背景と目的</u>	2
<u>2.本研究の位置づけ</u>	5
<u>3.比較に用いる仮想ネットワークの構築</u>	6
3.1 解析の概要	6
3.2 仮想ネットワークの構築	6
<u>4.ノードの密度が与える影響の除外</u>	12
4.1 ノードの密度が与える影響について	12
4.2 正六角形稠密モデル	13
4.3 密度が与える影響 $f(N)$ の導出	14
4.3.1 ある地域からある地域へのトリップ量 t_k	14
4.3.2 各トリップが通過するリンクの総数 S_k	15
4.3.3 領域内のリンクを通過するトリップ数の合計 U_k	30
4.3.4 リンクを通過するトリップ量の期待値 R_k	30
4.3.5 N での表現	32
<u>5.OD の適用によるネットワークの構築</u>	34
5.1 補正対象となるトリップ	34
5.2 関東地方の OD に対する補正	36
5.3 基準となるノードの個数 x	38
5.4 実在する道路網との比較	40
5.4.1 リンクにおける比較	40
5.4.2 ノードにおける比較	40
<u>6.実在する道路網と仮想ネットワークの比較</u>	41
6.1 評価基準となる指標の設定	41
6.1.1 リンクにおける比較	41
6.1.2 ノードにおける比較	44
6.2 全体的な傾向	45
6.3 K 及び R の基準とするべき値に関する考察	48
6.4 地域ごとの検証	52
6.4.1 対象地域の分割	52
6.4.2 エリア①東京都区部	53
6.4.3 エリア②東京都市郡部東部	57
6.4.4 エリア③東京都市郡部西部	59
6.4.5 エリア④神奈川県	61
6.4.6 エリア⑤埼玉県	63
6.4.7 エリア⑥千葉県	66
6.4.8 エリア⑦茨城県南部	68
6.4.9 各エリアを総合して	71
<u>7. 結論</u>	72
<u>8.参考文献・利用データ</u>	75
謝辞	76

1.研究の背景と目的

自動車を使用することの環境に対する負荷の高さが指摘されるようになってから久しい現代においても、依然として自動車によって賄われる移動の割合は非常に大きい(図 1-1 国土交通省 HP「平成 22 年度全国都市交通特性調査の調査結果について」より引用)。公共交通の利用を促す機運が高まっているものの、いまだに自動車による移動は一定のニーズを持ち続けている。この状況は公共交通の整備が比較的整っていない地方のみに起こりうるのではなく、世界でも有数の細やかさを誇る鉄道網を有した三大都市圏においても同様である。特に東京を中心とした関東エリアにおいては、容量を大きく上回る自動車交通量により各地で渋滞が頻発する現状が存在する。このような状況に対する解決手段として、道路拡幅による交通容量の底上げなどで対策を図ってはいるものの、充分と言いきれる状態にはない。

一方で都心を少し離れれば、道路が持つポテンシャルをはるかに下回る台数の自動車しか走らない閑散とした道路もまた存在する。そういった道路は概して走行の障害となる信号や歩行者なども少ないことが多く、非常に運転者にとって快適な道路空間を形成していると言える。

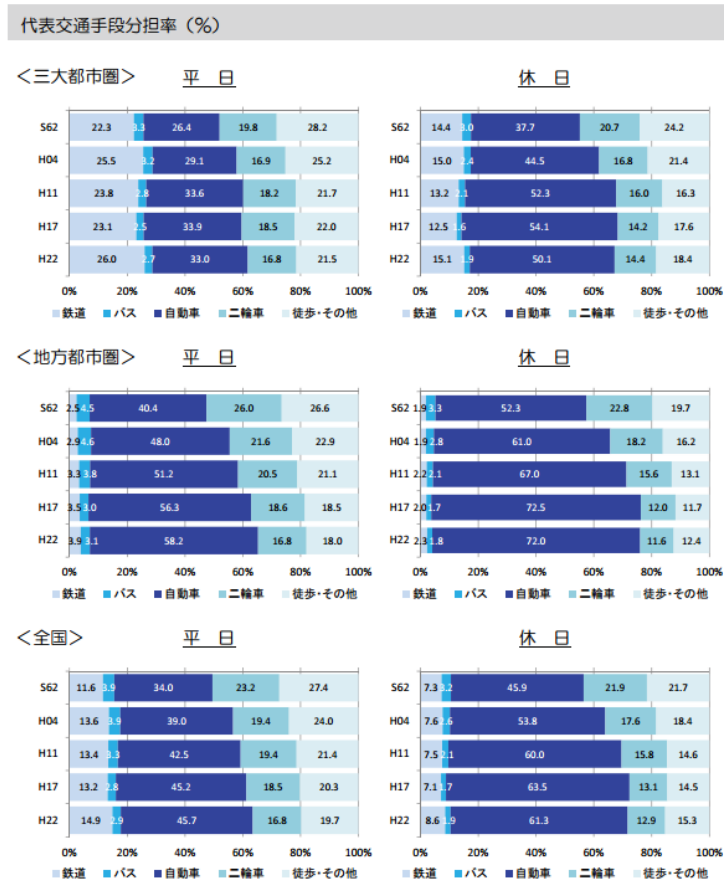


図 1-1 各地域の代表交通分担率

(国土交通省 HP :

http://www.mlit.go.jp/toshi/city_plan/toshi_city_plan_tk_000007.html

より引用)

東京都建設局より引用した表 1-1 を掲載する。これは平成 25 年時点の東京都各区分における道路率を算出したものである。この表によれば、都市部である東京都区部は、多摩部に比べて実に 2.5 倍の道路面積を有する。しかし、図 1-2 を見て頂ければわかるように、車両の走行スピードを示す平均旅行速度においては混雑時、非混雑時ともに区部の方が低くなっている(出典：平成 22 年度道路交通センサス)。この 2 つの図表を見比べることにより、東京都区部においては道路率が市郡部に比べてはるかに高くなっているが、その充実した道路網をもってしてもいまだに道路は十全ではなく混雑を生み出していることがわかる。

表 1-1 東京都のエリア別道路面積及び道路率
(東京都建設局 HP：<http://www.kensetsu.metro.tokyo.jp/douro/gaiyo/06.html>より引用)

区分	行政区域面積(km ²)	道路延長(km)	道路面積(km ²)	道路率(%)
区部	622.99	11,870	101.786	16.3
多摩部	1,159.90	11,082	75.766	6.5
島しょ部	405.78	1,479	7.122	1.8
計	2,188.67	24,431	184.674	8.4

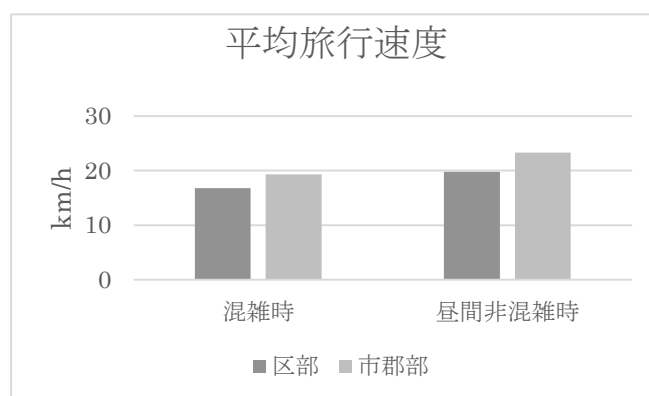


図 1-2 東京都の平均旅行速度
(出典:平成 22 年度道路交通センサス：
<http://www.mlit.go.jp/road/census/h22-1/data/pdf/syuukei05.pdf>)

本来であれば、すべての道路に対して市郡部のような快適性を要求し、それを実現できるのがひとつの理想であると考えられる。しかし空間は有限であり、加えて日本のような狭い国土に多くの人口を住まわせることを考えたら、おのずと道路に使うことのできる面積も限られてくる。そうした時に、道路に使うことのできる面積に上限があるのなら、少しでも需要に即した配分ができないかと考えたのが本研究のスタート地点となる。

今回の研究においては国土交通省が平成 20 年に行ったパーソントリップ調査より、首都圏 OD 量調査を抜粋して上述するところの「交通需要」として考える。

OD 調査の OD とは Origin (出発地) と Destination (目的地) の頭文字をとったものであり、この調査は別名「起終点調査」等と呼ばれることもある。端的に調査の概要を述べると、ある交通機関を用いて出発した人の目的地がどこであるかを調査したもの

である。つまりある人が鉄道を用いて A 駅から B 駅に移動した時、出発駅は A 駅で目的地は B 駅となり「鉄道を用いた A 駅から B 駅へのトリップ」に 1 人分加算されることになる。ここでいうトリップとは人の移動の呼称であり、単位でもある。トリップのことを交通流動、トリップの量のことを交通流動量とも別称する。

自動車に関しても同様の考え方であり、自動車によって行われた移動の出発地がどこであり目的地がどこであるといったデータが OD 調査によって作成されている。このデータとはすなわち「人が自動車を用いてどこからどこへ行きたいのか」が克明に反映されたデータであり、道路に対する需要そのものであると考える。

よって本研究においてはこの OD データを基に仮想的な配分を行った仮想道路ネットワークを作成し、それと比較することで既存の道路網、特に道路密度の多寡に関して議論していくことを目標とする。

今回は対象範囲を「関東地方」と設定して研究を行った。その理由は 2 つある。

- ・データが十分に揃っていること
- ・地域による格差がより鮮明であると予想されること

の 2 点である。

前者に関しては、国土交通省が作成している OD 調査のデータが三大都市圏に限られているため、解析に十分なデータを集めることが可能なのが東京、名古屋、大阪都市圏に限られていた。

その上で重要なのは後者であり、自分の生活の経験から首都圏においては都心の混雑具合の高さによって、地域による差がより激しくなっていると感じた。実際に右の図 1-3 で示した通り三大都市圏の主要都市である東京特区、名古屋市、大阪市における混雑時平均旅行速度を比較すると東京特区のそれは他に比べ約 2km/h ほど下回っている。これは東

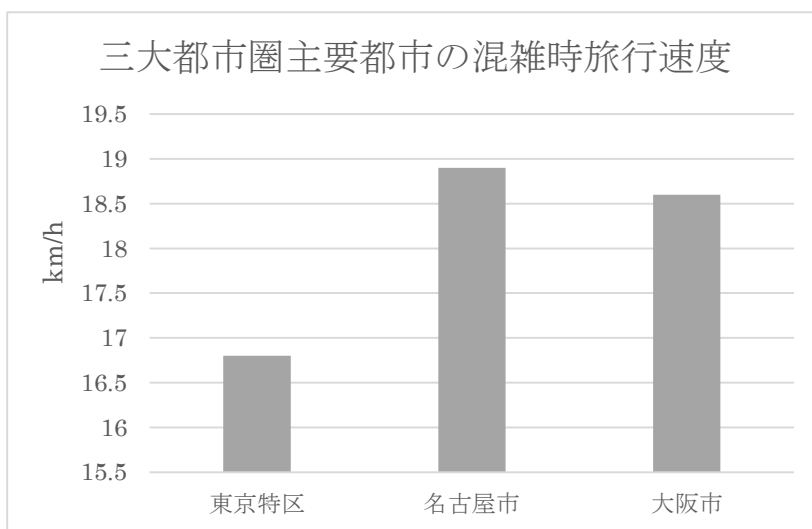


図 1-3 三大都市圏主要都市の混雑時平均旅行速度

(出典:平成 22 年度道路交通センサス ;

<http://www.mlit.go.jp/road/census/h22-1/data/pdf/syuuukei05.pdf>)

京都市部の混雑度合が他に比べても激しいものであることを表す一指標であり、このような理由で対象エリアを首都圏である関東地方に設定した。

東京都区部と市郡部における混雑時旅行速度は図 1-2 で示した程度の差が存在する。この差を生じる要因のひとつとして、道路を需要に対する供給であると捉えた時にその需給のバランスが地域によって異なることが挙げられる。

本研究においてはその需給バランスに着目し、既存の道路網について評価していくことを目的とする。

2. 本研究の位置づけ

道路とは都市を構成する基本的な要素であるため、様々な研究に対象として扱われている。その中には本研究のように範囲を広域に取りネットワーク性や道路密度にフォーカスして行われたものも存在する。この章においては、本研究の主眼である交通需要とそれに対する供給という着眼点で行われた既往研究に幾つか触れ、その中で本研究がどのような意味合いを持つのか述べていく。

古くは奥平耕造氏の著書「都市工学読本—都市を解析する」(1976)内で触れられている。

奥平氏は円形都市モデルを用いた就業地及び住宅地における道路面積の計算を行っている。奥平氏の考案したモデルは就業地と住宅地が図 2-1 のように同心円状に存在し、住宅地における人口の分布及び就業地における就業者の比率は等しいとしている。このシンプルなモデルを用いて奥平氏は、就業地や住宅地に必要な道路面積を導出した。導出に際した基本的な考え方に流動線面積という考え方をを用いている。流動線面積とは 1 台の車が目的地に着くまでに占有する道路の面積を表す指標である。

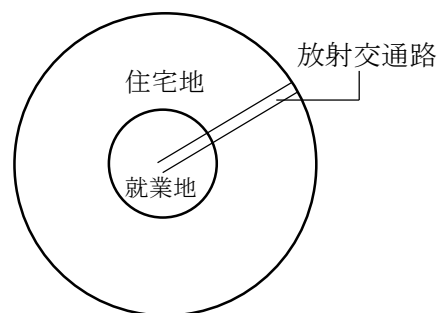


図 2-1 奥平氏が用いた円形都市モデル

たとえば 1 車線 3m の道路を 1 時間で 10000m 走ったとする。この道路を 1 時間に 1500 台が通過できるとするとこの車が 1 時間で占有した道路面積は

$$3 \cdot 10000 \cdot \frac{1}{1500} = 20 \left(m^2 \right)$$

と考えることができ、これが流動線面積である。この流動線面積の和が領域内に必要な道路面積であると考え、前述のモデルを利用して住宅地から就業地に向かう道路面積を導出した。

このような円形都市モデルを用いた道路ネットワークに関する研究は藤田学洋氏、鈴木勉氏による「放射環状型交通ネットワークの適正配置とその整備効果に関する数理的な研究」(2005)においても行われている。

この研究はある中心地から延びる放射路と同心円状に広がる環状路からなる円形都市モデルを考えている。そのようなモデルを用いて藤田氏らは、均等に分散した人口の平均移動距離から最適な放射路の本数や環状路の最適配置について考察している。

このように、広域な道路ネットワークの適切性について考える時、仮想的に定義した空間内での道路の適切性に関する研究は行われているが、実在する道路への適用例は少ない。

また、中山晶一郎氏、高山純一氏による「交通需要と経路選択の確率変動を考慮した確率的交通ネットワーク均衡モデル」(2006)においては、人々の行動選択に基づく交通需要及びその行動選択に伴う経路選択の不確実性に着目し、その不確実性に則った確率性均衡モデルを提案した。そのモデルによると、ある道路の交通量や旅行時間などは確率的であり変動するものであるとされている。

このように交通需要に関する研究は既存の道路網に交通需要を当てはめた時の挙動について述べたものが多い。

そこで本研究は、OD 調査という需要に対して供給である適切な道路網を仮想的に構築し、それと比較することで需要に即した道路ネットワークについて言及していく。需要から推定した適切性を持つ道路ネットワークを、既存の道路に適用し評価に用いることが可能である点が本研究の新規性であり、価値であると考ええる。

3.比較に用いる仮想ネットワークの構築

3.1 解析の概要

本研究においては交通需要に対する供給としての道路網の評価を目標とする。それにあたり、需要に基づいて作成された仮想の道路ネットワークを参照しそれと比較することによって道路網の適切性について述べていく。以下ではまず、仮想の道路ネットワークの構築方法について触れる。

3.2 仮想ネットワークの構築

第一に、評価をするにあたり尺度となる仮想のネットワークを構築する。この仮想ネットワークは前述の通り、需要に即したものである必要があると考えたため OD 調査により作成された OD のデータを基にして作成にあたる。

そもそもこの OD 調査によるデータは図 3-1 のようになっていて、計画基本ゾーンごとに分割された各エリアから他のエリアに対してトリップがいくつあったか、といった形で表されている。各エリアの属性は代表するひとつのノードに集約されており、あるふたつのエリア間の OD はふたつのノードを結ぶリンクとして表現されている。

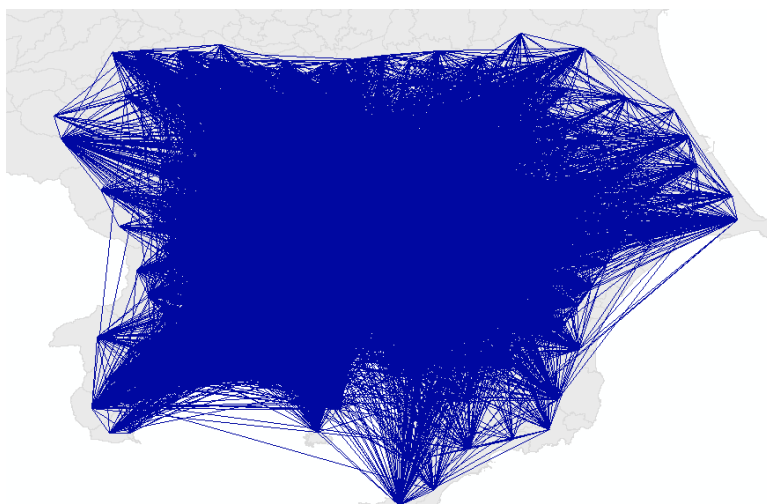


図 3-1 OD 調査によるデータの一例

研究の目的に基づき需要に応じた道路ネットワークを作成することを考えるのであれば、以下のような理想的な道路ネットワークが考えられる。

理想的な道路ネットワーク：

各 OD(すなわちすべての出発地と目的地の組み合わせ)に対応した道路が存在し、それぞれが担うトリップ量に比例した輸送力を持つ。

この理想的な道路ネットワークについて簡単なケースを挙げて説明する。ある都市圏が 10 の計画基本ゾーンに分割された時、OD の組み合わせは全部で

$$10 \times 10 = 100 \text{ (通り)}$$

存在する。そのうち 10 通りは出発地と目的地が同一となっている OD であり、残りの組み合わせのうち半数は出発地と目的地を入れ替えたものなのでリンクの本数は

$$\frac{(100 - 10)}{2} = 45(\text{本})$$

となる。この 45 本のリンクはいわゆる完全グラフであり、すべてのノード間が線分で結ばれている。

理想的な道路ネットワークの形状とはこの完全グラフのすべてのリンクに対応する専用の道路が存在することである(図 3-2)。つまりどの地点からどの地点へ向かうとしても直線で向かうことのできる道路ネットワークである。

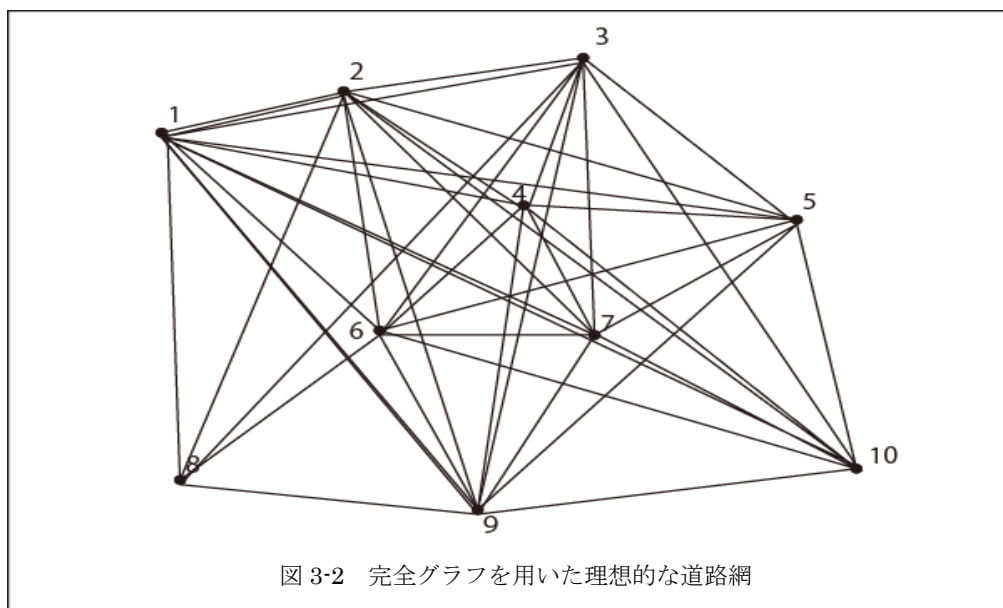


図 3-2 完全グラフを用いた理想的な道路網

加えて、目的地と到着地の組み合わせについて、それぞれ表 3-1 のようにトリップ量が与えられているとする。

表 3-1 各 OD におけるトリップ量

出発地 目的地	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1		100	100	50	50	50	100	50	50	50
2	100		50	50	50	50	50	100	50	50
3	50	50		100	50	50	50	50	50	50
4	100	50	50		100	50	50	50	50	50
5	50	50	50	50		100	50	50	50	50
6	100	100	50	50	100		50	100	50	100
7	50	50	50	50	50	50		100	50	50
8	50	50	50	50	100	100	50		100	50
9	50	50	50	50	100	100	50	100		100
10	50	50	40	50	50	50	50	50	100	

これらのうち出発地と目的地を入れ替えた OD は 1 本のリンクで賄うことが可能であると考え、それぞれ点間を結ぶリンクが担うトリップ量は下の表 3-2 のようになる。

この時、各点間を結ぶ道路が持つ輸送力はその道路が担うべきトリップ量に比例していることが望ましい。ここで言う輸送力とは

制限速度:*r* 道路幅:*w* 輸送力:*T*とした時に

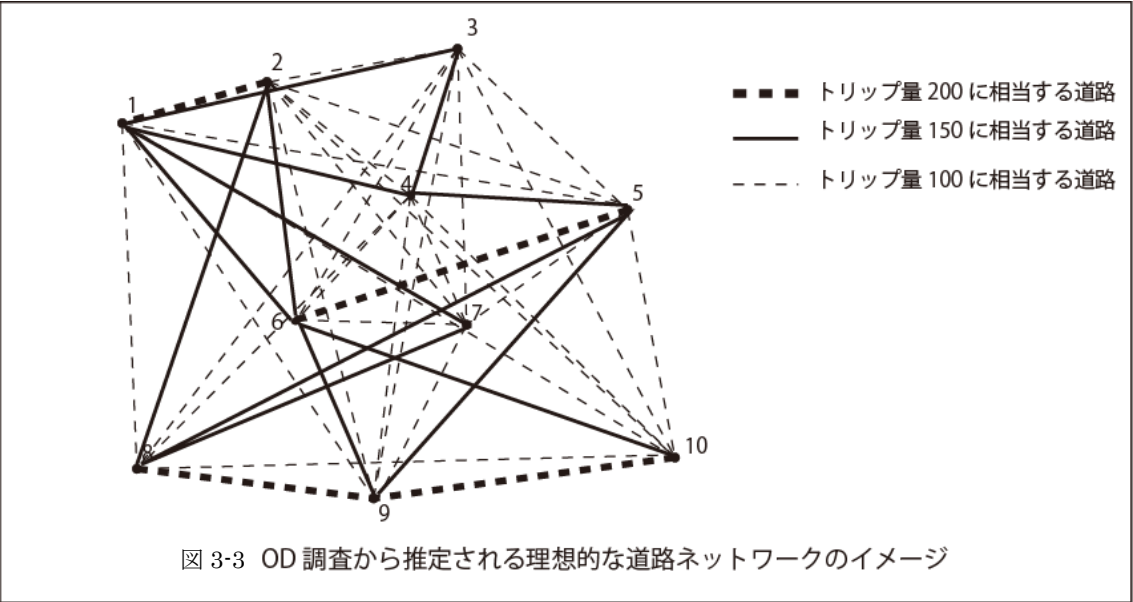
$$T = rw$$

で表せるものである。

従って OD 調査のデータより導かれる最適な道路網とは図 3-3 で示されるような各点間を結ぶ、各点間のトリップ量に比例した輸送力を持つ道路によって形成されるネットワークであると考えられる。

表 3-2 各リンクを通過するトリップ量

点 1 \ 点 2	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1	200	150	150	100	150	150	100	100	100
2		100	100	100	150	100	150	100	100
3			150	100	100	100	100	100	100
4				150	100	100	100	100	100
5					200	100	150	150	100
6						100	200	150	150
7							150	100	100
8								200	100
9									200



しかし、ここで実在の道路網に目を転じて考えると、このような理想的なネットワークを築ける環境というのは非常に限られている。現実には空間的、財政的制限などがあり、無制限に道路を建設することはできず、ある程度の取捨選択が必要になってくる。上記の理想的なネットワークにおいて点間を結ぶリンクの本数は

N : 点の数

L : 点間を結ぶリンクの数
とした時に

$$L = \frac{1}{2}N(N-1)$$

で表されるため、 N が増えれば増えるほどすべてのリンクを再現したネットワークを作成することは困難になっていく。

そこで、今回の研究においては完全グラフによる仮想ネットワークの構築は現実的ではないと判断し「ドロネー三角形網によるネットワークの構築」を行う。

ドロネー三角形網とは不整三角形網のひとつであり、以下のようなアルゴリズムで作成されるものである(図 3-4)

- ①平面上に任意の点群が存在する。
- ②その点群からボロノイ図を作成する。
- ③ボロノイが隣接する点同士を直線で結ぶ。

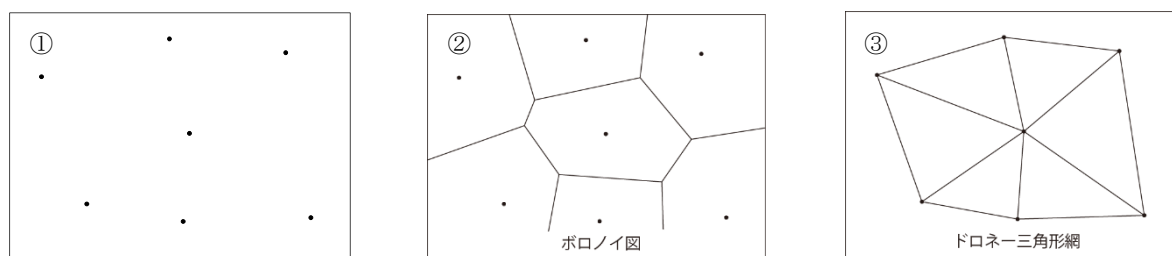


図 3-4 ドロネー三角形網形成のプロセス

ボロノイ図とは空間(本研究においては平面)上に存在する複数個の母点に対して、空間をそれぞれの点が最寄りの点となるような領域に分割したものである。分割された領域のことをボロノイ領域と呼び、ボロノイ領域の辺にあたる部分をボロノイ境界と呼ぶ。性質としてボロノイ境界は 2 つの母点の垂直二等分線の一部となる。

このようにして作成されるドロネー三角形網は以下のような特徴がある。

- ①すべての点を網羅的に結合する三角形網である。
- ②三角形網の中で、最もすべての三角形が正三角形に近い形状になる三角形網である。
- ③隣接するノード同士が結合されているネットワークである。

以上の点が仮想ネットワークを構築するにあたり、どのように優れているかを述べていく。

まず、交通ネットワークである以上、すべての点を網羅的に結合する必要がある。無論、最も網羅性が高くなるのは先述した完全グラフを用いたネットワークなのであるが、完全グラフを用いたネットワークはある種過剰であり、主に空間的制約のために再現不可能であることはすでに述べた。平面に対して任意の分割を行った時、その最小の単位となる図形は三角形である。ここでは網羅的な結合という言葉で「平面を三角形の集合へと分割するもの」と考えると考える。この時過不足なく平面を三角形に分割できるのは、すべての頂点がノードである三角形網であり、これは交通ネットワークを検討する上でふさわしいと考える。

続いて、三角形網による分割の中で特にドロネー三角形網が適切であると考えられる理由について述べていく。

まずドロネー三角形網によって分割される三角形は正三角形に最も近い形状を示す

という点に関して述べる。空間的制約という点に着目した時、ドロネー三角形網が示す正三角形に最も近い形状への分割という性質は交通ネットワークの構築にあたり適したものであると考えることができる。空間的制約がある以上、各々の道路は性質がある程度異なるものでなければならず、すなわち性質が似たネットワークが 2 本あった場合、2 本目はほぼ余剰であり、空間的に無駄であると考えられる。こうした条件のもとでは、ノードをつないで三角形網を作っていた時に最も各リンクの性質が異なるのはドロネー三角形網を作成した場合である。そのため任意に結合を繰り返して作られた三角形網に比してドロネー三角形網は空間的制約を満たしやすいものであると考えられる。

さらに、ドロネー三角形網においては隣接するノード同士はリンクによって結合される。ここで言う隣接とは、共通のボロノイ境界を有している、ということである。交通ネットワークであることを考えるならば、この性質は非常に重要である。なぜならば、ある点からのトリップを考えた時、目的地までの距離とトリップ量の関係は概して図 3-5 のようになる。つまり距離が近い点へのトリップは多く、その後距離に従って減衰していき、ある程度の距離を過ぎれば横ばいになるという特性を示す。このことからもあるノードを考えた時に近隣の、特に隣接したノードと接続されているということは非常に重要で、正三角形網の中でもドロネー三角形網が交通ネットワークとして優れていると言える一つの要因となる。

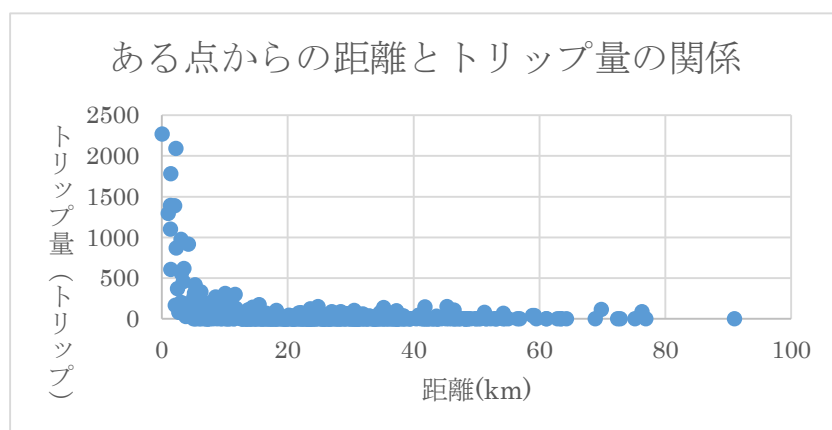


図 3-5 ある点からの距離とトリップ量の関係

以上の 3 点から、ドロネー三角形網をベースとした仮想ネットワークが交通ネットワークとしてある程度適切であると考え、仮想ネットワークを構築していく。本研究においては OD 調査における OD の発着点をノードとみなして解析を行う。そうした時に関東全域を覆うドロネー三角形網は図 3-6 のようになる。

しかし、このままでは仮想ネットワークとして不十分であるため、このネットワークに各 OD のトリップ量を導入していくことを考える。どのように OD を仮想ネットワークに盛り込んでいくかであるが、以下で具体例を挙げて説明する。

- ①あるノード A からノード B への OD について考える。
- ②任意のノード間における移動はすべて最短経路によってのみ行われるものとする。この時ノード A からノード B までの最短経路はリンク x, y, z を通っていくものとする。
- ③ノード A からノード B への OD のトリップ量が P であったとする。
- ④この時、ノード A からノード B への OD はリンク x, y, z についてそれぞれの「リンクを通過したトリップ量」に P を加えるものとする。
- ⑤ノード B からノード A へのトリップはリンク z, y, x を通過する。トリップ量が Q であ

- った時、同様に z, y, x の「リンクを通過したトリップ量」に Q を加える。
- ⑥この時各リンクを P が通った向きと Q が通った向きは逆であるが、区別することなく両方を「リンクを通過したトリップ量」として扱い、加算していく。
- ⑦これらの作業を全 OD について繰り返し、各リンクを通過するトリップ量を算出する。

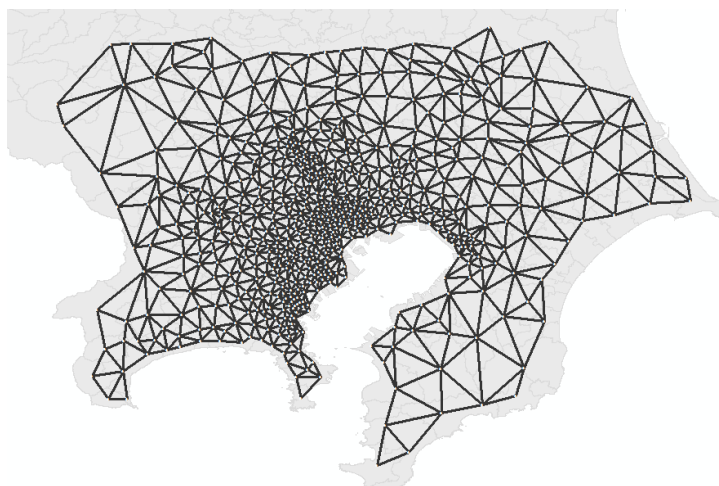


図 3-6 関東地方に作成したドロネー三角形網

実在する道路ネットワークでの経路選択に関して、最短経路のみが選択されるというはあまりない。到着地と目的地以外の要因の介入により異なる経路が選択されることや、最短経路への選択が集中することで混雑が生じ迂回経路を選択することで到着が早くなるといった現象が起こりうるからである。しかし、本研究における仮想ネットワークは人々の移動における交通需要を極力反映したものを作成することを目標としている。すべての人々が最短経路を選択できるということが需要を反映したネットワークであると考え、この仮想ネットワークの空間においてはすべての人々が最短経路を選択して移動するものとした。

ここで実際に上図 3-6 のドロネー三角形網に首都圏の OD データをあてはめて各リンクを通過するトリップ量を算出していくわけだが、その前に次の問題について考える。この仮想ネットワークは OD 調査の出発地と到着地をノードとして考えてドロネー三角形網を作成している。しかし、この出発地と到着地として設定されているのは基本計画ゾーンごとの代表点であり、図 3-7 の通り都心部とそうでない地域においてその点密度は大きく異なる。その密度の違いによって生じる「リンクを通過するトリップ量」への影響に関して、次の項で述べていく。

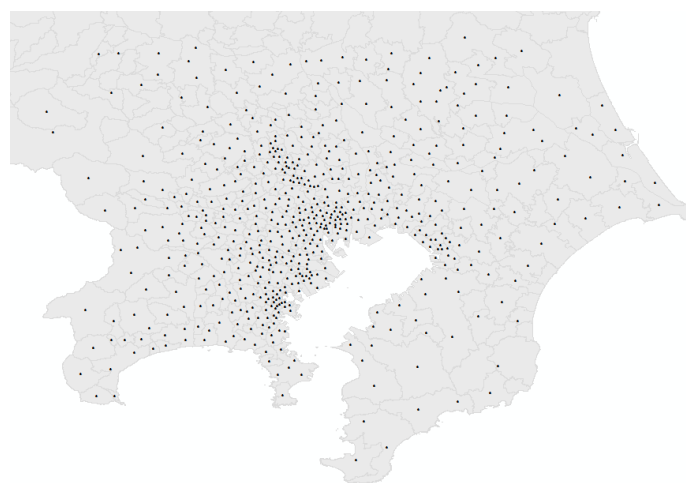


図 3-7 地域による点密度の違い

4 ノードの密度が与える影響の除外

4.1 ノードの密度が与える影響について

ノードの密度が地域によって異なるため、リンクを通過するトリップ量として現れる数字に違いが生じるという問題に関して、具体的な例を挙げて説明する。今回の解析で用いるノードは行政的な境界に基づき設定された地域の代表点であり、幾何学的に意味のある配置にはなっていない。そのために地域による密度の差、特に都心部は密度が高く郊外では密度が低いという現象が生じている。以下の例を考える。図 4-1 と図 4-2 は同じエリアを切り取った正方形であり、人口とその流動の形態は同じであるものとする。ドロネー三角形網を作るにあたり、その全く同じエリアを 2 つに分割したものが図 4-1、4 つに分割したものが図 4-2 である。今簡単のため、分割された各エリアには等量の人口が居住しており、そのすべての人口が各エリアに移動するものとする。あるエリアから各エリアへと移動する人口はすべての行先について等量であり、それらの情報や各リンクを通過するトリップ量を整理すると以下の表 4-1~6 のようになる。

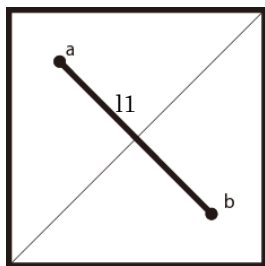


図 4-1 空間を 2 つに分割して作成したドロネー三角

表 4-1 各エリアの人口

	人口
a	5000
b	5000

表 4-3 各リンクを通過するトリップ量

	リンクを通過するトリップ量
l1	5000

表 4-2 各トリップと通過するリンク

出発	到着	トリップ量	l1
a	a	2500	
a	b	2500	1
b	a	2500	1
b	b	2500	

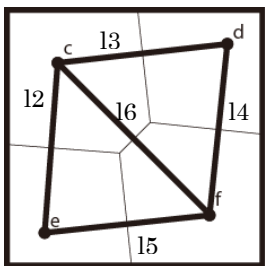


図 4-2 空間を 4 つに分割して作成したドロネー三角

表 4-4 各エリアの人口

	人口
c	2500
d	2500
e	2500
f	2500

表 4-6 各リンクを通過するトリップ量

	リンクを通行するトリップ量
l2	2500
l3	2500
l4	1250
l5	1250
l6	1250
平均	1750

表 4-5 各トリップと通過するリンク

出発	到着	トリップ量	l2	l3	l4	l5	l6
c	c	625					
c	d	625	1				
c	e	625		1			
c	f	625					1
d	c	625	1				
d	d	625					
d	e	625	1	1			
d	f	625			1		
e	c	625		1			
e	d	625	1	1			
e	e	625					
e	f	625				1	
f	c	625					1
f	d	625			1		
f	e	625				1	
f	f	625					

このように、人口流動が同じ形態で行われていたとしても、分割に用いるノードの個数、ひいてはその密度によってリンクを通過するトリップ量として顕在化する数字は変動することがわかる。正確な評価を行うためにはこの問題を解決する必要がある、そのために以下のようなモデルを用いたシミュレーションを行う。

4.2 正六角形稠密モデル

均質に広がる三角形網を考えた時、それは正三角形が稠密に連なる構造である。この時、三角形網の頂点が代表するエリアの形状は正六角形となる。くわえて平面をボロノイ分割した時に、ボロノイ領域は平均して 6 の辺を持つことを考え、以下のモデルについて考察する。

目的:ある領域においてノードの個数が N (個)だった時、各リンクを通過するトリップ量の期待値を N の関数 $f(N)$ として表現する。

仮定するモデル

・ベースとなる図形の定義

図 4-3 のような M の増加に伴い、1 つ前の図形を取り囲むように正六角形が増えていく図形群を用いる。 M の値によらず、正六角形群の面積の合計は等しいものとする。つまり M の値が変わることで、ある空間を分割する様相が変わるとみなすことができる。この分割されている空間全体を空間 A と名付ける。

各正六角形の中心には点が存在し、いまこの正六角形群で成り立つ図形は、空間 A を点群でボロノイ分割したものであるとみなせる。 M が 1 より大きい時、図 4-4 のように隣接する中心点間はリンクで接続されている。以下では個々の小さな正六角形のことをエリア、中心点をノード、ノード間を接続するリンクをリンクとして呼称する。

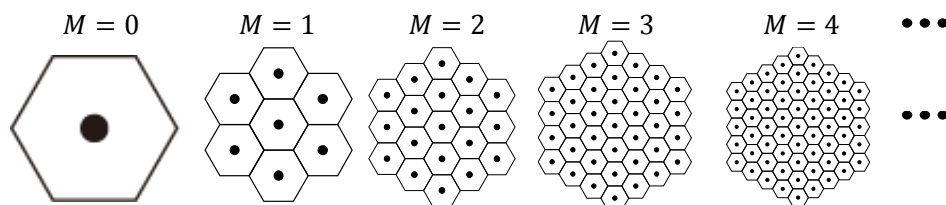


図 4-3 モデルに用いる図形

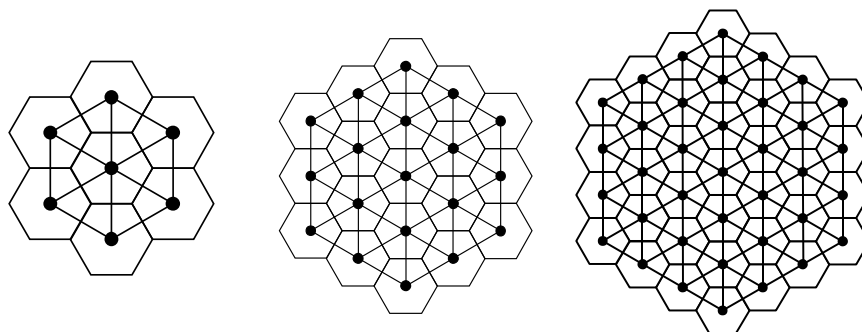


図 4-4 ノードとリンクによって構成されるネットワーク

・人口

空間 A には人口が存在している。 M の値によらず空間 A の人口は等しく P でありその P が各エリアに均等に存在している。つまり各エリアの人口は M の値が増え

るごとに小さくなる。そして、あるエリアの人口はすべて当該エリアのノードに集約されているものとする。

・人口流動

空間 A に存在する人口はすべて移動を行う。実際にあれば移動を行わない人口が一定数存在するが、このシミュレーションモデルにおいてはすべての人口がある目的地に向かって移動を行う。そして、 $M = k$ の時すべての出発地と目的地の組み合わせにおいて、そのトリップを行う人口は等しく t_k であるものとする。トリップに伴う移動はすべてリンクを用いて行われる。また各トリップは必ず最短経路を用いて行われる。最短経路が複数存在する場合、その選択は任意に行われる。

このように設定した状況を利用し、以下のプロセスで $f(N)$ を導出する。

1. $M = k$ におけるある地域からある地域へのトリップ量 t_k を求める。仮定より $M = k$ においては出発点、到着点によらずすべてのトリップの量が等しく t_k である。
2. $M = k$ において各トリップが通過するリンク本数の合計 S_k を求める。
3. 1 と 2 で求めた t_k と S_k を乗算することで $M = k$ においてリンクを通過するトリップ量の総和 U_k を求めることができる。
4. $M = k$ におけるリンクの本数 L_k を求め、 L_k で U_k を除することによりリンクを通過するトリップ量の期待値 R_k が求まる。
5. $M = k$ におけるノードの数が N_k である時に

$$k = g(N)$$

を R_k に代入することでノードの個数によって表される $f(N)$ が求まる。

4.3 密度が与える影響 $f(N)$ の導出

4.3.1 ある地域からある地域へのトリップ量 t_k

ここからは 4.2 で述べたプロセスに従い $f(N)$ を求める過程を示していく。

まず $M = k$ におけるある地域からある地域へのトリップ量 t_k について考える。

仮定より、 t_k はどこからどこへのトリップであったとしても同様に等しい。故に $M = k$ の時にノードが N_k 個存在するのであれば

1 個のノードに存在する人口： P_1

とした時に

$$P_1 = \frac{1}{N_k}$$

と表すことができる。また、 P_1 の人口が N_k 個の点に対して等量の人口に分かれてトリップを行うため、1 つ 1 つのトリップ量 t_k は

$$t_k = \frac{1}{N_k^2} \quad \dots \textcircled{1}$$

となる。

4.3.2 各トリップが通過するリンクの総数 S_k

$M = k$ の時に各トリップが通過するリンクの総和である S_k を求めることを考える。それにあたり、 $M = 2$ 及び $M = 3$ の場合を用いて導出の概略を述べる。

図 4-5 を見た時、 $M = 2$ から $M = 3$ における変化は、 $M = 2$ の時の図形を取り囲むように存在する灰色の部分であると考えることができる。白色の部分を領域 A、灰色の部分を領域 B とする。今後、 M の値によらずこの呼称を用いる。この時トリップが通過するリンクの本数を考えると以下の 4 つのパターンに場合分けすることができる。

パターン 1. 領域 A → 領域 A へのトリップが通過するリンクの数

パターン 2. 領域 A → 領域 B へのトリップが通過するリンクの数

パターン 3. 領域 B → 領域 A へのトリップが通過するリンクの数

パターン 4. 領域 B → 領域 B へのトリップが通過するリンクの数

の 4 つである。

パターン 1 の領域 A から領域 A へのトリップが通過するリンクの数とは $M = 2$ における通過リンクの総数 S_2 である。いま

A_k : $M = k$ において領域 A から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数

B_k : $M = k$ において領域 B から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数

とする。この時、出発地と目的地を入れ替えてもトリップが通過するリンクは変わらないので、パターン 3 における領域 B → 領域 A へのトリップも A_k である。よって $M = 3$ においてトリップが通過するリンク数の総和は

$$S_3 = S_2 + 2A_3 + B_3$$

と表すことができる。この関係性は M の値によらず成り立つので

$$S_{k+1} = S_k + 2A_{k+1} + B_{k+1} \quad \cdots \textcircled{2}$$

という漸化式が成り立つ。この漸化式を解くために、 A_k と B_k について考えていく。

まず、領域 A から領域 B へのトリップが通過するリンクの本数 A_k について考える。上述の通り領域 A から領域 B へのトリップが通過するリンクの本数は領域 B から領域 A へのトリップが通過するリンクの本数に等しく A_k である。 A_k を求めるにあたり領域 B から領域 A へのトリップを用いて計算を行い、そのために以下のように C_k 、 D_k を定義する。

また、ここより先では「あるノードから全ノードに向けてのトリップが通過したリンクの本数」を簡単のために「あるノードからの通過リンク本数」という表現を用いる。

C_k : 領域 B を正六角形とみなした時に頂点にあたるノード (図 4-6 における灰色) ひとつからの全通過リンク本数

D_k : 領域 B を 6 等分したノード群 (図 4-7 における灰色) からの全通過リンク本数の総和

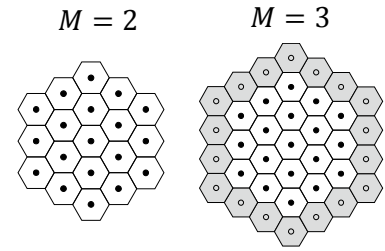


図 4-5 $M = 2$ から $M = 3$ への変化

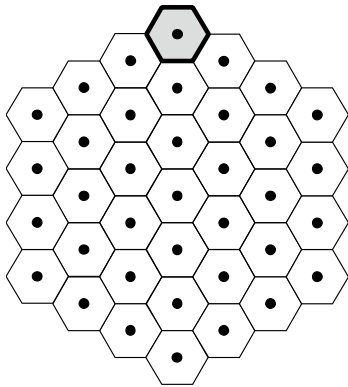


図 4-6 $M = 3$ における頂点ノード
 C_k は灰色のノードからの全通過リンク本数である。

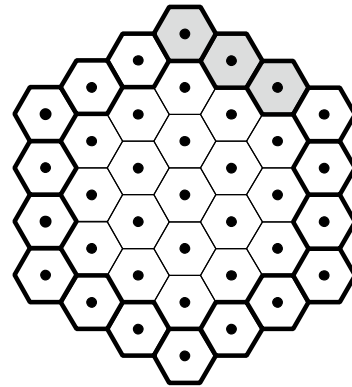


図 4-7 D_k の出発地となるノード
 $M = 3$ において D_k は灰色のノード群からの全通過リンクの総和である

以降では図 4-6 において灰色で示したノードをはじめ、領域 B を正六角形であると見た時頂点に位置するノードを「頂点ノード」と呼称する。

いまモデルに用いている図形は 60 度回転させるごとに同じ形状を見せるものなので、 A_k を考えるにあたり領域 B を 6 等分した領域を抽出して用いる。この領域 B を 6 等分した領域を以降では領域 B'と呼称する。領域 B'は図 4-7 において灰色で示された領域である。

また a_k を以下のように定義する。

a_k ：領域 B を 6 等分したノード群から領域 A へのトリップが通過するリンクの本数の総和。

この時

$$A_k = 6a_k$$

が成り立つ。

上で定義した C_k と D_k を用いて a_{k+1} を表すことを考える。今 $k = 2$ の場合を例に挙げて考える時、 a_{k+1} とは図 4-8 における太線のノード群から灰色のノード群へのトリップが通過するリンクの本数の総和である。該当する各トリップについて最短経路を考えた時に、最短経路であればその経路は問わないので、図 4-9 のように各ノードから出発したトリップは必ず真下、もしくは左下のノードへと移動すると考えることができる。

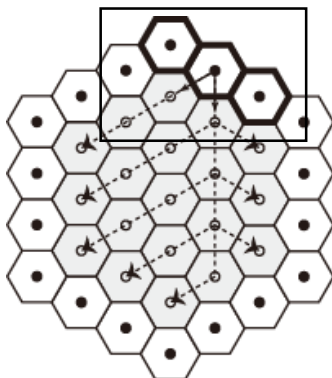


図 4-8 領域 B'から領域 A へのトリップ



図 4-9 最初の移動
最初の移動はこの図のように必ず真下か左下のノードに向かい行われる。

ここで、以下の仮定を用いた際の各トリップの通過リンクについて考える。

仮定 X：領域 B' から領域 A へ向かうトリップのみを対象とする。対象となる領域 B' から出発するトリップは最初に必ず真下のノードへと移動し、その後はその移動したノードから最短経路をたどって目的地へと向かう。

この仮定 X において、あるノードから目的地となるノードへのトリップが通過するリンクの本数は、出発地であるノードの真下に隣接するノードから当該目的地ノードへのトリップが通過する本数に 1 を加えたものに等しい(図 4-10)。

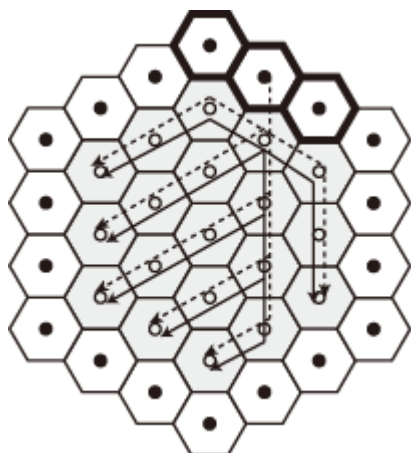


図 4-10 仮定 X におけるトリップの一例

仮定 X 下の全トリップに関して、あるノードから領域内の全ノードを目的地としたトリップが通過するリンクの本数は、出発地ノードの真下に隣接するノードから各目的地ノードへのトリップが通過するリンクの本数に 1 を足したものである。

-----> 仮定 X におけるトリップ

————> 真下に隣接するノードからのトリップ

よって、この仮定 X における全トリップが通過するリンクの本数の総和は、それぞれ真下に隣接するノードから各目的地へと向かうトリップが通過するリンクの本数の総和にトリップの種類数を加えたものに等しい。トリップの種類数とは出発地と目的地の組み合わせの総数である。今 $M = k + 1$ とした時に出発地の数は $k + 1$ なので、目的地の数を考えればトリップの総数は導くことができる。目的地の数とは $M = k + 1$ の時の領域 A に含まれるノードの数であり、それは $M = k$ における全ノード数である。 $M = k$ の図形は図 4-11 のように中心のノードを除けば 6 分割することが可能である。6 分割した領域内に図 4-11 のように線分を引いた時、交わるノードの数は中心に近い直線から数えて 1 個、2 個…と増えていく。線分は k 本引くことができるため、6 分割した領域内に含まれるノードの数 x は

$$x = \sum_{l=1}^k l = \frac{1}{2}k(k+1)$$

で表すことができるため、 $M = k$ におけるノードの総数 N_k は

$$\begin{aligned} N_k &= 6 \left\{ \frac{1}{2}k(k+1) \right\} + 1 \\ &= 3k^2 + 3k + 1 \quad \cdots \textcircled{3} \end{aligned}$$

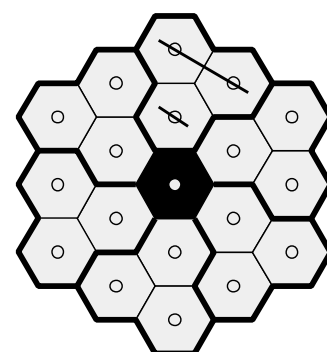


図 4-11 ノードの個数を数えるために図形を 6 分割する。

となり、出発地と目的地の組み合わせの数は $(k + 1)N_k$ 個となる。

ここで領域 B'内各ノードの真下に隣接するノードから各目的地への通過リンクの総和 F_k を考える。図 4-12 において、 $M = k + 1$ における領域 B'の真下に隣接するノードは太線で囲った部分にあたる。これらのノードは図 4-12 のように $M = k$ における頂点ノード(①)とそれ以外(②)にわけることができる。それぞれから領域 A への通過リンクの総数は①の場合は、 C_k ②の場合は D_k である。よって F_k は

$$F_k = C_k + D_k$$

と表すことができる。

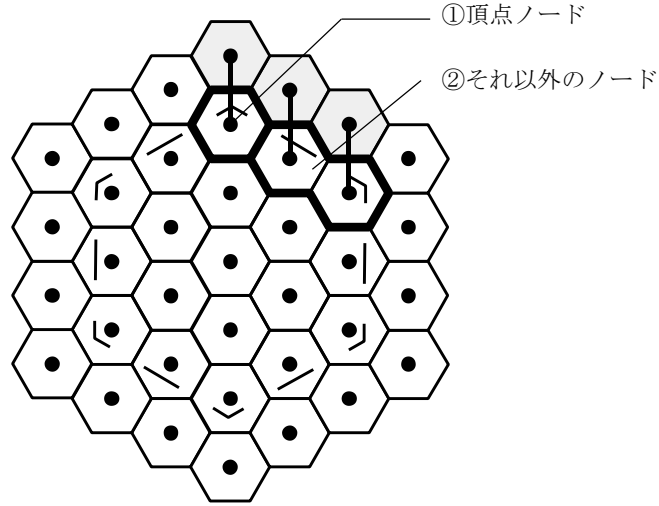


図 4-12 領域 B'の真下に隣接するノード

であるから、

E_k : $M = k$ である時この仮定 X における通過リンク数の総和

であるとする、上述の通り E_k は真下に隣接するノードからのトリップにトリップの種類数を加えたものになるので

$$\begin{aligned} E_{k+1} &= F_k + (k + 1)N_k \\ &= C_k + D_k + (k+1)N_k \quad \cdots ④ \end{aligned}$$

が成り立つ。

仮定 X のもとにトリップが生成されていく場合、最短経路をたどるものとそうでないものが出てくる。最短経路をたどれないものは、本来の最短経路を進む場合に必ず最初に左下のノードへと移動しなければならないトリップである。こういったトリップ群は最初に真下に進んだ後に現在地から見て左上のノードへと進むことで本来の最短経路へと戻ることができる(図 4-14)。つまりこの仮定において最短経路をたどらないトリップが余分に通過するリンクの本数は等しく 1 本であると言える。であるから

G_k : この仮定において最短経路を通らないトリップの数とした時、

$$a_k = E_k - G_k \quad \cdots ⑤$$

と表せる。この仮定において最短経路を通らないトリップの本数 G_k を求めることで a_k を考える。

領域 B'について、頂点ノードを起点にして図 4-13 のように $l = 0, 1, 2, \dots$ と番号をつけていく。 $l = 0$ である時、仮定 X のもとで最短経路をたどれないトリップは存在しない(図 4-13)。 $l \neq 1$ においては図 4-14 のようにいくつかの目的地へ向かうトリップが最短経路をたどれず、1 本余計にリンクを通過する動きをすることがわかる。

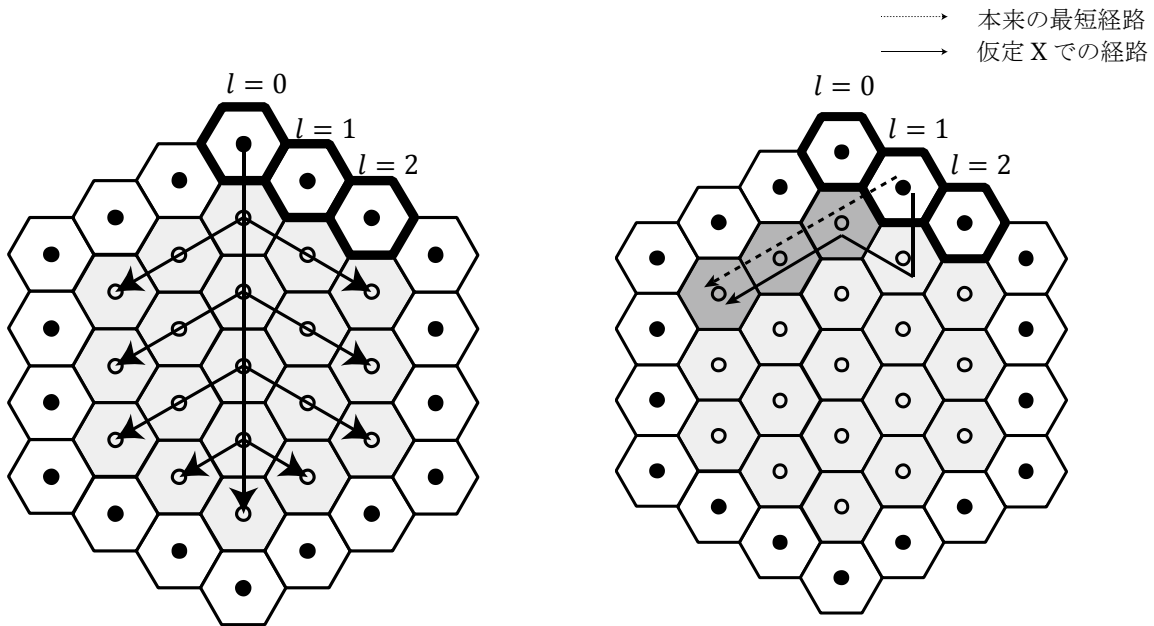


図 4-13 仮定 X におけるトリップの動き(1)
 $l = 0$ においては上図のようにすべてのトリップが最短経路をたどることができる。

図 4-14 仮定 X におけるトリップの動き(2)
 $l \neq 0$ においては上図のように最短経路を辿れないトリップが存在する。 $M = 3$ 、 $l = 1$ においては上図の色が濃い部分へのトリップがそれに該当する。

ここで $M = k$ の時に 0 でない l の値によって最短経路を辿ることができないトリップの数 G_k がどのように変化するかを考える。以下で $M = 4$ を例に挙げる。

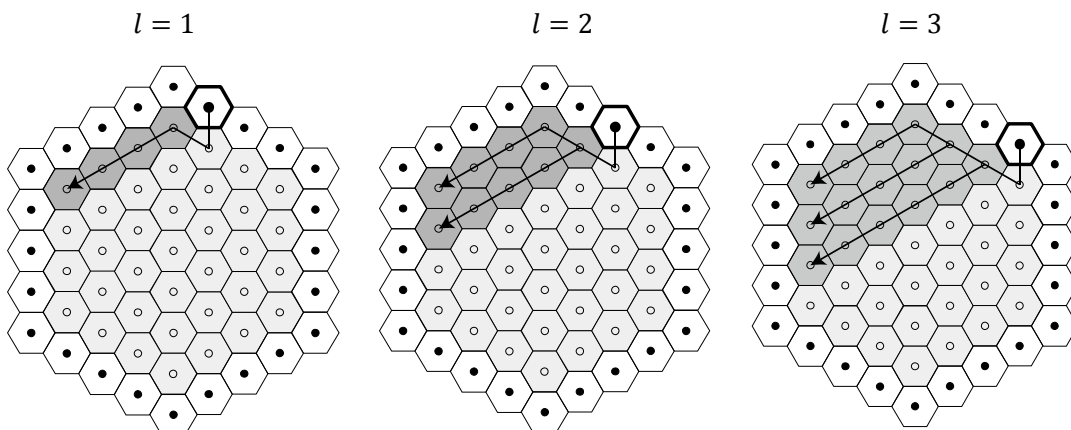


図 4-15 l の値を変えた時の最短経路を辿れない目的地色が濃くなっているノードへのトリップは最短経路を辿れない。

$l = m$ のノードから出発する、最短経路を辿らないトリップの数を y_m とする。 $l = 1$ の時、 y_1 は図 4-15 より 4 である。この時 4 とは M の値であることに留意しておく。 $l = 2$ になると、 $l = 1$ の時の 4 に加え新たに 5 増え、合計で 9 である。同様にして $l = 3$ の時は $l = 2$ の時の 9 に加え新たに 6 増えて合計 15 個である。

このように、

$l = 1$ の時: $y_1 = 4$ 個 ($= M$)

$l = 2$ の時: $y_2 = 4 + 5 = 9$ 個

$l = 3$ の時: $y_3 = 4 + 5 + 6 = 15$ 個

となり、 y_m の値は

$$\begin{aligned} y_m &= \sum_{z=1}^l k + z - 1 \\ &= l(k-1) + \frac{1}{2}l(l+1) \\ &= \frac{1}{2}l(2k+l-1) \end{aligned}$$

で表せる。いま l の値域は

$$0 \leq l \leq k$$

であるため、仮定 X 下において $M = k$ の時、最短経路をたどらないトリップの数 G_k は

$$\begin{aligned} G_k &= \sum_{l=1}^k \frac{1}{2}l(2k+l-1) \\ &= \sum_{l=1}^k \frac{1}{2}l^2 + \frac{1}{2}l(2k-1) \\ &= \frac{1}{3}k(k-1)(2k-1) \quad \cdots \textcircled{6} \end{aligned}$$

と表すことができる。

ここで式④、⑤より、

$$a_{k+1} = E_{k+1} - G_{k+1} = C_k + D_k + (k+1)N_k - G_{k+1} \quad \cdots \textcircled{7}$$

である。 a_{k+1} を考えるにあたり残りの C_k 、 D_k を求めていく。

頂点ノードからの全通過リンクの本数である C_k について考える。

M の値を変えた時の、頂点ノードからのトリップが通過するリンクの本数とその本数になるトリップの数を示したのが以下の表 4-7 である。以下では 2 ノード間の最短経路が通過するリンクの本数をリンク距離と表現する。この表を見ると、リンク距離が 1 離れたノードは M の値によらず 3 個で、その後リンク距離が離れるごとに個数が 3, 5, 7... と増えていく。しかしあるリンク距離を境に上昇は終わり以降のリンク距離では最大値である個数が続く。 $M = k$ において、始めて最大値を取るリンク距離を p とした時にその p は

$$p = k$$

であるので以下の場合に分けて考える。

リンク距離を h とした時

1) $1 \leq h \leq k$ の時

2) $k < h$ の時

表 4-7 ノード間のリンク距離とその距離になるトリップ数
(M の値を変えた時に頂点ノードからある距離離れているノードが
いくつあるのかを示した表である。)

距離 \ M	1	2	3	4	5	6
1	3	3	3	3	3	3
2	3	5	5	5	5	5
3		5	7	7	7	7
4		5	7	9	9	9
5			7	9	11	11
6			7	9	11	13
7				9	11	13
8				9	11	13
9					11	13
10					11	13
11						13
12						13

1) $1 \leq h \leq k$ の場合

あるリンク距離におけるトリップの個数をリンク距離が 1 の時から順に並べると
3,5,7,9...となる。であるから $h = j$ におけるトリップの個数 n_j は

$$n_j = 2j + 1$$

とおける。よってこの場合における通過リンクの本数の和 $C1_k$ は

$$\begin{aligned}
 C1_k &= \sum_{j=1}^k j(2j + 1) \\
 &= \frac{1}{3}k(k + 1)(2k + 1) + \frac{1}{2}k(k + 1) \\
 &= \frac{1}{6}k(k + 1)(4k + 5)
 \end{aligned}$$

となる。

2) $k < h$ の場合

この範囲におけるトリップの個数はリンク距離にかかわらず

$$n_j = 2k + 1$$

となる。リンク距離が最も遠くなるのは $h = 2k$ の時なので、この場合における通過リンクの本数の和 $C2_k$ は

$$\begin{aligned}
C2_k &= \sum_{j=k+1}^{2k} j(2k+1) \\
&= (2k+1) \left\{ \sum_{j=1}^{2k} j - \sum_{j=1}^k j \right\} \\
&= \frac{1}{2} k(2k+1)(3k+1)
\end{aligned}$$

以上(1)(2)より、頂点ノードからの通過リンクの本数 C_k は

$$\begin{aligned}
C_k &= C1_k + C2_k \\
&= \frac{1}{6} k(k+1)(4k+5) + \frac{1}{2} k(2k+1)(3k+1) \\
&= \frac{1}{6} k \{ (4k^2 + 9k + 5) + 3(6k^2 + 5k + 1) \} \\
&= \frac{1}{3} k(11k^2 + 12k + 4) \quad \cdots \textcircled{8}
\end{aligned}$$

である。

次に領域 B'からの通過リンクの総数である D_k について考える。領域 B'は領域 B を均等に 6 分割したものであるため、同様にしてその領域の通過リンクの総数である D_k も領域 B の通過リンクの総数を 6 で割ったものである。領域 B の通過リンクの総数とはすなわち領域 B から領域 B へのトリップ、および領域 B から領域 A へのトリップが通過するリンクの総数であるので

$$D_k = \frac{1}{6} (A_k + B_k)$$

が成り立つ。これに $\frac{1}{6} A_k = a_k$ を代入し

$$D_k = a_k + \frac{1}{6} B_k$$

を得る。さらにこれを式⑦に代入することで

$$\begin{aligned}
a_{k+1} &= C_k + D_k + N_k - G_{k+1} = C_k + a_k + \frac{1}{6} B_k + N_k - G_{k+1} \\
\leftrightarrow a_{k+1} - a_k &= \frac{1}{6} B_k + C_k + N_k - G_{k+1} \quad \cdots \textcircled{9}
\end{aligned}$$

という漸化式の形に変形することができる。この漸化式において未知なのは B_k のみなので最後に B_k を求める。

B_k とは領域 B から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数である。扱いやすくするために A_k と a_k の関係と同様に、領域 B'から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数 b_k を定義する。この時 A_k 、 a_k と同様に

$$b_k = \frac{1}{6} B_k$$

が成り立っている。

領域 B を六角形とみなした時、それは辺である 6 つの領域 B'で構成されていると考えることができる。そのように考えた時にある領域 B'と領域 B の関係性は以下の 4 つ

の関係性に分類ができる。それを図示したものが図 4-16 になる。

- (1) 同一の辺に存在するノード
 - (2) 隣接する辺に存在するノード
 - (3) 2 つ離れている辺に存在するノード
 - (4) 対面に位置する辺に存在するノード
- の 4 つである。

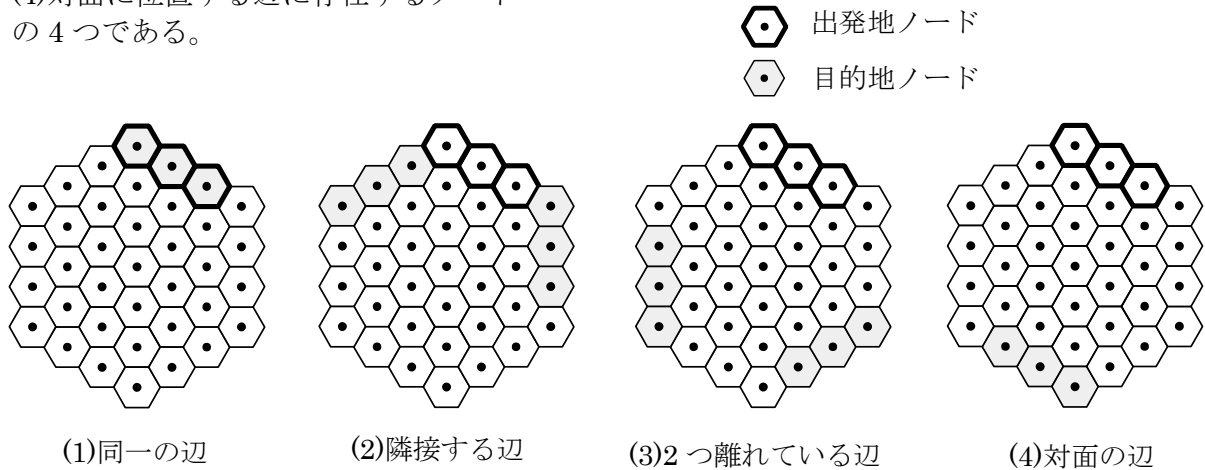


図 4-16 領域 B' と領域 B 間の 4 つの関係性

このうち(2)と(3)について補足する。(2)に関して目的地ノードである辺が 2 つずつ存在する。これらを領域 α 、領域 β と呼称する。 α と β は出発地ノードである領域 B' から見た時に同じ位置関係にはないため、厳密には同じ性質を持つものではない。しかし、 β を出発地ノード、領域 B' を目的地ノードとみなした時の相互の位置関係は、領域 B' を出発地、 α を目的地と設定した時のそれと同じになる。出発地と目的地を入れ替えてもトリップが通過するリンクの本数に変化はないため、領域 B' から α 、 β へのトリップが通過するリンクの本数は等しくなり、これは(3)においても同様である。

以下で(1)から(4)を検討する。

- (1) 同一の辺に存在するノードへのトリップ

$M = k$ の時、一つの辺上には k 個のノードが存在する。この k 個のノードについてノード間のリンク距離 r と、そのリンク距離となるノードの組み合わせの数 N_r を考える。

$r = 1, 2$ の時、ノードの組み合わせは図 4-17, 18 のように存在し N_1 および N_2 は

$$\begin{aligned} N_1 &= k - 1 \\ N_2 &= k - 2 \end{aligned}$$

となる。

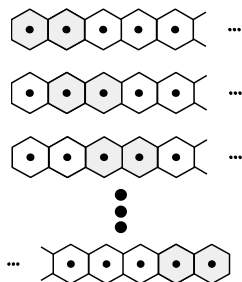


図 4-17 距離が 1 となるノードの組み合わせ

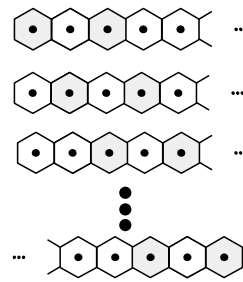


図 4-18 距離が 2 となるノードの組み合わせ

以下同様に考えることで組み合わせの数 N_r は

$$N_r = k - r$$

と表すことができる。 N_r はノードの組み合わせの数であり、出発地と目的地が存在するトリップの数にするにはこれを2倍すればよい。いま r の最大値は $k-1$ でなので、(1)のトリップが通過するリンクの総数は

$$\begin{aligned} B1_k &= \sum_{r=1}^{k-1} 2r(k-r) \\ &= \frac{1}{3}k(k+1)(k-1) \quad \cdots \textcircled{10} \end{aligned}$$

となる。

(2)隣接する辺に存在するノードへのトリップ

上述のように、これに該当するノードは図 4-19 のように大きく2つの領域に分けて存在する。下図のように領域を α 、 β と名付けた時にここでは α へのトリップが通過するリンクの総数について考える。また領域 B'のノードについて頂点ノードを $l=0$ として順に番号を付ける。

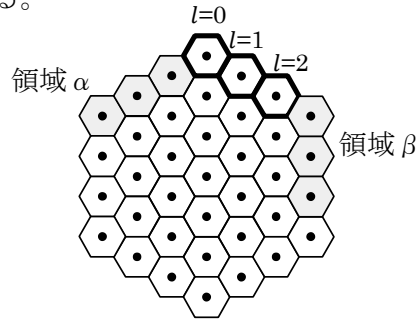


図 4-19 領域 α、β およびノードにつけた番号

$l=0$ のノード(頂点ノード)のトリップに着目する。 $M=3$ の時の各ノードからのトリップは図 4-20 のようになるため、 $l=0$ のノードからのトリップが通過するリンクの本数 α_0 は

$$\alpha_0 = \sum_{t=1}^k t = \frac{1}{2}k(k+1)$$

で表せる。

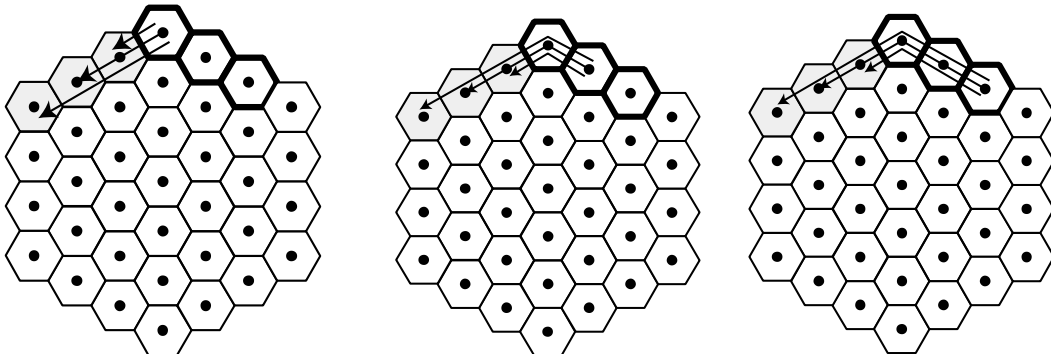


図 4-20 $l=0,1,2$ のノードから領域 α へのトリップ

次に $l \neq 0$ に着目する。 $l = 1$ 、 $l = 2$ からの各トリップが通過するリンクの本数は $l = 0$ からのトリップに比べそれぞれ1本ずつ、2本ずつ増えている。トリップの数は目的地の数と等しく k 個であるため $l = w$ ののノードが通過するリンクの本数 α_w は

$$\alpha_w = \alpha_0 + lk$$

と表せる。これは $k=0$ においても成り立つので領域 B' から領域 α へのトリップが通過するリンクの総数 $B2'_k$ は

$$\begin{aligned} B2'_k &= \sum_{l=0}^{k-1} \alpha_w \\ &= \sum_{l=0}^{k-1} \frac{1}{2}k(k+1) + lk \\ &= \frac{1}{2}k^2(k+1) + \frac{1}{2}k^2(k-1) \\ &= k^3 \end{aligned}$$

となる。領域 B' から領域 β へのトリップが通過するリンクの本数も同様なので、隣接する辺に存在するノードへのトリップが通過するリンクの本数 $B2_k$ は

$$B2_k = 2k^3 \dots \textcircled{11}$$

である。

(3)2 つ離れた辺に存在するノードへのトリップ

(2)の場合と同様、この場合に該当する領域も大きく分けて2つ存在する。図 4-21 のようにそれらの領域を領域 γ 、領域 δ とし領域 B' のノードには番号を付ける。領域 γ へのトリップに着目する。

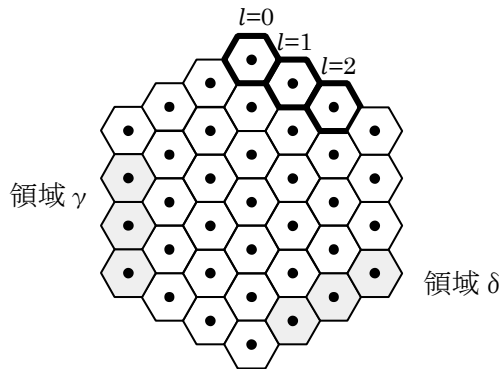


図 4-21 領域 γ 、 δ およびノードにつけた番号

$l = 0$ の場合と $l \neq 0$ の場合に分けて考える。

(i) $l = 0$ の場合

$M = 4$ の時、 $l = 0$ のノードから領域 γ へのトリップが通過するノードは右図 4-22 のようになる。最も近いノードへのトリップが通過するリンクの本数は $k + 1$ 本であり、そこから1本ずつ通過リンクの本数

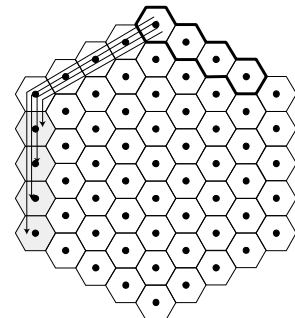


図 4-22 $l = 0$ から領域 γ へのトリップ

が増えていくトリップが全部で k 個存在する。よって $l = 0$ のノードから領域 γ へのトリップが通過するリンクの総数 $\gamma 0_k$ は

$$\gamma 0_k = \sum_{t=1}^k k + t = k^2 + \frac{1}{2}k(k+1) = \frac{1}{2}k(3k+1)$$

となる。

(ii) $l \neq 0$ の場合

$M = 4$ の時 $l = 1, 2, 3$ のノードから領域 γ への各トリップは図 4-23 のようになる。領域 γ に存在するノードには図 4-23 のように番号 i をつける。これらのノードについて

(a) 最も近いリンク距離にあるノード

(b) そうでないノード

に分けて考える。

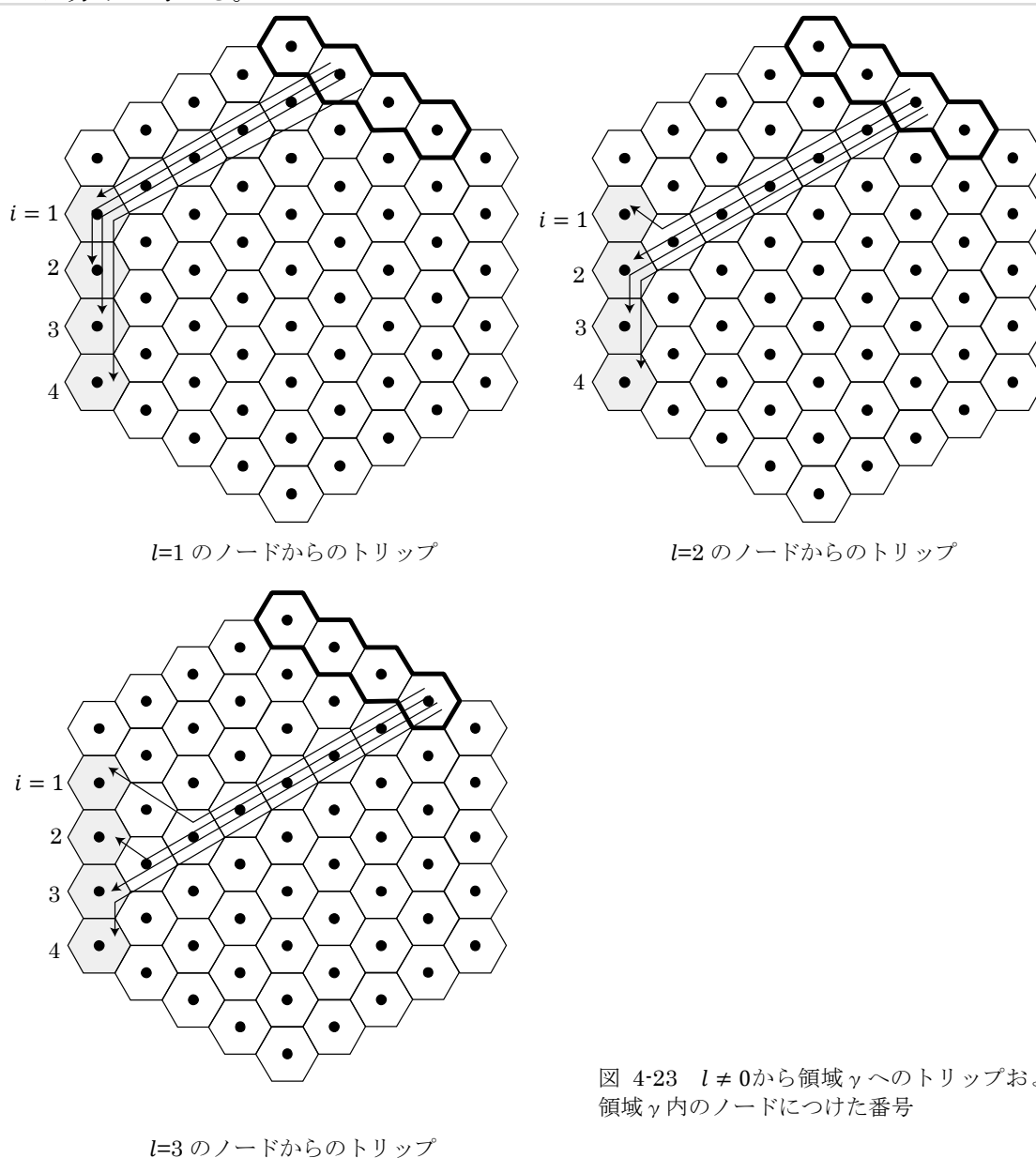


図 4-23 $l \neq 0$ から領域 γ へのトリップおよび領域 γ 内のノードにつけた番号

(a)最も近いノードへのトリップ

$l = 1$ の時、最も近いノードは $i = 1$ であり、そのリンク距離は $k + 1$ である。 $l = 2$ の時、最も近いノードは $i = 1, 2$ であり、そのリンク距離は $k + 2$ である。 $l = 3$ の時、最も近いノードは $i = 1, 2, 3$ であり、そのリンク距離は $k + 3$ である。このように $l = m$ の時、最も近いノードは m 個存在し、そのリンク距離は $k + m$ となる。故に最も近いノードへのトリップ $\gamma 1_k$ は

$$\begin{aligned}\gamma 1_k &= \sum_{m=1}^{k-1} m(k+m) \\ &= \frac{1}{2}k^2(k-1) + \frac{1}{6}k(k-1)(2k-1) \\ &= \frac{1}{6}k(k-1)(5k-1)\end{aligned}$$

となる。

(b)最も近くはないノードへのトリップ

$l = m$ の時、(a)より最も近いノードが m 個あるため、(b)に該当する最も近くはないノードは $k - m$ 個存在する。また、最もリンク距離が近いノードへのリンク距離が(a)より $k + m$ であるので、(b)に該当するノードへのリンク距離を i が小さい順に並べると

$$k + m + 1, k + m + 2, k + m + 3 \cdots 2k$$

となる。よって最も近くはないノードへのトリップが通過するリンクの総数 $\gamma 2_k$ は

$$\begin{aligned}\gamma 2_k &= \sum_{m=1}^k \sum_{n=1}^{k-m} k + m + n \\ &= \sum_{m=1}^k (k-m)(k+m) + \frac{1}{2}(k-m)(k-m+1) \\ &= \frac{1}{2} \sum_{m=1}^k -m^2 - (2k+1)m + k(3k+1) \\ &= \frac{1}{6}k(5k^2 - 3k - 2)\end{aligned}$$

となる。

以上(a)及び(b)より、 $l \neq 0$ のノードから領域 γ へのトリップが通過するリンクの総数 $\gamma 3_k$ は

$$\begin{aligned}\gamma 3_k &= \gamma 1_k + \gamma 2_k \\ &= \frac{1}{6}k(k-1)(5k-1) + \frac{1}{6}k(5k^2 - 3k - 2) \\ &= \frac{1}{6}k(k-1)(10k+1)\end{aligned}$$

となる。

以上(i)(ii)の和が領域 γ へのトリップが通過するリンクの本数である。領域 δ に関し

でも同様なので、領域 B' から 2 つ離れた辺に存在するノードへのトリップ $B3_k$ は

$$\begin{aligned} B3_k &= 2(\gamma 0_k + \gamma 3_k) \\ &= 2\left\{\frac{1}{2}k(3k+1) + \frac{1}{6}k(k-1)(10k+1)\right\} \\ &= \frac{2}{3}k(5k^2+1) \quad \cdots \textcircled{12} \end{aligned}$$

である。

(4) 対面の辺に存在するノードへのトリップ

領域 B から対面の辺に存在するノードへのトリップについて考える。この時、すべてのトリップは等しく $2k$ 本のリンクを通過する。トリップの数は出発地と目的地の組み合わせで k^2 個存在するので、対面の辺に存在するノードへのトリップが通過するリンクの総数 $B4_k$ は

$$\begin{aligned} B4_k &= 2k * k^2 \\ &= 2k^3 \quad \cdots \textcircled{13} \end{aligned}$$

である。

以上の式⑩、⑪、⑫、⑬より

$$\begin{aligned} B1_k &= \frac{1}{3}k(k+1)(k-1) \\ B2_k &= 2k^3 \\ B3_k &= \frac{2}{3}k(5k^2+1) \\ B4_k &= 2k^3 \end{aligned}$$

を得た。今これらの和は領域 B' から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数を意味するので、領域 B から領域 B へのトリップが通過するリンクの総数 B_k は

$$\begin{aligned} B_k &= 6(B1_k + B2_k + B3_k + B4_k) \\ &= 6\left\{\frac{1}{3}k(k+1)(k-1) + 2k^3 + \frac{2}{3}k(5k^2+1) + 2k^3\right\} \\ &= 6\left\{\frac{1}{3}k(23k^2+1)\right\} \\ &= 2k(23k^2+1) \quad \cdots \textcircled{14} \end{aligned}$$

と表せる。

ここで今一度⑨式に戻る。いま

$$a_{k+1} - a_k = \frac{1}{6}B_k + C_k + kN_k - G_{k+1}$$

であり、③、⑥、⑧、⑭より

$$\begin{aligned} B_k &= 2k(23k^2+1) \\ C_k &= \frac{1}{3}k(11k^2+12k+4) \\ G_k &= \frac{1}{3}k(k-1)(2k-1) \end{aligned}$$

$$N_k = 3k^2 + 3k + 1$$

である。これらを上の漸化式に代入すると

$$\begin{aligned} a_{k+1} - a_k &= \frac{1}{3}k(23k^2 + 1) + \frac{1}{3}k(11k^2 + 12k + 4) + (k+1)(3k^2 + 3k + 1) - \frac{1}{3}(k+1)k(2k+1) \\ &= \frac{1}{3}(41k^3 + 27k^2 + 16k + 3) \quad \cdots \textcircled{15} \end{aligned}$$

を得る。

今、 $M = 1$ における領域 B'から領域 A へのトリップが通過するリンクの総和である a_1 は右の図 4-24 より

$$a_1 = 1$$

であるので、 $\textcircled{15}$ の漸化式より

$$\begin{aligned} a_k &= a_1 + \sum_{l=1}^{k-1} \frac{1}{3}(41l^3 + 27l^2 + 16l + 3) \\ &= 1 + \frac{1}{3} \left[41 \left\{ \frac{k(k-1)}{2} \right\}^2 + 27 \left\{ \frac{1}{6}k(k-1)(2k-1) \right\} \right. \\ &\quad \left. + 16 \left\{ \frac{1}{2}k(k-1) \right\} + 3(k-1) \right] \\ &= 1 + \frac{1}{12}(k-1)(41k^3 - 5k^2 + 14k + 12) \\ &= \frac{1}{12}(41k^4 - 46k^3 + 19k^2 - 2k) \end{aligned}$$

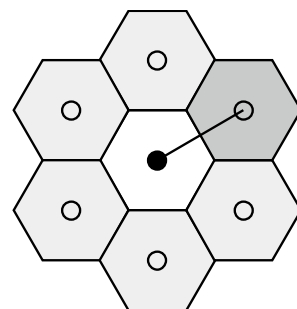


図 4-24 $M = 1$ における領域 B'から領域 A へのトリップ

となる。ここで

$$A_k = 6a_k$$

より

$$A_k = \frac{1}{2}(41k^4 - 46k^3 + 19k^2 - 2k) \quad \cdots \textcircled{16}$$

を得る。②より

$$S_{k+1} = S_k + 2A_{k+1} + B_{k+1}$$

であるからこれに $\textcircled{16}$ 、 $\textcircled{14}$ より A_k 、 B_k を代入すると

$$\begin{aligned} S_{k+1} &= S_k + \{41(k+1)^4 - 46(k+1)^3 + 19(k+1)^2 - 2(k+1)\} + 2(k+1)\{23(k+1)^2 + 1\} \\ &= S_k + (k+1)(41k^3 + 123k^2 + 142k + 60) \\ &= S_k + 41k^4 + 164k^3 + 265k^2 + 202k + 60 \end{aligned}$$

という漸化式を得る。 $M = 1$ における通過リンクの総数 S_1 は図 4-25 より

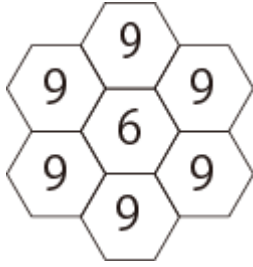
$$S_1 = 60$$

である。よってこれらより $M = k$ における通過リンクの総数 S_k は

$$\begin{aligned}
S_k &= 60 + \sum_{l=1}^{k-1} 41l^4 + 164l^3 + 265l^2 + 202l + 60 \\
&= 60 + \left[\frac{41}{30} k(2k^2 - 3k + 1)(3k^2 - 3k - 1) + 164 \left\{ \frac{k(k-1)}{2} \right\}^2 + \frac{265}{6} k(k-1)(2k-1) \right. \\
&\quad \left. + 101k(k-1) + 60(k-1) \right] \\
&= \frac{41}{5} k^5 + \frac{41}{2} k^4 + 23k^3 + \frac{19}{2} k^2 + \frac{9}{5} k \quad \dots \textcircled{17}
\end{aligned}$$

とわかった。

つまり、 $M = k$ の時にすべてのトリップが通過するリンクの本数は上の式のように表される。



外側のノードからの通過リンクの本数は
 $1+1+1+2+2+2=9$ 本、中心のノードからの通過リンクは
 $1 \cdot 6 = 6$ 本であり、その合計は 60 本である。

図 4-25 $M = 1$ における各ノードからの通過リンク

4.3.3 領域内のリンクを通過するトリップ数の合計 U_k

前項で $M = k$ におけるすべてのトリップが通過するリンクの本数の総和を求めた。2つのノード間のトリップ数 t_k は出発地と目的地によらず

$$t_k = \frac{1}{N_k^2} \quad (\textcircled{1} \text{より})$$

である。よってリンクを通過するトリップ数の合計 U_k は

$$\begin{aligned}
U_k &= S_k t_k = \frac{\left(\frac{41}{5} k^5 + \frac{41}{2} k^4 + 23k^3 + \frac{19}{2} k^2 + \frac{9}{5} k \right)}{(3k^2 + 3k + 1)^2} \\
&= \frac{(82k^5 + 205k^4 + 230k^3 + 95k^2 + 18k)}{10(3k^2 + 3k + 1)^2} \quad \dots \textcircled{18}
\end{aligned}$$

と表すことができる。

4.3.4 リンクを通過するトリップ量の期待値 R_k

$M = k$ において、あるリンクを通過するトリップ量の期待値 R_k を求める。前項までの計算によってすべてのリンクを通過するトリップの合計が既知となっているため

L_k : $M = k$ におけるリンクの本数

と置いた時に R_k は

$$R_k = \frac{U_k}{L_k}$$

と表される。リンクの本数 L_k について考える。

$M = 3$ を例に挙げて考える。 $M = 3$ における全リンクは図 4-26 のようになる。図示されたすべてのリンクとは、図 4-27 の実線で示したリンク群が 6 個集まって構成されていると見ることができる。故に実線で示された 6 分割されたリンクの本数を求めることで、全体のリンクの本数を明らかにしていく。

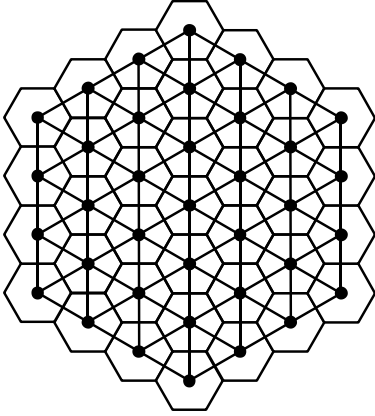


図 4-26 $M = 3$ における全リンク

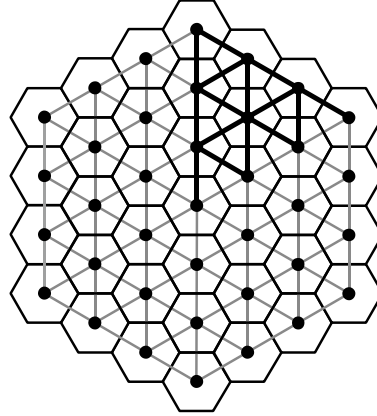


図 4-27 $M = 3$ におけるリンクは上の太線で示されたものが 6 個で構成されている。

この全リンクを 6 分割した図形は $M = 1 \sim 4$ において以下図 4-28 のような図形になる。

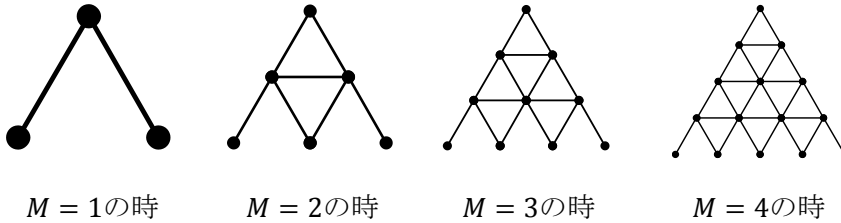


図 4-28 $M = 1 \sim 4$ において 6 分割されたリンク

最下部の空いた部分にリンクが存在するとした時にこれらの図形は以下の図 4-29 のようにいくつかの三角形によって構成されているとみなすことができる。

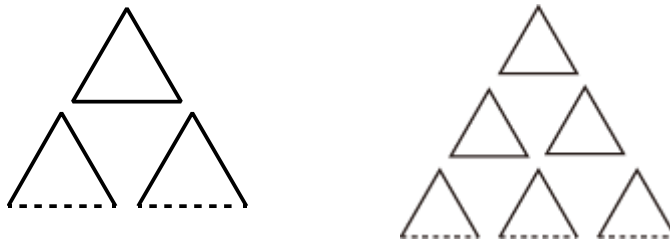


図 4-29 三角形に分割されたリンク

その三角形の数 T_k は

$$T_k = \sum_{n=1}^k n = \frac{1}{2}k(k+1)$$

である。1 つの三角形に含まれるリンクの数は 3 本であり、最下部に存在すると仮定し

ているリンクの本数は k 本である。

よって最終的にこの図形に含まれるリンクの本数は L'_k は

$$L'_k = 3T_k - k = \frac{3}{2}k(k+1) - k = \frac{1}{2}k(3k+1)$$

となる。この図形に含まれるリンクの数は領域全体のリンクの 6 分の 1 であるので、 $M = k$ の図形に含まれるリンクの総数 L_k は

$$L_k = 6L'_k = 3k(3k+1) \quad \cdots(19)$$

である。

よって⑬、⑰より $M = k$ の時にリンク 1 本あたりを通過するトリップ量の期待値 R_k は

$$R_k = \frac{U_k}{L_k} = \frac{(82k^5 + 205k^4 + 230k^3 + 95k^2 + 18k)}{30k(3k+1)(3k^2+3k+1)^2}$$

と表せた。

R_k を用いることでノードの密度によるリンクを通過するトリップの期待値を求めることができるが、この式で用いる k とはこのモデルにおいて設定した特殊な数字である。

であるから R_k を実在の交通ネットワークに適用できるようにノードの個数 N を代入する。

4.3.5 N での表現

③より、

$$N_k = 3k^2 + 3k + 1$$

である。

ここで k に関する方程式

$$N_k = 3k^2 + 3k + 1$$

を解くと

$$k = -\frac{1}{2} \pm \frac{\sqrt{12N_k - 3}}{6}$$

となる。今、仮定より $k > 0$ であるので

$$k = -\frac{1}{2} + \frac{\sqrt{12N_k - 3}}{6} \quad \cdots(20)$$

であることがわかる。この式は 4.2 における $g(N)$ にあたる。この式の意味するところはモデルにおける k を N_k という実質的な数字に置き換えることであり、これは実際のネットワークにおける検証でも適用可能である。

以上より、ある領域内に N 個のノードが存在した時にその期待値は $f(N)$ に比例すると考えられ、その $f(N)$ は

$$f(N) = \frac{(82k^5 + 205k^4 + 230k^3 + 95k^2 + 18k)}{30k(3k+1)(3k^2+3k+1)^2}$$

$$*ただし \quad k = -\frac{1}{2} + \frac{\sqrt{12N-3}}{6}$$

と表されることがわかった。以降ではここで得た $f(N)$ を用いて実在の OD に補正をかけていく。

5.OD の適用によるネットワークの構築

5.1 補正対象となるトリップ

前章で導出した $f(N)$ を用いて、所与の OD データに補正をかけていく。 $N=1\sim100$ までの $f(N)$ は以下の表 5-1、グラフ 5-1 のようになっている。この表、グラフを読み取ることで N の増加に伴って $f(N)$ は単調減少の傾向を示すことがわかる。

このように、設定された密度によってリンクに数字として顕れるトリップ量には差が生じる。具体的な例をあげれば、ある空間に 10 個のノードを設定した場合と 100 個のノードを設定した場合では $f(10)=0.082962$ と $f(100)=0.019825$ でリンクを通過するトリップ量は平均して 4 倍の差が生じることとなる。この格差を解消するために基準化を行う。

そもそも $f(N)$ とは、ある空間を分割するノードの個数によって自ノードから自ノードへの内部交通として処理されるトリップ量に変動が生じるという問題をスタートにしている。 $f(N)$ はある領域内の分割の様相によって領域内 OD に補正をかけるものであり、領域内外を行き来する OD に言及するものではない。例えば対象としたある空間に対して、下図 5-1 のように全体を大きく分割したとした時、その領域内で完結する OD には干渉し、領域の外と接続のある領域外から領域外、領域外から領域内、領域内から領域外の OD には補正を加えない。よって、図 5-1 を拡大した図 5-2 のようにあるリンクに着目した時、ここで言うところの領域内で完結する内部 OD 由来のトリップ量と領域外と接続する対外 OD 由来のトリップに分割し、前者にのみ $f(N)$ によって補正を加えていくことを考える。

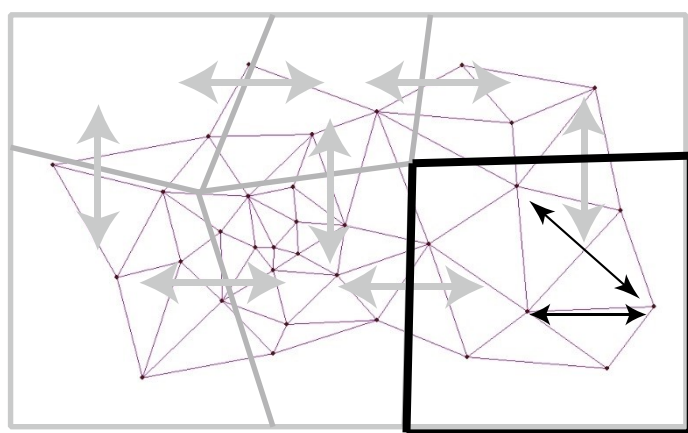


図 5-1 空間を大きく分割した時の内部 OD と対外 OD
 $f(N)$ は内部 OD(黒)には干渉するが対外 OD(灰色)には干渉しない

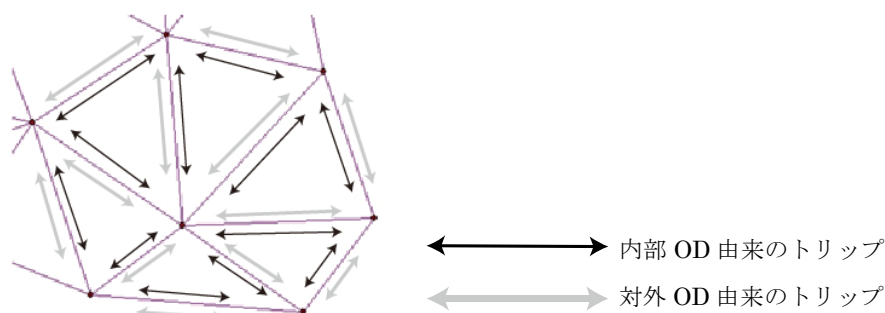
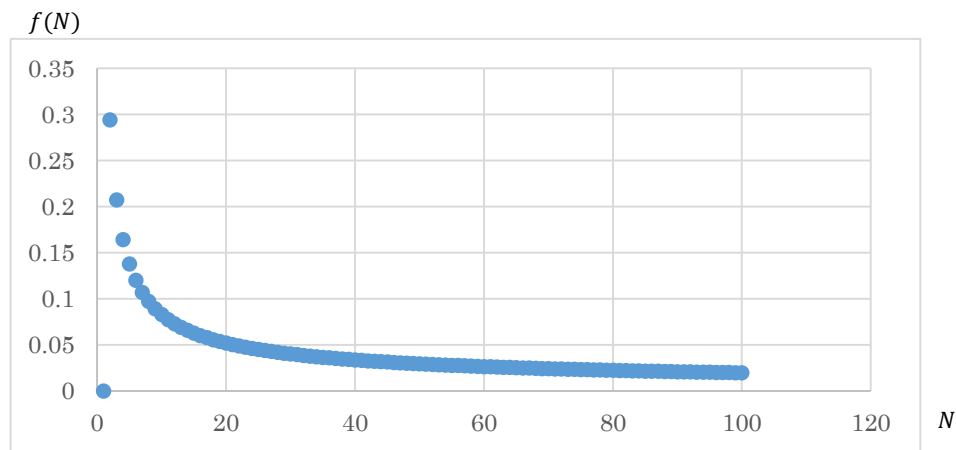


図 5-2 リンクを通過するトリップの性質

表 5-1 $N = 1 \sim 100$ の k 及び $f(N)$ の値

N	k	f(N)	N	k	f(N)	N	k	f(N)
1			34	2.854102	0.037301	67	4.216991	0.02492
2	0.263763	0.294097	35	2.90343	0.036646	68	4.252192	0.024708
3	0.457427	0.20732	36	2.952053	0.036022	69	4.287136	0.0245
4	0.618034	0.164181	37	3	0.035427	70	4.321825	0.024297
5	0.758306	0.137937	38	3.047299	0.034859	71	4.356267	0.024099
6	0.884437	0.120118	39	3.093976	0.034315	72	4.390467	0.023906
7	1	0.107143	40	3.140055	0.033795	73	4.424429	0.023717
8	1.107275	0.097224	41	3.185557	0.033296	74	4.458158	0.023532
9	1.207825	0.089364	42	3.230505	0.032817	75	4.49166	0.023351
10	1.302776	0.082962	43	3.274917	0.032357	76	4.524938	0.023174
11	1.392969	0.077632	44	3.318813	0.031914	77	4.557997	0.023001
12	1.479057	0.073116	45	3.36221	0.031488	78	4.590841	0.022831
13	1.561553	0.069232	46	3.405125	0.031078	79	4.623475	0.022666
14	1.640872	0.065852	47	3.447573	0.030683	80	4.655903	0.022503
15	1.717356	0.062878	48	3.48957	0.030301	81	4.688127	0.022344
16	1.791288	0.060238	49	3.531129	0.029933	82	4.720153	0.022188
17	1.862908	0.057876	50	3.572264	0.029577	83	4.751984	0.022035
18	1.93242	0.055748	51	3.612988	0.029232	84	4.783622	0.021885
19	2	0.053819	52	3.653312	0.028899	85	4.815073	0.021738
20	2.065801	0.052061	53	3.693249	0.028576	86	4.846338	0.021593
21	2.129956	0.05045	54	3.732808	0.028263	87	4.877422	0.021452
22	2.192582	0.048969	55	3.772002	0.02796	88	4.908327	0.021313
23	2.253785	0.0476	56	3.810839	0.027666	89	4.939056	0.021176
24	2.313657	0.046331	57	3.849329	0.02738	90	4.969613	0.021042
25	2.372281	0.045151	58	3.887482	0.027103	91	5	0.020911
26	2.429733	0.044051	59	3.925306	0.026833	92	5.03022	0.020782
27	2.486079	0.04302	60	3.962809	0.026571	93	5.060276	0.020655
28	2.541381	0.042054	61	4	0.026316	94	5.09017	0.02053
29	2.595696	0.041146	62	4.036886	0.026068	95	5.119905	0.020407
30	2.649074	0.040289	63	4.073474	0.025827	96	5.149484	0.020287
31	2.701562	0.039481	64	4.109772	0.025591	97	5.178908	0.020168
32	2.753204	0.038716	65	4.145787	0.025362	98	5.208181	0.020052
33	2.804038	0.03799	66	4.181524	0.025138	99	5.237305	0.019937
						100	5.266281	0.019825



グラフ 5-1

$$f(N) = \frac{(82k^5 + 205k^4 + 230k^3 + 95k^2 + 18k)}{30k(3k+1)(3k^2+3k+1)^2} \quad \text{のグラフ}$$

$$*ただし \quad k = -\frac{1}{2} + \frac{\sqrt{12N-3}}{6}$$

5.2 関東地方の OD に対する補正

5.1 で述べた考え方をを用いて実際に解析に用いる OD データに対して補正を加える。前述の通り対象となる空間を大きく分割しその内外で補正の有無を考える必要があるのだが、本研究においては下図 5-3 のような正六角形を稠密に配置した分割を用いる。根拠としては 4 章で行ったモデルに用いた空間 A が正六角形であったため、正六角形による分割が最もネットワークの形状をモデルに近いものにするからである。

正六角形の大きさに特に根拠はないが、範囲が広くなりすぎず、領域内のノードの数が 2~100 程度の範囲に収まるように設定した。

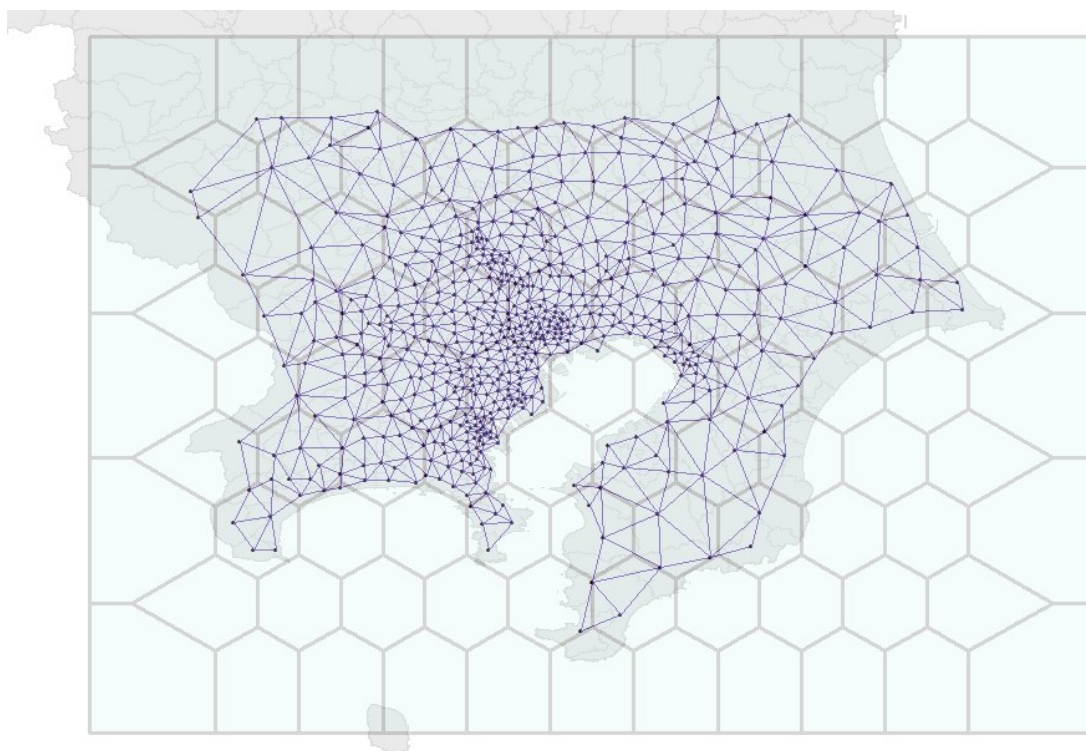


図 5-3 対象である関東地方のドロネー三角形網と正六角形分割

上図 5-3 で示したように、ドロネー三角形網のリンク(以下リンク)を分割したうえで、リンクを通過するトリップに補正をかけていく。

所与のデータによる全 OD は下図 5-4 であり、そのうち内部 OD は図 5-5 である。補正対象となるのはこの図 5-5 で示された OD 群によるトリップである。今 $f(N)$ を用いて内部 OD によるトリップを $N = x$ の値に基準化することを考える。各 OD がリンク A に与えるトリップ量を t とした時、リンク A を通過する内部 OD 由来のトリップ量 L_i は

$$L_i = \sum t$$

である。これに補正を与えると

$$\begin{aligned} L_{i2} &= \frac{f(x)}{f(N)} \sum t \\ &= \sum \frac{f(x)}{f(N)} t \end{aligned}$$

となる。つまり、内部 OD に対して補正をかけるのであれば各 OD のトリップ量 t に補正因子として $\frac{f(x)}{f(N)}$ を適用すればよい。

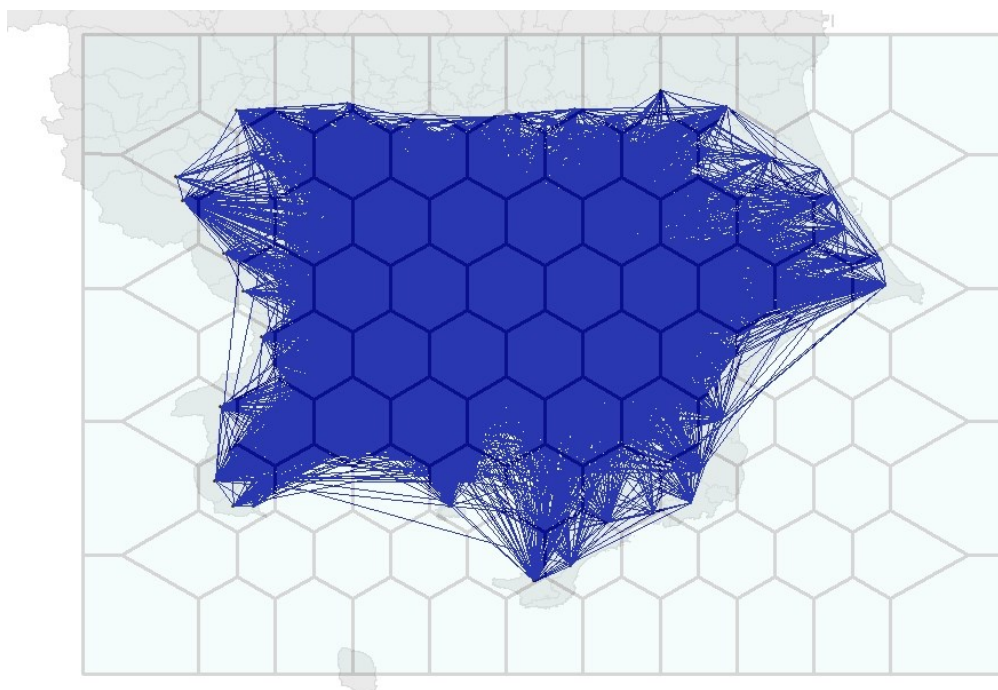


図 5-4 関東地方の全 OD

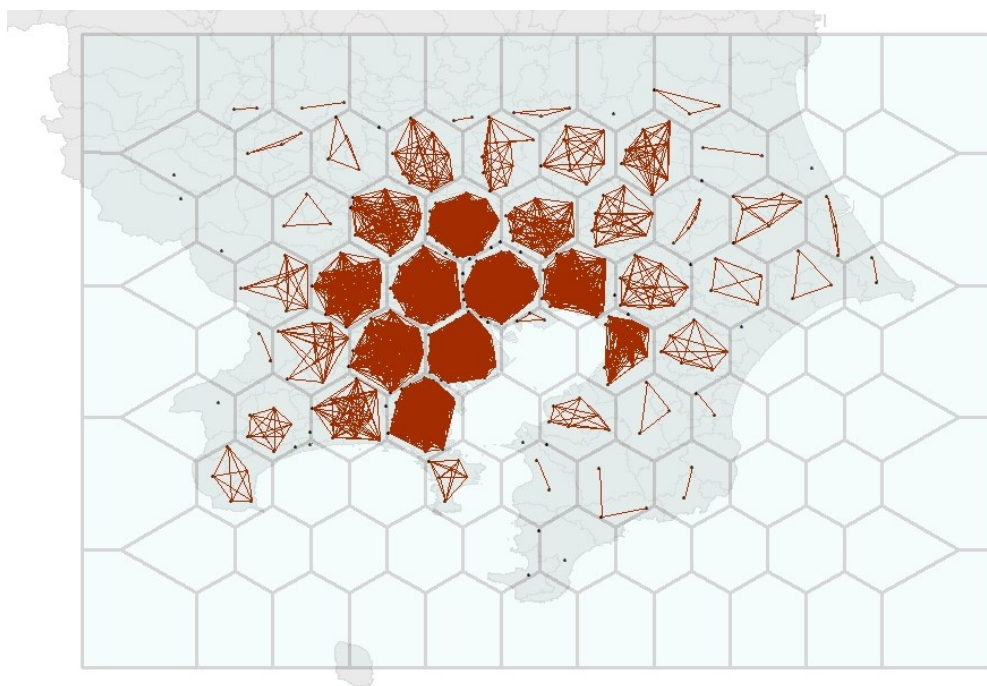


図 5-5 関東地方の内部 OD

5.3 基準となるノードの個数 x

上述したように内部 OD に補正をかけるにあたり、補正子である $\frac{f(x)}{f(N)}$ の x として適当な x の値について考える。仮に対象となる領域において内部 OD しか存在しなのであれば、基準となる x はいくつであるかは問題にならない。しかし、実際には対外 OD が存在し、最終的にリンクを通過するトリップ量は内部 OD と対外 OD の和によって決定される。故に内部 OD の補正を適切に行わなければ対外 OD との整合性が取れずにどちらかの OD 由来のトリップ量が過大に、あるいは過小に評価されてしまうという問題が生じる。

ここでは x を領域全体のノード密度をもとに決定する。対象領域全体を「内部」であるとみなすならば、リンクを通過するトリップ量の期待値は対象領域内の点密度によって決定され、対外 OD はこの密度に基づいたトリップ数をリンクに与えていると考えられるからである。ここでいう密度とは領域内の全面積に対してノードがいくつ存在するかによって決定されるものであり、この値を正六角形 1 個あたりに修正することで補正の基準となる x を求めることができる。

下の図 5-6 で示したのは本研究における対象地域の全エリアを示したものである。この範囲内に下図 5-6 でポイントで示されたように計画基本エリアの代表点が存在しており、その面積とノードの数は表 5-2 のようになっている。また、今回分割に用いている正六角形の面積もあわせて表 5-2 に記載する。

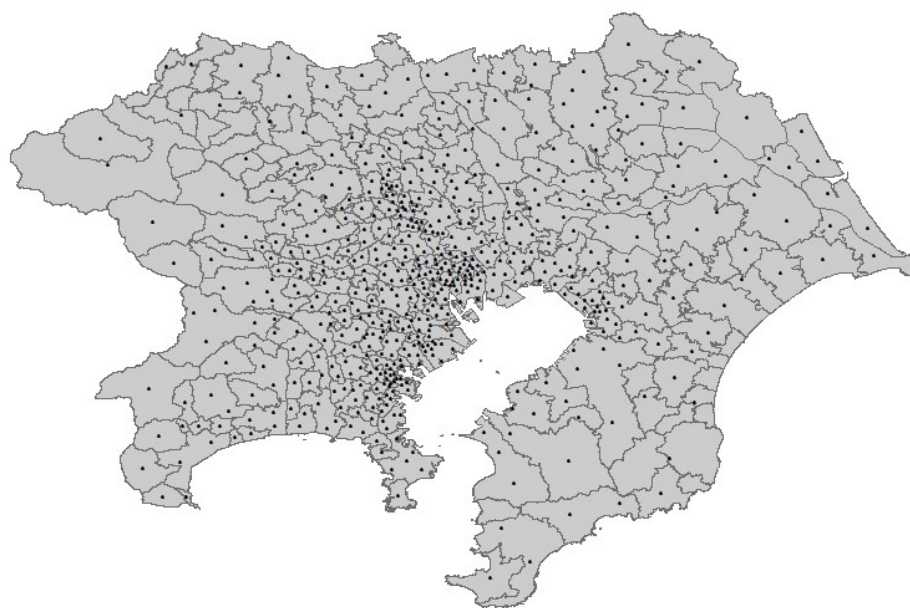


図 5-6 対象地域の全体図とネットワーク作成に用いたノード

表 5-2 対象地域の面積及びノードの個数と分割する正六角形の面積

全体の面積	15969.58
全体のノードの数	600
正六角形の面積	347.8335

*面積の単位は km^2

表 5-2 より、対象地域全体のノードについて

$$600 \cdot \frac{347.8335}{15969.58} = 13.06861$$

より、分割された正六角形内に 13 個ノードが存在する場合と同等の密度で存在しているとわかる。以上より補正の基準となる x は

$$x = 13$$

が適当であると言える。

N ：内部 OD が属する正六角形領域内に存在するノードの数

と定義した時、当該 OD に補正子 $\frac{f(13)}{f(N)}$ を適用することで補正を行うことが可能となる。

表 5-3 より

$$f(13) = 0.069232$$

であるから補正子は

$$\frac{0.069232}{f(N)}$$

である。

ここで得た補正子を内部 OD に該当する OD に適用することによって修正された OD データを最終的に使用する OD データとする。この OD データを作成したドロネー三角形網に適用することで仮想ネットワークを完成する。適用にあたっては 3 章で述べたように各 OD が通過する各リンクにトリップ量を与えるという行程を全 OD について行い、与えられたトリップ量の総和をリンクを通過するトリップ量として定義する。そのようにして各リンクにトリップ量を与えて完成した仮想ネットワークが下図 5-7 である。

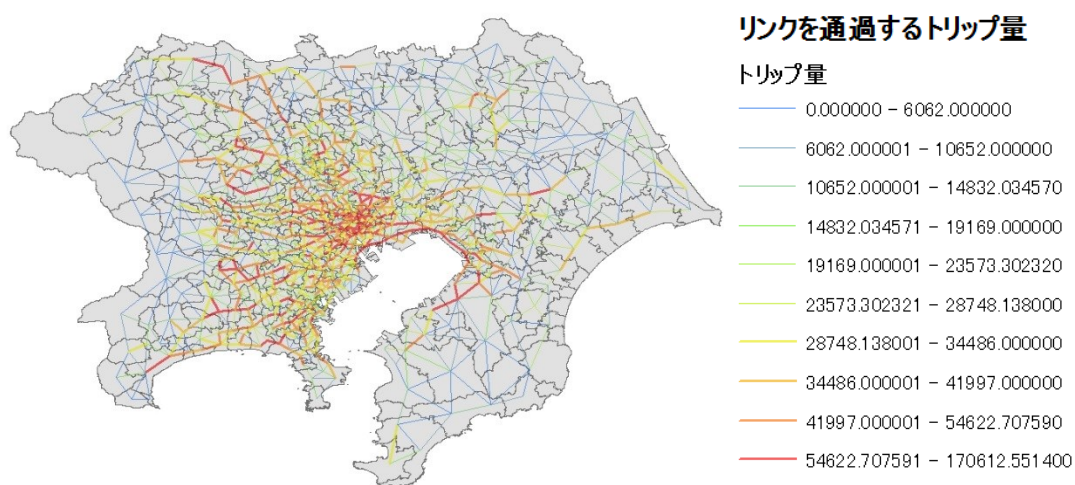


図 5-7 構築された仮想ネットワーク
色はリンクを通過するトリップ量を表している

5.4 実在する道路網との比較

5.4.1 リンクにおける比較

前項までで構築した仮想ネットワークを実在の道路網と比較していくことを考える。そもそも前項までで作成した道路ネットワークはある程度距離の離れた、広域における移動を基に作成されたネットワークである。従って道路網というネットワークを広域で見たものになっており、言うなればある街とある街の接続性を評価する上で用いるべき指標となっている。つまり、仮想ネットワークにおいてあるリンクを通過するトリップ量が与えられた時、それはリンクがつなぐノード間を移動することが適切であると評価されたトリップの量を意味し、その指標はそのトリップを輸送できるだけの能力をノード間の道路に要求するものとなっている。よって、実在する道路網からノード間を接続する道路の輸送力という点に着目して評価を行うことが可能であると考えられる。この評価を「リンクにおける比較」と呼称する。

5.4.2 ノードにおける比較

リンクにおける比較とは別のアプローチとして、ノードにおける比較というものを行う。仮想ネットワーク上に存在するノード、転じてノードによって形作られるボロノイ領域にはそれぞれいくつかのリンクが接続している。このリンクはそれぞれ通過するトリップ量という属性を持っているので、必然的に各ノードに接続するトリップ量を求めることができる。その接続するトリップ量が意味するところは、各ノードに代表されるボロノイ領域にどれだけのトリップ量、つまりは交通量が発生しうるかということである。よってこの数字をボロノイ領域内の道路面積と比較することで、想定される交通量に対してどの程度の道路容量が用意されているかといった評価することが可能である。この比較を「ノードにおける比較」と呼称する。

次章では、対象エリアである関東地方において各比較を行い、各地域において評価を行っていく。なお評価を行う際、下図 5-8 で示されたような対象エリアの外縁部に位置するノード、リンクに関してはさらに外部からの交通の介在、地理的に適切とは言えないボロノイ領域の作成などの理由により適切な評価を行うことが難しい。よってそれらを影響は与えるが評価の対象ではないリンク、ノードとして今後扱う。

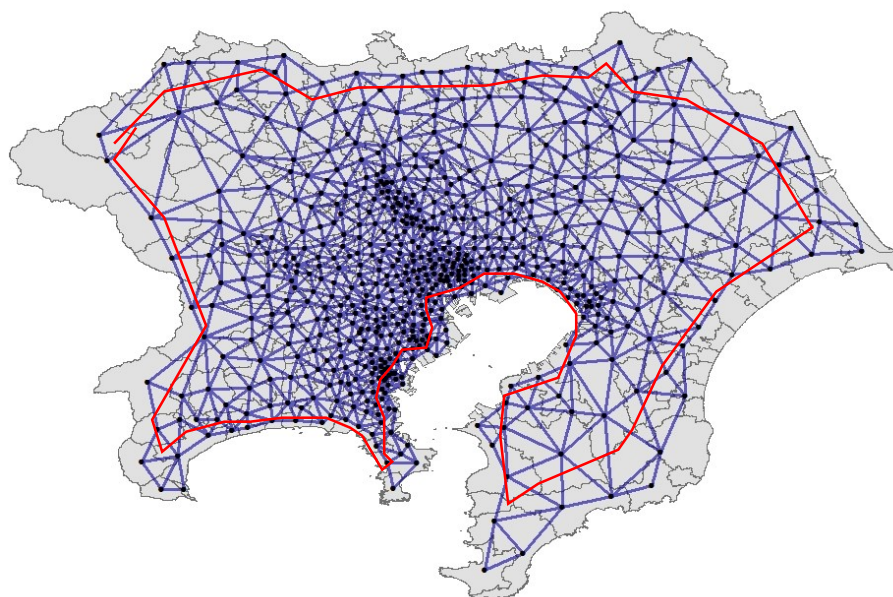


図 5-8 評価の対象外のイメージ
赤線より外側の要素に関しては適切な評価が難しいため評価の範囲外とする

6.実在する道路網と仮想ネットワークの比較

6.1 評価基準となる指標の設定

6.1.1 リンクにおける比較

リンクにおける比較において、具体的にどのように比較し評価を行っていくかを子細に述べていく。

仮想ネットワークのリンクを通過するトリップ量を、エリア間をつなぐ道路の輸送力の比較対象として設定することができることは前章で述べた。であるから実在の道路網におけるエリア間をつなぐ道路の輸送力を定義することで比較、評価が可能になる。

今、関東エリアにおける道路網、及び仮想ネットワークの形状は図 6-1 のようになっている。

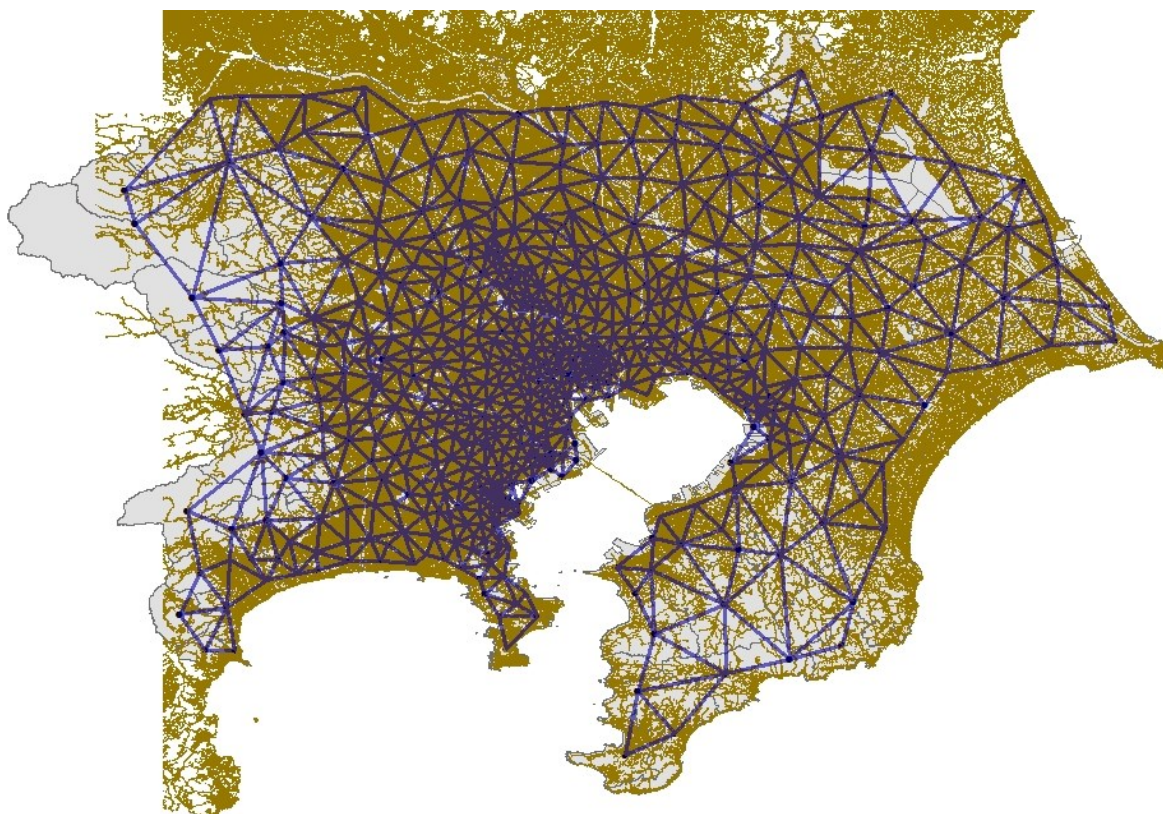


図 6-1 実在の道路網と仮想ネットワーク

これらの道路網を以下のように解釈し、輸送力を定義する。

図 6-2 は図 6-1 の一部を拡大したものである。図 6-1 には表示されていないが、赤い線はボロノイ境界である。このような状況下であるボロノイ境界に着目した時、言うまでもなくその線分は 2 つの領域の境界線である。2 つの領域をつなぐ輸送力とは 2 つの領域を結ぶ道路の能力のことを指し示すものなので、2 つの領域をつなぐ道路は必ずこのボロノイ境界と交差することになる。図 6-3 で例を示す。図 6-3 は図 6-2 の領域 A と領域 B の境界に着目し、さらに拡大したものである。図 6-3 で黒で示された道路は領

域 A と領域 B の境界と交差する道路群である。今領域 A から領域 B へと移動することを考えた時、黒い道路を通らずにその移動を行うことは不可能である。言い換えれば領域 A から領域 B への移動は必ず黒い道路群のいずれかを通過することで達成される。

よって、ある領域間を接続する道路とは黒で示されたような、該当領域間で共有する境界と交差する道路群のことであり、それらの輸送力を考えることで仮想ネットワークとの比較が可能になると考えられる。

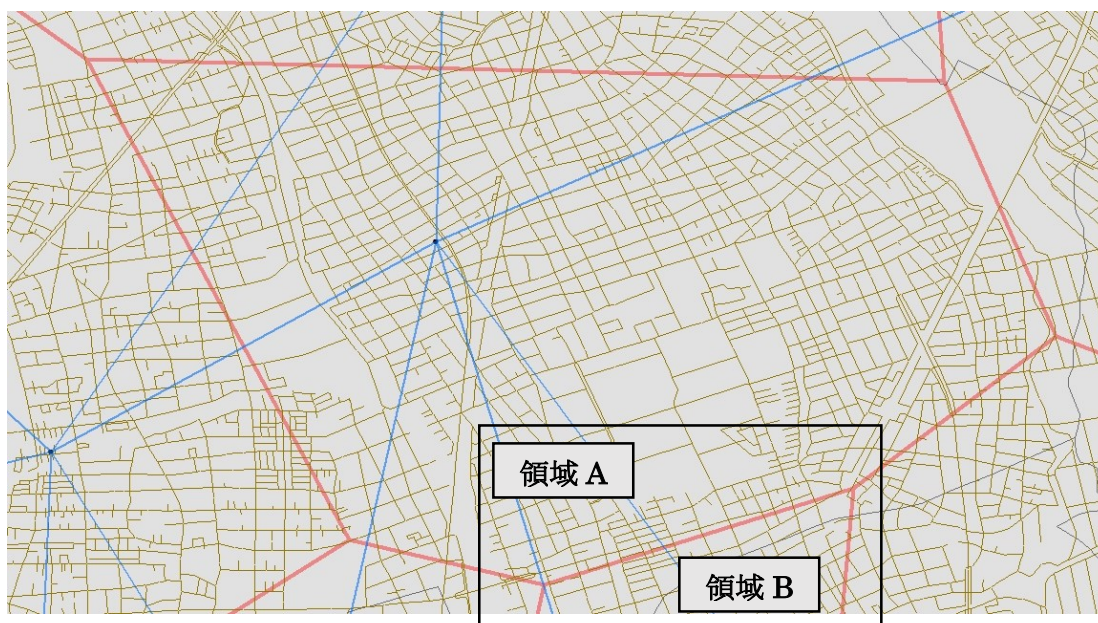


図 6-2 図 6-1 を拡大したもの
*赤い線はボロノイ領域の境界を示す



図 6-3 領域 A と領域 B の境界と交差する道路

以上で述べた考え方を基に、各ノード間を接続する道路の輸送力を定義する。ここでいう輸送力とは単位時間当たりには通過できる交通量を意味する。つまり、輸送力は制限速度と道路幅によって決定されると考えられる。であるから、ある道路の輸送力 O' 、道路幅 w 、制限速度を s とすれば

$$O' = ws$$

と表せる。よって、各ノードを接続する道路の輸送力 O は該当する道路の O' の和であり

$$\begin{aligned} O &= \sum O' \\ &= \sum ws \end{aligned}$$

と定義することができる。以降では輸送力とはこれを意味するものとする。

このようにして仮想ネットワークのリンクを通過するトリップ量(L とする)と、そのリンクに対応する道路の輸送力を定義したため、以下の式のような指標 K を定めることができる。

$$K = \frac{O}{L}$$

この K が意味するところとは、ある地点間を移動するトリップに対してそのトリップを担う輸送力の多寡を示すものであり、 K の値が大きいほど想定されるトリップ量を担うことのできる道路の輸送力が多いことを示す。想定されるトリップ量とは、ODデータを基に生成された需要であり、トリップを担う道路とはその需要に対するところの供給であると考えられる。つまり言いかえるのであれば K とはある地点間における移動の需給バランスについて言及する指標であると捉えることができる。よって本研究の目的である地域ごとの道路の需給バランス格差について述べるのは K を比較することによって可能になると考えられる。下図 6-4 は各リンクを K の値に基づいて色付して表現したものである。

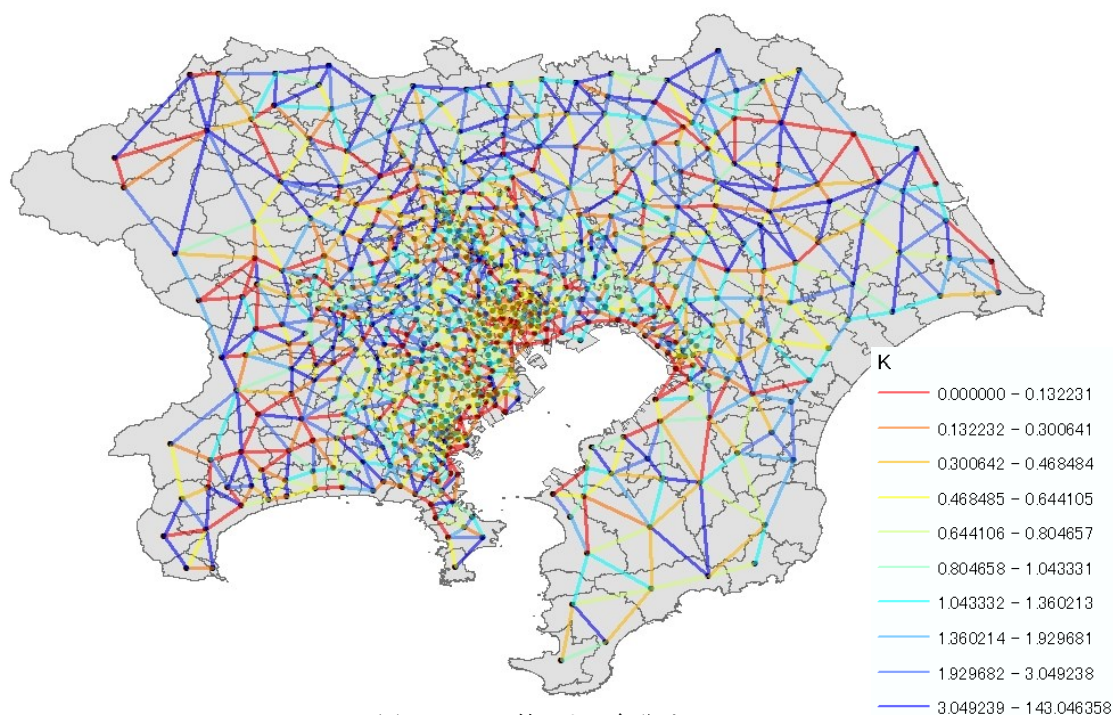


図 6-4 K の値による色分け

6.1.2 ノードにおける比較

リンクにおける比較に用いる K という指標に続き、ノードにおける比較に用いる指標について考える。ここで今一度述べると、ノードにおける比較とは、あるノードにアクセスするトリップの総量に注目し他時、そのノードに代表されるボロノイ領域にはそれに見合うだけの道路面積が必要であり、その充足度に基づいて比較を行うということである。ここでいう道路面積とはある道路の長さを l 、道路幅を w とした時に

$$C' = lw$$

と表すことのできる C' であり、比較対象となるエリア内の道路面積 C は

$$C = \sum lw$$

となる。

前項で比較に用いた輸送力 O と異なり道路面積 C を比較対象とする理由について補足する。前項で説明したリンクにおける比較とは、道路網に対し点間の移動に関わる能力の評価を下すために行うものである。つまり、この評価が道路網に対して求めるものは、ある点から点へと自動車を運ぶ能力であり、それは速度と道路幅に比例するものであった。一方でこのノードにおける比較においては、ノードが代表しているエリアにアクセスするトリップとの比較を行うことで評価を行う。ここで、エリアにアクセスするトリップとは何かということを今一度考える。本研究では道路網を需要に対する供給であると考えて解析を行っている。エリアにアクセスするトリップが需要として存在する時にそれに対する供給とは、そのトリップを過不足なく捌くことができるかどうかといった点になる。エリアにアクセスしてきたトリップのエリア内における挙動は様々である。その中で共通する点としては、当然であるが領域内を移動するという点である。よって、エリアにアクセスするトリップによって発生するエリア内の移動を十分に賄うことが、この需要に対する供給として求められる能力だと考えられる。エリア内での移動が様々である点を考慮すると、その移動の形態はエリア内を自動車が任意の向きと速度を持って対流している様相に近似することができる。

よってこの対流を妨げないだけの対流可能な面積を持つことが必要であり、道路網において対流に用いられる面積は道路面積に等しい。よって、このノードにおける比較においては比較対象を当該エリア内の道路面積とするのが適当である。

道路面積 C と、エリアに接続するトリップ量の総和 A を比較するにあたり、 A について補足を行う。いまあるノードに接続するリンクそれぞれを通過するトリップ量が L_i であった時、このノードにアクセスするトリップ量の総和 A は L_i を単純に合計したものでは求まらない。なぜならば L_i はあるノードから別のあるノードへのODを基に生成されたものであるが、ODの中にはあるノードを出発地とし、同じノードを目的地とした、言わば自ノードへのトリップと呼べるものが存在する。この自ノードへのトリップは図示すれば点として表現されるものであり、構築した仮想ネットワークのリンクにおいては考慮の外にあるものである。今ノードにアクセスするトリップについて考えるのであれば、この自ノードへのトリップは無視することができない。よって最終的にノードにアクセスするトリップ量 A は自ノードへのトリップ数を L' とすれば

$$A = L' + \sum L_i$$

と表すことができる。

以上までで得た A と C を用いて以下のような指標 R を定義することができる。

$$R = \frac{C}{A}$$

この R とは前項で定義した K と同様に、想定される領域内にアクセスするトリップ量に比してどの程度の道路面積が用意されているのかを示すものである。下図 6-5 は R の値に基づいて各ボロノイ領域を色分けしたものである。ボロノイ領域が不適当に大きくなりやすい対象区域外縁部に存在するボロノイ領域は表示から除外してある。

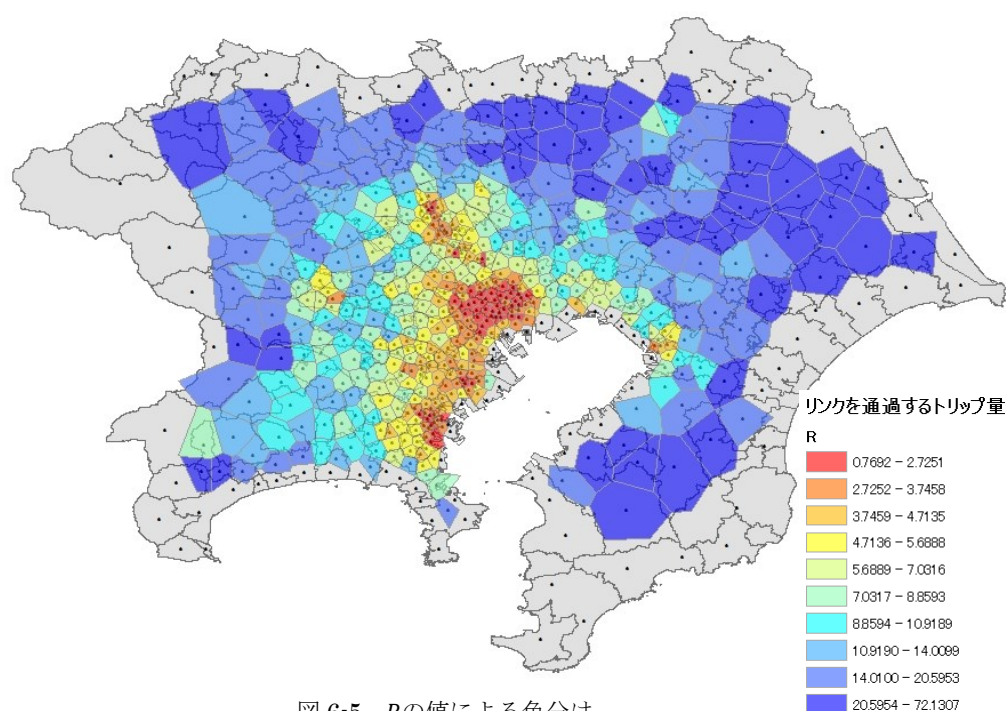


図 6-5 R の値による色分け

6.2 全体的な傾向

K と R のそれぞれについて、対象地域全体の傾向について述べる。以下の図 6-6 及び図 6-7 は K と R の値を z 軸にとり、それぞれの高低を3次元で表現したものである。細かな解析は次項より先に譲るが、この段階で図 6-6 及び 6-7 から解釈し言及できる事象も存在する。それは都心、郊外というエリアに大きく分けた際に表面化する特徴についてである。2つの図を見て特徴を端的に表現するのなら、需給バランスの格差は主に都心部と郊外部の対比構造として生じている。 K についても R についても都心部で低い数字を示し、郊外部ではその値を高くしている。加えるならば R の値は都心部から郊外部に向けてほぼ単調増加とみなすことができるのに対し、 K は郊外部においても低い数値を持つリンクが点在する状況が表れている。

この格差は言わば都心における道路不足を示す可能性があり、その原因となっているのは、都心部における交通需要の高さであると考えられることができる。都心とはその名前の通り都市の中心である。関東における都心の23区周辺は言わずと知れた大都会であり、関東のみならず日本の経済、産業の中心である。従って、通勤や通学などのトリップの目的地に設定されやすく、交通需要が高まるのは至極当然の現象であると言える。

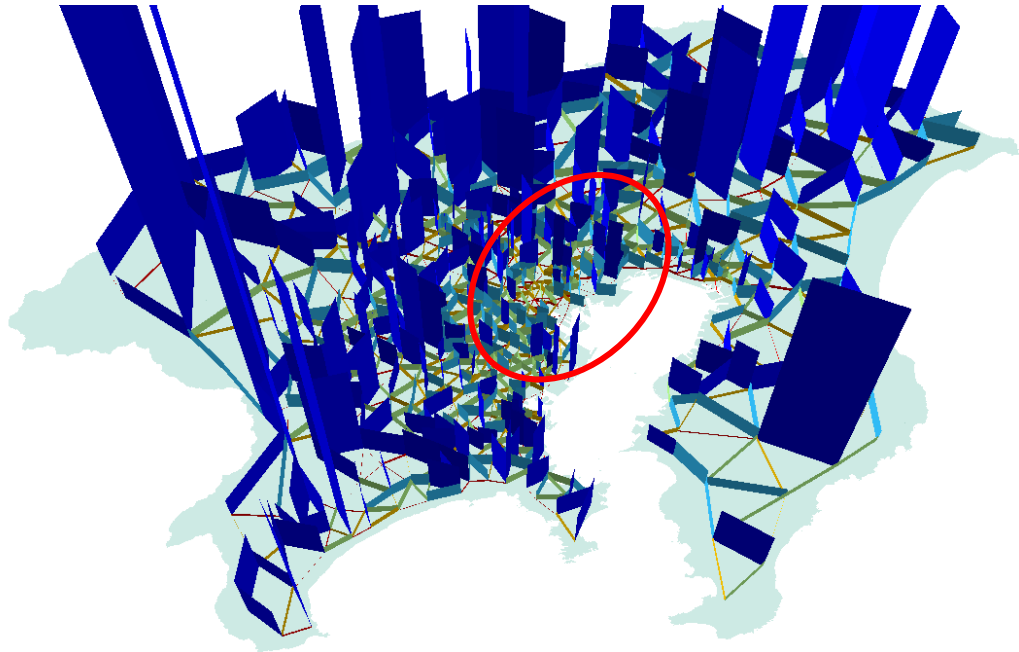


図 6-6 K の値
○で囲まれたエリアが低い値を示している

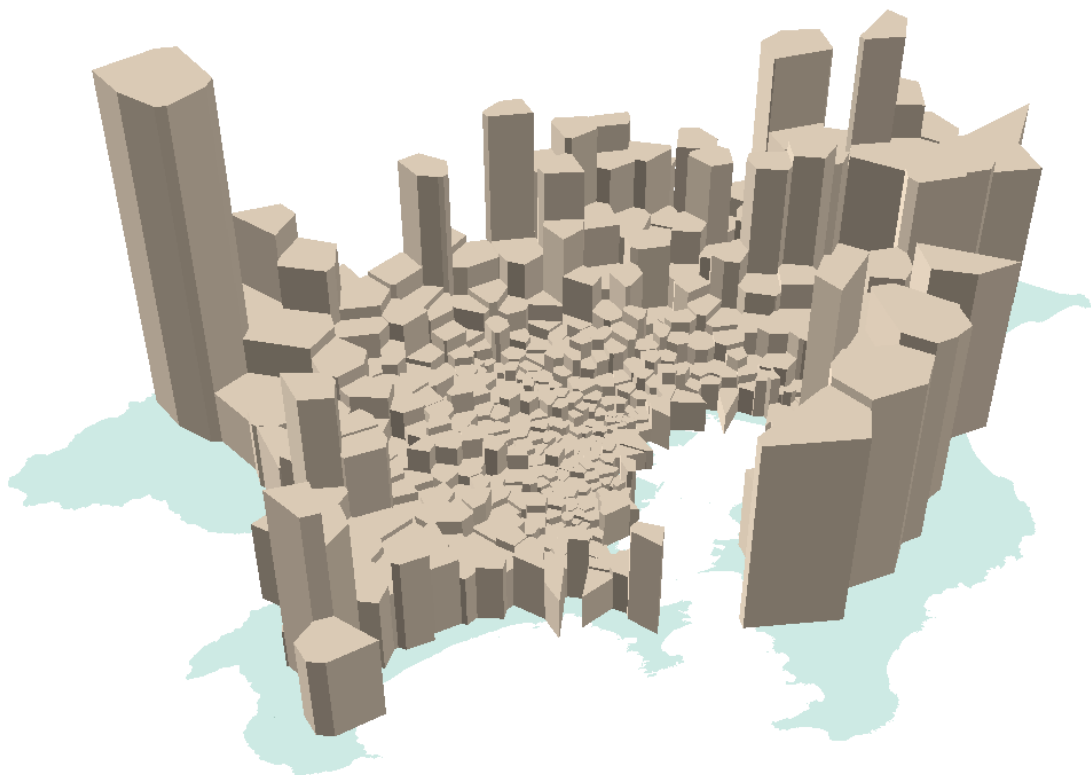


図 6-7 R の値

しかし、本研究で行っている解析においては都心のもう一つの中心性の影響もまた大きく表れていると考えられる。それはつまり、都心が文字通り都市の図形的中心性を併せ持つという点である。

ある任意の2点を選びその2点間つなぐ経路を考えた時、その経路の集中度は中心に近づくに従って高まることが予想される。以下の図6-8はある仮想の円形都市空間の中でランダムに2点を選択しそれを線分で結んだものである。図6-8を見ると確かに、ランダムに選ばれた2点は中心近くを通る確率が高くなっているように見受けられる。図6-9はこの線分を正方形のグリッドでトリミングし、各正方形内に含まれる線分の長さをz軸に設定してグリッドを3次元に立ち上げたものであり、実際に中心近くは数多くの経路が通過していることがわかる。

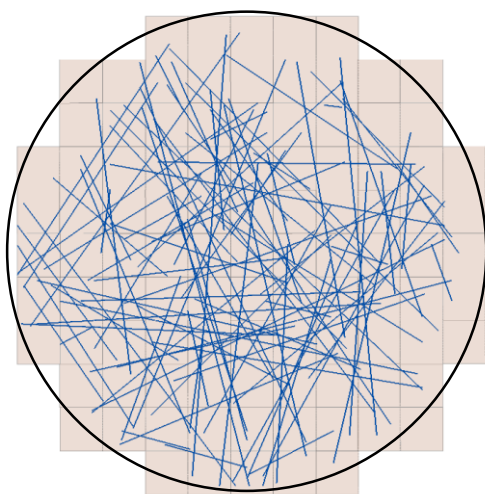


図 6-8 仮想の円形都市空間にランダムに発生した経路

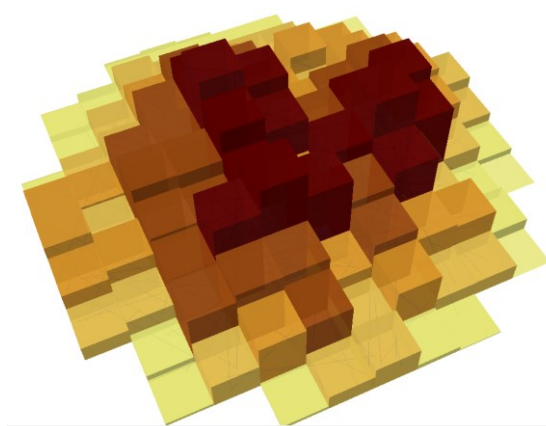


図 6-9 グリッドを通過する線分の総延長

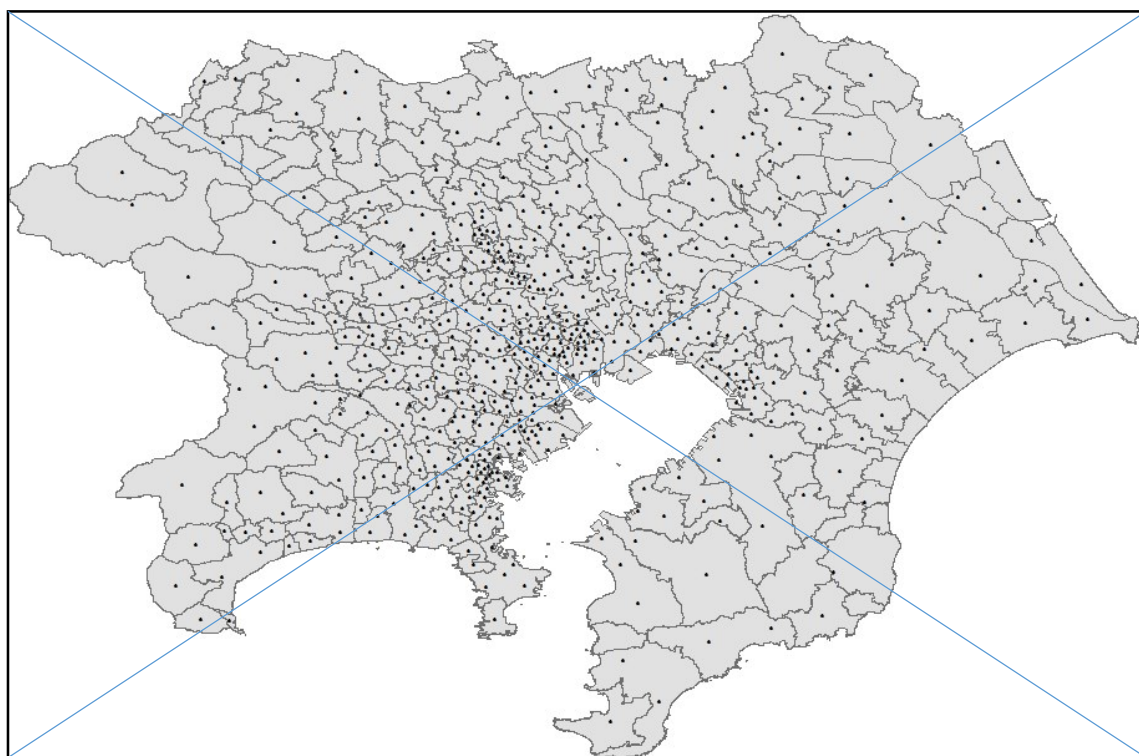


図 6-10 関東地方における図形的中心(中央区近辺を示す)

このように、図形的中心には経路の選択が重なりやすくなる傾向が存在する。今回対象としているエリアにおける図形的中心は、図 6-10 において四角形の対角線の交点にあたる地点であり、東京都中央区近辺にあたる。実際には先ほどの円形都市モデルとは地形や形状などの状況が異なるため、図形的に最も経路が集中しやすい地点が図形的中心と必ずしも一致するとは限らない。しかしそれでも、この図形において示した地点の図形的中心性が高く、経路が集中しやすくなっていることは間違いない。結果としてただでさえ求心力が高くトリップを集めやすい東京都 23 区がさらに図形的中心性を併せ持つために、より人の流れが集中しやすくなっている。

実際にはこの状況は偶然生じたものではなく因果関係の基に構築されたものであると考えられる。つまり、図形的中心性が高い地域が必然的に都心として発展し求心力が高まっていった、と考えるのが自然であり、妥当である。

このように、都心の交通需要が様々な理由で高まっており、結果として比較的道路が足りていないといった評価になっている。

都心は比較的足りないという表現を用いたのは、以上で示したいくつかの図は、都心において K や R の値が郊外地域に比べて低いという事実を示すものに過ぎないからである。すなわち、実際には都心部でも道路網が余剰であること、あるいはその逆にどの地域においてもまったく道路が足りていないということなどをこれらの指標が示している可能性も考えられるからである。こうした時に、道路の多寡を定量的に論じるためには基準となる K' および R' の導入が必要である。

6.3 K 及び R の基準とするべき値に関する考察

繰り返し述べているが、本研究のスタートは道路の需給バランスが地域によって格差を生じていることを問題視することで始まっている。ここで、需給バランスの観点から見て理想的な道路網とは何かを考える。それはすなわち、都心や郊外を問わずに道路の需給バランスが一樣である道路網であり、つまり K や R が各リンク及びボロノイで一定の K' 、 R' を示す道路網である。

K' 及び R' を求めるにあたり、道路資源の総和は一定であるという仮定を用いる。つまり、作成した仮想ネットワークに基づく道路網においても既存の道路網と同じだけの道路面積を持つということである。この仮定に基づけば水準とするべき R' は比較的容易に求めることができる。

今、作成した仮想ネットワークにおいて、 R' の性質よりあるボロノイ領域の道路面積 C' に関して

$$C' = R'A$$

が成り立っている。この関係性はすべての領域における C' 及び A について成り立つため、

$$\begin{aligned}\sum C' &= \sum R'A \\ &= R' \sum A \\ \Leftrightarrow R' &= \frac{\sum C'}{\sum A}\end{aligned}$$

となる。つまり、 R' は道路面積の総和を、各領域にアクセスするトリップ量の総和で除したものに等しい。今仮定より、仮想ネットワークの道路面積の総和は実在する道路網の総和に等しいため

$$\sum C' = \sum C$$

である。各領域にアクセスするトリップ量の総和 $\sum A$ 及び道路面積の総和 $\sum C$ は

$$\begin{aligned}\Sigma A &= 101844923.17 \\ \Sigma C &= 7.974 \cdot 10^8 (\text{m}^2)\end{aligned}$$

で与えられているため、 R' は

$$R' = \frac{7.974 \cdot 10^8}{101844923.17} = 7.830$$

と決定することができる。下の図 6-11 は R' を基準として各ボロノイ領域の R の高低を図示したものであり、基準値である R' は赤い面で示してある。つまり、図 6-10 において赤で示した面より低い地域は道路面積が不足しており、高い地域は道路が余剰であると判断することができる。

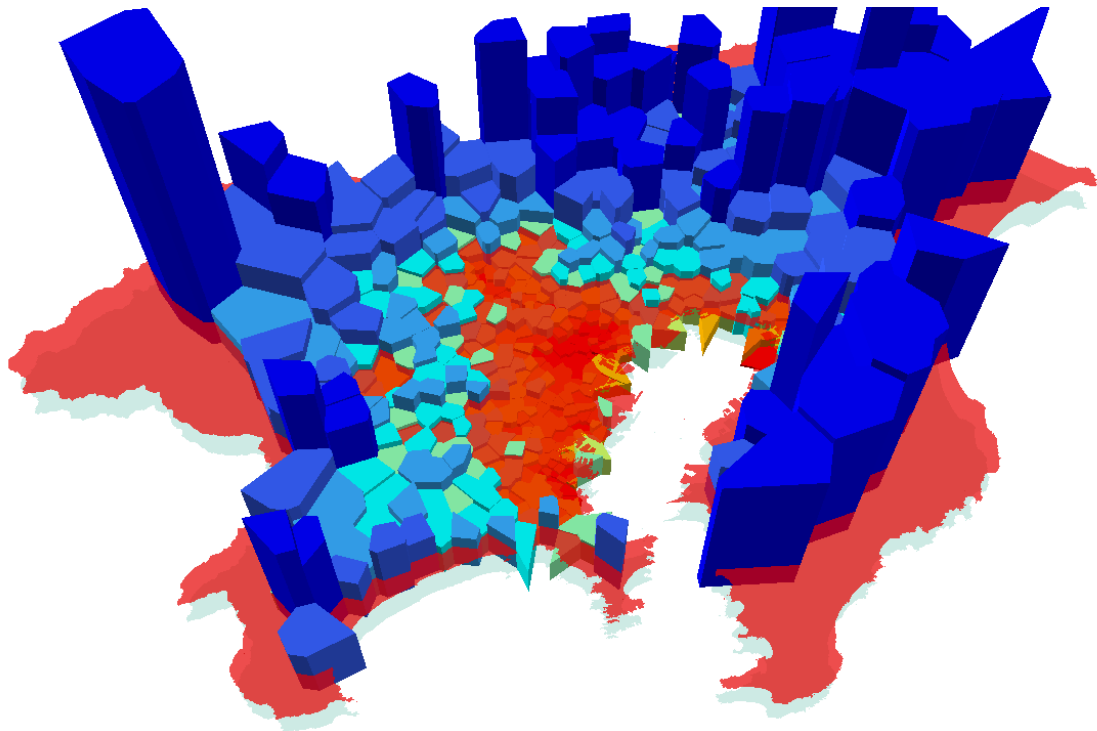


図 6-11 各 R の R' に対する高低

続いて、リンクを通過するトリップ量の基準 K' について考える。いま、全道路から捻出することができる輸送力は道路網の形状によらず一定であるとするならば、 K' も R' と同じく輸送力 O と各リンクを通過するトリップを用いて

$$K' = \frac{\Sigma O}{\Sigma L}$$

と表すことができる。今

$$\begin{aligned}\Sigma O &= 3.95 \cdot 10^7 \\ \Sigma L &= 47719285.978176\end{aligned}$$

であるので

$$K' = 0.828$$

に基準を定めることができる。ただし、 K' は R' と比してその基準の意味するところが

少々異なると思われる点について補足する。

K' や R' の導出には共に仮定として「比較する道路属性の総和が一定」であることを用いている。この道路属性とは R' においては道路面積、 K' に関しては道路の輸送力である。今、面積が有限であるために道路面積の総和が一定であると仮定することは自然である。しかし輸送力は速度に比例するため、必ずしも総和が一定である必要はないように考えられる。極端な話をすればすべての道路の制限速度を 10km/h ずつ引き上げればそれだけで道路の輸送力は上昇することとなる。しかし、 K の導出で用いられる道路とは、ボロノイ境界を横断する道路であり、そのボロノイ境界の長さの総和はいずれの道路網においても不変である点に着目する。また、生活道路、及び自動車の通行機能を重視した道路の基準速度は以下の表のように定められている(引用:警察庁 HP)。

一般道路における基準速度

区分	地域	車線数		中央 分離	歩行者 交通量	基準速度
1	市街地	2車線			多い	40km/h
2					少ない	50km/h
3		4車線以上	あり	多い	50km/h	
4				少ない	60km/h	
5			なし	多い	50km/h	
6				少ない	50km/h	
7	非市街地	2車線			多い	50km/h
8					少ない	60km/h
9		4車線以上	あり	多い	60km/h	
10				少ない	60km/h	
11			なし	多い	50km/h	
12				少ない	60km/h	

※ 現場で適用する規制速度は、交通事故の発生状況、生活環境の保全、道路構造、交差点間隔、大型車混入率等の諸条件を勘案し、上記基準速度から±10km/hの範囲で補正し決定する。

図 6-12 一般道路の基準速度の決定基準

(警察庁 HP :

http://www.npa.go.jp/koutsuu/kisei/sokudo_kisei/kangaekata.pdf

より引用)

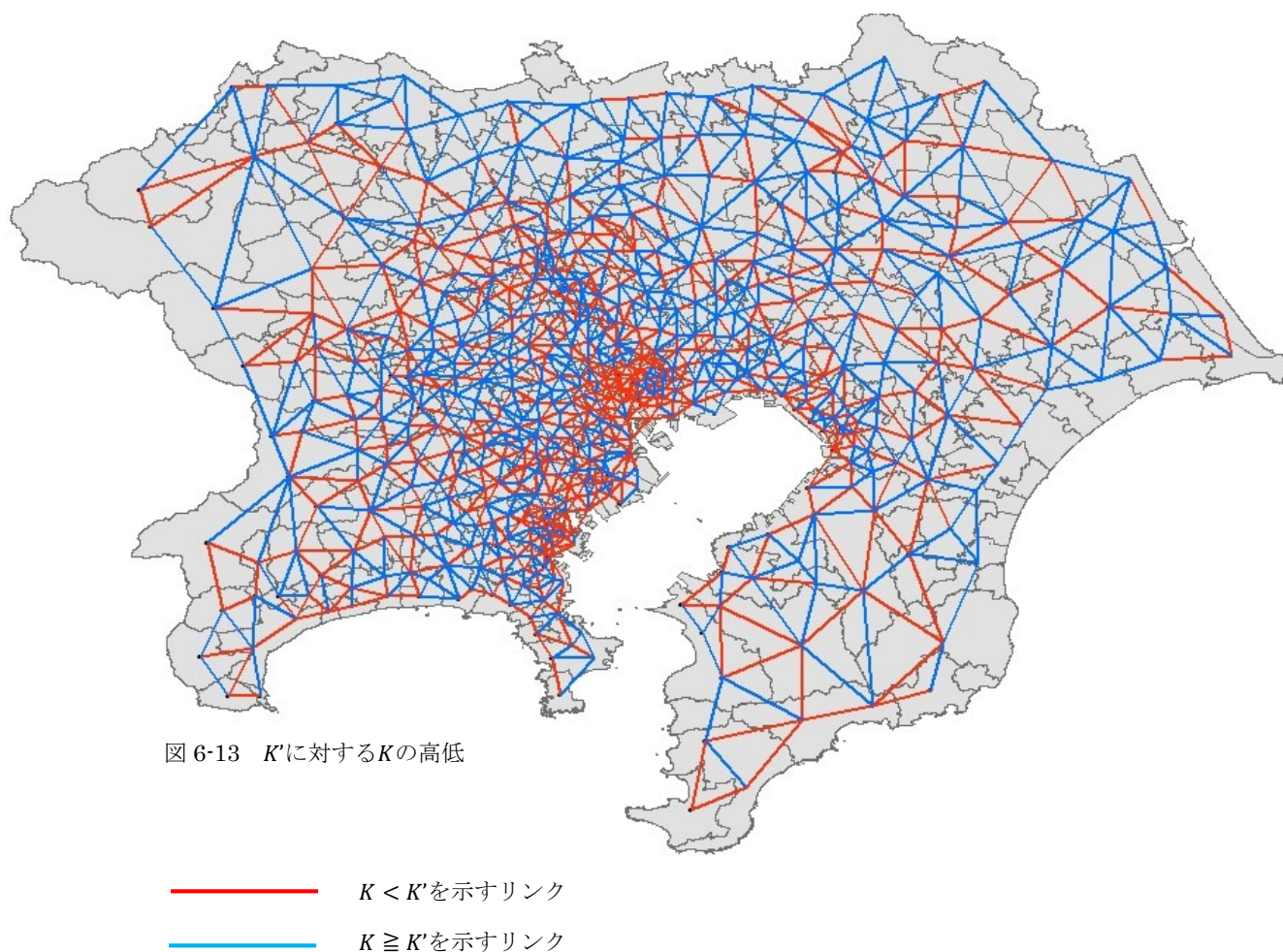
生活道路の基準速度は 30m/h、通行機能を重視した道路の基準速度は原則 70、80km/h と定められている(出典:警察庁 HP)。

図 6-12 で示した通り、一般道路の基準速度は車線数や中央分離帯の有無、市街地か否か、歩行者交通量は多いかといった要素をポイント化して決定される。こうした時、局地的に制限速度を変えることは可能だが、例えば全線の制限速度を引き上げるといった大きな変化を与えるのは現実的ではない。何故ならばボロノイ境界の長さの総和は不

変であり、それらと交差する道路の一般道路や生活道路、通行機能を重視する道路の割合が保たれ、全体で見れば市街地の面積や車線数などの属性が現実と仮想ネットワークの間で保存されているべきだからである。そして結果としてそれらによって決められる輸送力の総和が、実在の道路網と仮想の道路ネットワークにおいて変化しないことが望ましい。

よって、 K' を上述のように算出し、それを基準に道路網の多寡を論じることは妥当であると判断する。その K' と比べた時の K の大小を示したのが図 6-13 である。この図を見ると、東京都区部のリンクは軒並み K' を下回る数字を示しており、他の地域は上回るリンクと下回るリンクが割合を変えながら混在していることがわかる。

以上、図 6-4~13 で示してきたように、都心部は郊外と比して道路網が不足しているという評価を与えることができる。次項では、特徴的なエリアにフォーカスして解析を行い、ここで述べた都心と郊外の対比のようなことをより具体的に検証していく。



6.4 地域ごとの検証

6.4.1 対象地域の分割

対象地域は東京都、神奈川県、千葉県、埼玉県の全域、茨城県の一部で構成されている。これらのうち東京都のみ3つのエリアに分割し、その他の県は県をひとつのエリアとして扱う。東京都の3エリアは子細な分析を行い、その他の県についてはその分析を基に論じる。

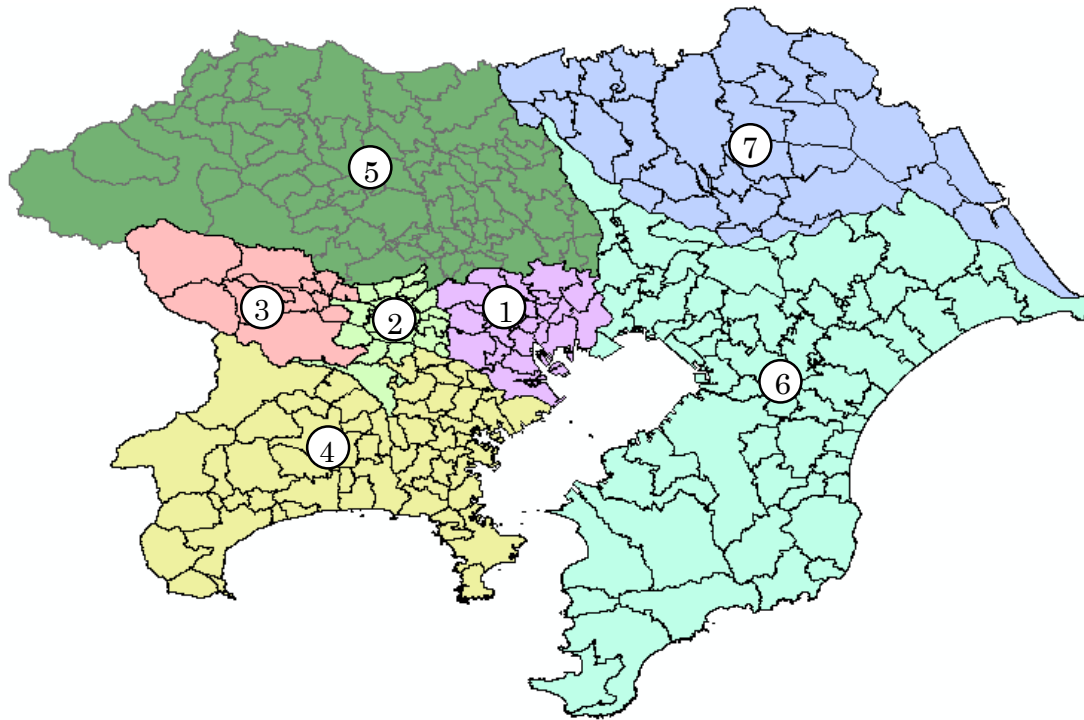


図 6-14 都県、区部の境界

上の図 6-14 のようにエリアを分割する。それぞれのエリアは

- ①東京都区部
- ②東京都市郡部東部
- ③東京都市郡部西部
- ④神奈川県
- ⑤埼玉県
- ⑥千葉県
- ⑦茨城県

と呼称する。

このように分割した各エリアについて、作成した仮想ネットワークとの比較を用いて評価を行っていく。

6.4.2 エリア①東京都区部

図 6-15 は東京都区部のリンクにおける K の値を図示したものである。前項で設けた基準 K' を下回る、すなわち通過トリップに対して輸送力が不足していると思われるものは太線で示している。前項までで述べた様に東京都、特に区部にはトリップが集中しており各指標が低い数値を示している。その原因が産業、経済の中心であるが故のトリップの増加、加えて図形的に首都圏の中心に位置するために様々なトリップが通過することなどにあると考えられることはすでに述べた。

しかし、リンクに注目した時、区部においても中央部と外縁部では様相が異なることが見て取れる。具体的には他のエリアとの境界に位置する大田区、世田谷区、杉並区、練馬区、板橋区、北区、足立区、葛飾区、江戸川区を外縁部、他の区を中央部として考える。

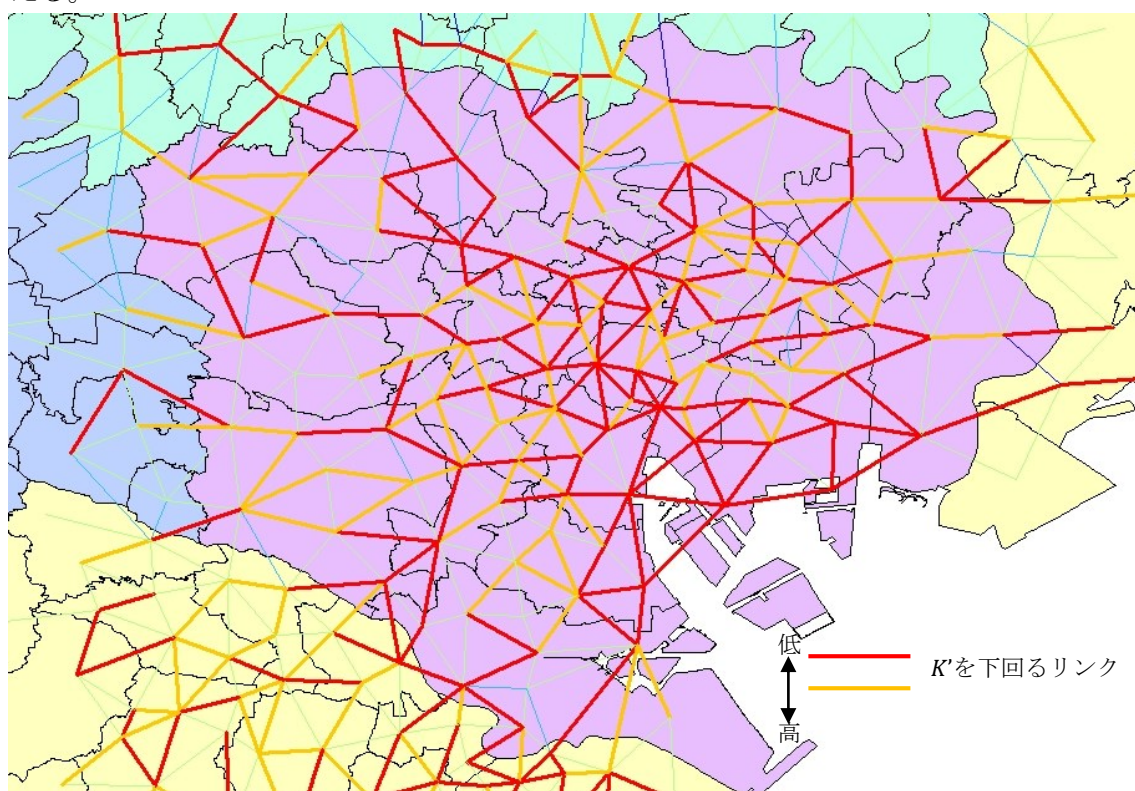


図 6-15 東京都区部におけるリンクの K の値

そうした時に、中央部では K' を下回る道路が密な網目を形成しているのに対し、外縁部においては基準値を上回る道路が混在している。結果として K' を下回る道路が中央部のような平面的な広がりを持たずに線的に延長する形状を示している。

中央部において万遍なく通過トリップが多くなり、結果として K が低くなっている現象を説明するのは難しくないと考え。前述の通り東京都区部にはトリップが集中しやすく、その中でも中央部は千代田区、港区、中央区、品川区、目黒区、渋谷区、新宿区、中野区、文京区、台東区、江戸川区、墨田区、荒川区、豊島区と商業地やビジネス街として名の知れた区が並びあらゆる活動の中心としてトリップが集中していると考えられる。実際に、対象としている関東地方全体のトリップのうち実に 7.1%がこの東京都区部中央部を出発地あるいは到着地としている。当該地区の面積が全体の 3.9%しかないことを考えれば高い数字であると言える。これらの直接的に出発地及び目的地になっているトリップはもちろん、これらのエリアを通過するトリップが図形的性質上多くな

ることは前項で述べた通りであり、中央部には交通が集中することとなる。東京都区部は日本で最も発展しているエリアのひとつであり、必然的に交通網などかなり整備されているのだが、それをもってしても補えない程の交通が生まれているとわかる。

一方で外縁部に着目すると、中央部とは異なり K の値が K' を上回る、すなわち需要に対して比較的余裕のある供給を行えているリンクがある程度の割合存在する。

この K' を上回る K を示すリンクの存在に関して、図 6-15 よりある仮説を提案することが可能である。それは

仮説：都区部中央部へ向かうリンクとそうでないリンクを比較した時に、前者は K の値において後者を下回る傾向にある。

というものである。図 6-15 を見ると東西地域において上の仮説で述べた傾向が顕著に表れており、東西へ延びるリンクは K' を下回る赤いものが多いのに対し、南北方向のリンクはそうではないと見受けられる。この傾向が表れる理由は都心部にトリップが集まる理由と同じであり、都心部にトリップが集中する結果として都心部に向かうリンクの需要が高まっているためだと考えられる。

この傾向の存在を客観的に示すために以下のような検証を行う。以下の図 6-16 は「東京都区部の中心(千代田区が該当)」である点から角度を 5 度ずつずらして放射状に線を描いたものである。上述の「都区部中央部へ向かうリンク」を設定した東京都区部の中心へと向かうリンクであると定義する。そうした時、仮定が正しければ K の値が低い程に放射状に延びる線分と交わる本数は少なくなると考えられる。

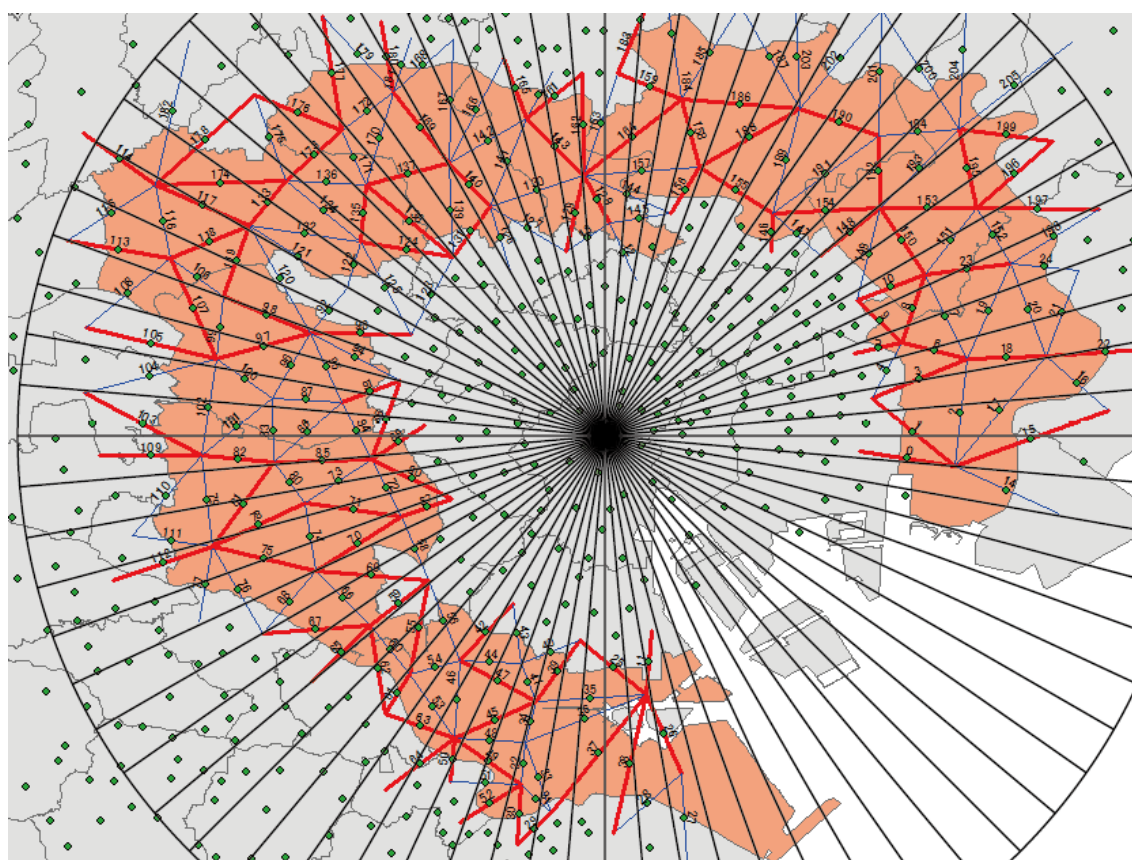


図 6-16 区部の中央(千代田区)から発生させた放射線との交差をカウントする

放射状に延びる線分と交わる本数を $K < K'$ の場合と $K > K'$ の場合に分けて解析する。結果は以下のようになった。

放射状に延びる線分と交わる $K < K'$ のリンクの本数：147 本
放射状に延びる線分と交わる $K > K'$ のリンクの本数：192 本
それぞれ該当するリンクの本数が

$K < K'$ となるリンク：99 本
 $K > K'$ となるリンク：107 本

であったのでリンク 1 本あたりが交わる放射線の本数は

$K < K'$ となるリンク：1.48 本
 $K > K'$ となるリンク：1.79 本

となる。よって上述の仮説は正しく、都心に向かうリンクの K の値は低くなる傾向があると考えられる。

以上はリンクにおける比較であり、主に都内の輸送力に関して述べたものである。つまり、東京都区部において輸送力は全般的に不足しがちであると考えられるが、区部外縁のリンク、特にその中でも方向的に都心を向いていないリンクに関してはその限りではなく $K > K'$ となるリンクも存在している。

続いてノードにおける比較、つまり道路面積に関する評価を行う。

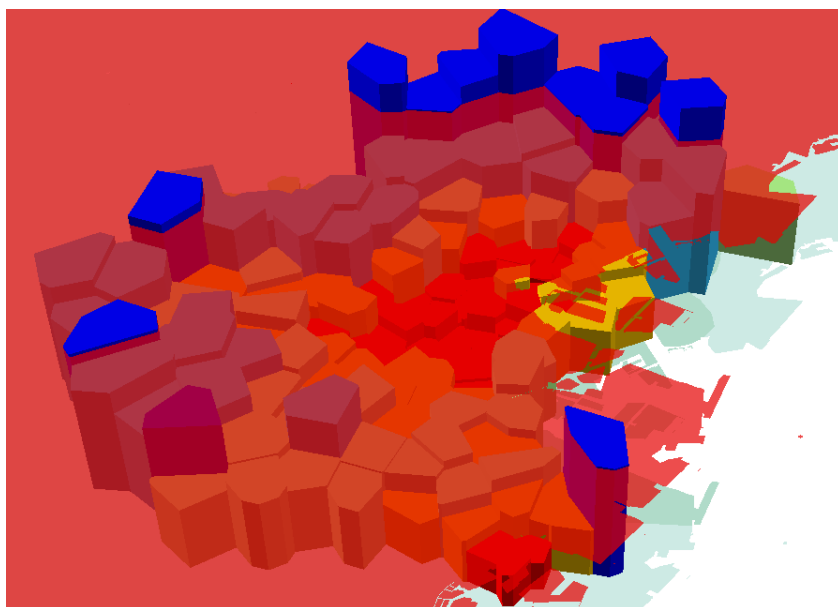


図 6-17 東京都区部における R の値
(赤い平面は R' を示す)

この図 6-17 が示すように、東京都区部においてはほぼ全域で R の値が基準となる R' を下回っている。特に千代田区を中心とした中央寄りの部分は落ち込みが激しく、最も低い千代田区で $R = 0.77$ という数字を示している。 $R' = 7.83$ であることを考えると、基準と比して 10 分の 1 程の格差を生じていることになる。数字が低くなっている千代田区

や文京区、新宿区といったエリアは下図 6-18 のようにアクセスする OD が都区部の中でも高くなっているのに対し面積は比較的小さいために、 R の値が非常に低く出ている。特に千代田区は皇居が存在し、区の面積の約 12%を占めるとされているためただでさえ少ない道路面積をさらに圧迫していると考えられる。

もう一つの特徴として、西側と比して東側で R の値が高くなっている。具体的には練

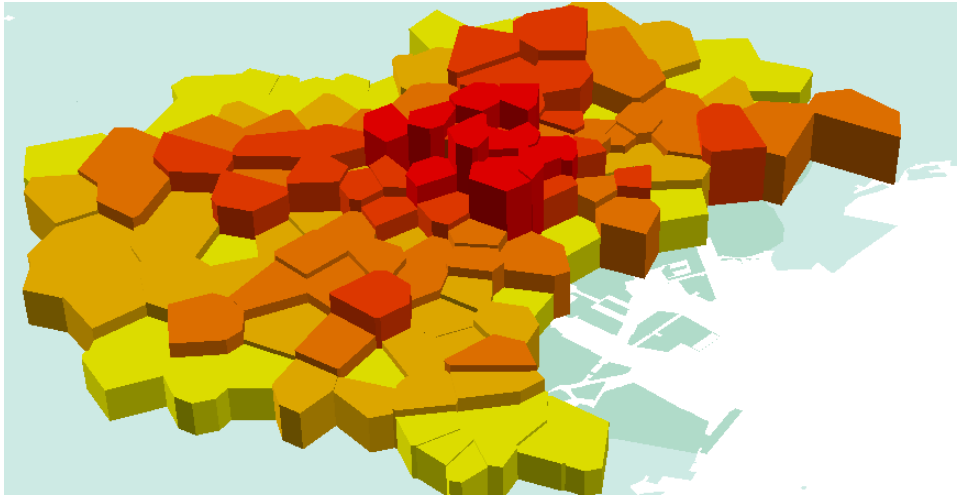


図 6-18 東京都区部の各エリアにアクセスするトリップ量

馬区、世田谷区、杉並区といった区で構成される西側に対して足立区、葛飾区、江戸川区といった東側エリアは高い R を示しており、後者に関しては R' を上回る面積が多くなっている。

この時東側で区境を形成する足立区、葛飾区、江戸川区の 3 区において、アクセスするトリップ量の総和は約 384 万、一方西側で市郡部との境を形成する練馬区、杉並区、世田谷区の 3 区にアクセスするトリップ量は約 474 万となっている。前者の面積が約 140km²で後者の面積が約 160km²であるので、1km²あたりにすると約 8%程西側の区にアクセスするトリップが多い。上のリンクにおける比較で述べた通りこの両エリアにおけるトリップは都区部中央部に向かうものが多い。また、区外から区内へのトリップを考えた時に区外の西側及び東側からのトリップは、構造上ほぼ確実にこれらのどちらかの区部を通ると考えられる。そうした状況下でこのような結果が出ていることは区外の東側に比べて西側から都区部中央部に向かうトリップが多くなっているためであるとわかる。結果として東京都区部東側に比べ西側は道路面積が不足しているという評価が与えられている。

表 6-1 西側と東側の境界に位置する区の比較

	トリップ(万)	面積(km ²)	単位面積トリップ
西側3区	384	140	2.74
東側3区	474	160	2.96
			約1.08倍

以上、東京都区部について総括すると

- ・道路面積は全般的に不足しているが、東側の足立、葛飾、江戸川の 3 区においては比較的その状況が緩和している。それは東側からのトリップが西側からのそれに比べ少ないためであると考えられる。
- ・エリア間の輸送力も全般的に不足している。特に都区部中央部に向かうリンクにおいてその傾向は顕著である。

6.4.3 エリア②東京都市郡部東部

当該地区の K 及び R の値を示したものはそれぞれ図 6-19,20 である。これらの図を見ると、先ほどの東京都区部でも現れていた現象が起きていると考えられる。

それは「都心方向のリンクに対する偏重」である。この現象は特に東京都市郡部東部に位置する当エリアの中でもさらに東側半分、具体的には三鷹市、武蔵野市、西東京市、東久留米市、清瀬市の 23 区との境を形成する 5 つの市から西に向かって立川市、国立市、府中市のあたりまで伸びるリンク群で確認することができるが、これらのリンクは $K < K'$ を示している。一方でそのエリア、東は三鷹から西は立川までのエリアに関しては南北方向に伸びるリンクの K の値は全般的に高くなっており、ほとんどが K' を上回る輸送力が十分に確保されたリンクとなっている。つまり、特に東側において「東西方向偏重」の状況が生まれている。

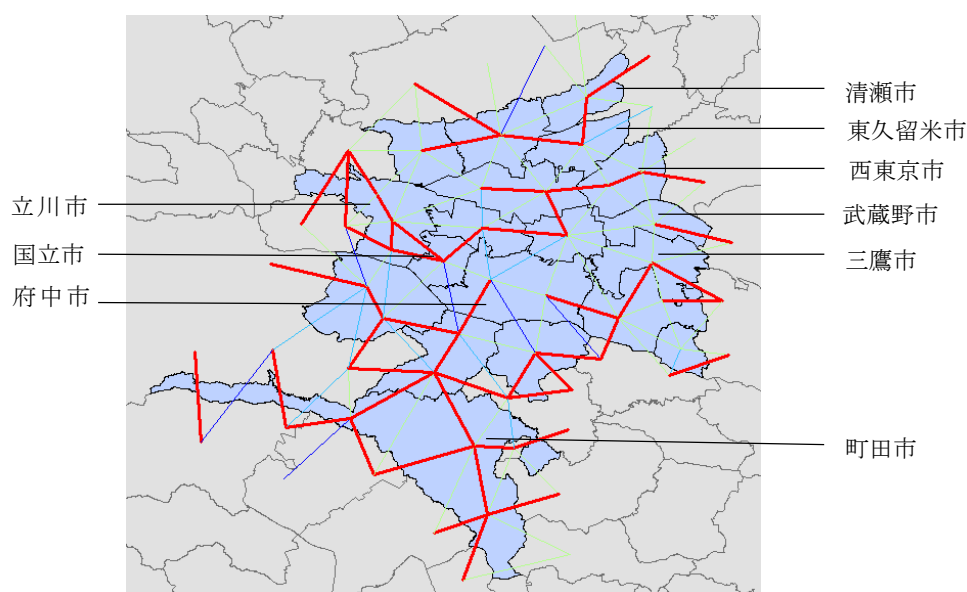


図 6-19 東京都市郡部東部におけるリンク
(赤いリンクは K' を上回るリンク)

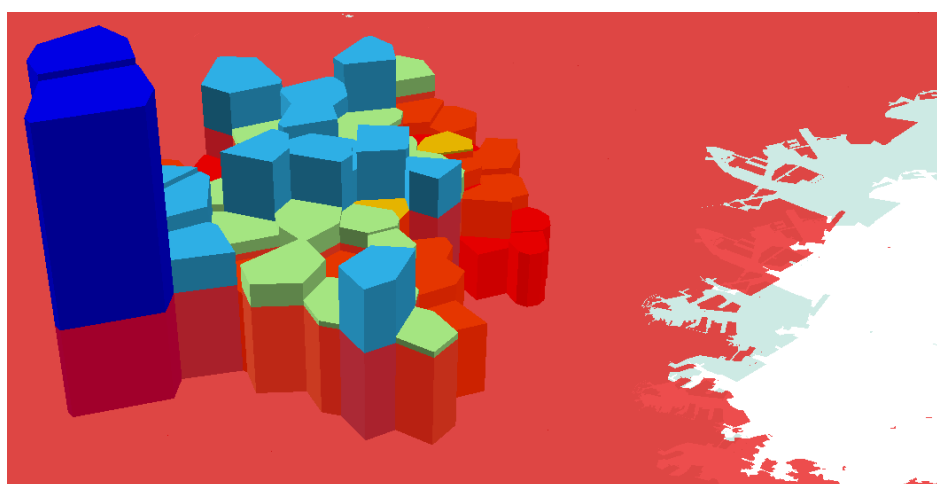


図 6-20 東京都市郡部東部における R
(赤い平面は R を示す)

一方で国立市以西の日野市、多摩市、町田市においてはこのような現象は現れておらず、東西南北を問わず多くのリンクにおいてトリップ量過多を示している。特に町田市から延びるリンクは特徴的で、このエリアが地理的に各方面への交通が集まりやすくなっているためと考えられる。町田から見て東側には東京都区部、川崎市、南側には横浜市と大きな都市へのアクセス性が非常に高く、結果として多くのトリップが町田市を通過している。実際に図 6-21 の通り、町田市と接続するトリップ量は近隣と比して南北方向をはじめ、各リンクが大きな値を示すという特徴が表れている。

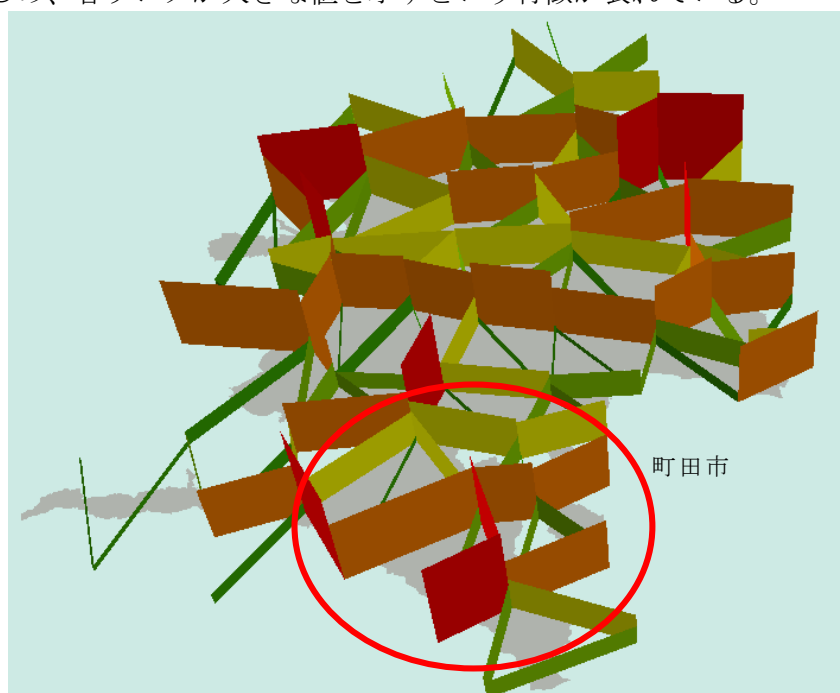


図 6-21 東京都市郡部東部の各リンクを通過するトリップ量

一方で道路面積との比較においては基準を上回る道路面積を示すエリアが増え始める。具体的には区部との境である西東京市、武蔵野市、三鷹市、調布市の他神奈川県との県境を有する稲城市や町田市では R の値が R' を下回っているが、他のエリアではエリアにアクセスするトリップ量と比して道路面積が多いという評価になっている。これは図形的特性として、中心から離れる程に通過トリップが減少することが一因として考えられる。また、都区部から離れるほどに目的地とするトリップは減っていくため、結果として都心から離れるほどにエリアにアクセスするトリップ量は減り、エリア内の道路面積を評価した値である R が高い数値を示すようになる。この現象は他の地域においても同様であり、程度の差はあれ都区部から離れるほどに R の値は高くなっていく。

以上より、東京都市郡部東部における総括を行うと

- ・東西方向への移動が強く表れており、結果としてその移動に対応するリンクにおいて K の値が低く出ている。
- ・一方で南北方向の移動に対応するトリップに対応するリンクには比較的余裕があるが、町田市付近は横浜方面への通過トリップが生じているため例外的に南北方向に延びるリンクも輸送力不足を示している。
- ・道路面積は東側の地域との境に位置する各市を除けば余裕があり、これは中心である都区部から離れることによる図形的、あるいは都市的性格によるものである。

6.4.4 エリア③東京都市郡部西部

このエリアは西東京と呼称されるエリアであり、前2つのグループとは同じ東京でもその性質は異なる。まずこのエリアは都心か郊外かで論じれば郊外に分類される。主な市町村としては八王子市、あきる野市、青梅市が挙げられ、特に八王子市及び青梅市に接続するリンクは K の値が低くなっている(図6-22)。基本的な考え方はエリア②の市郡部東部と同じであるとすればトリップの比重としては東西方向が大きくなるはずであり、現に青梅市、八王子市から東西方向に延びるリンクは赤くなっているのに対して、特に東側エリアで南北方向に延びるリンクは青く、 K は比較的高い数値を示している。ただし一方で、西側では南北方向に延びるリンクも低い値を示す K がいくつか存在する。

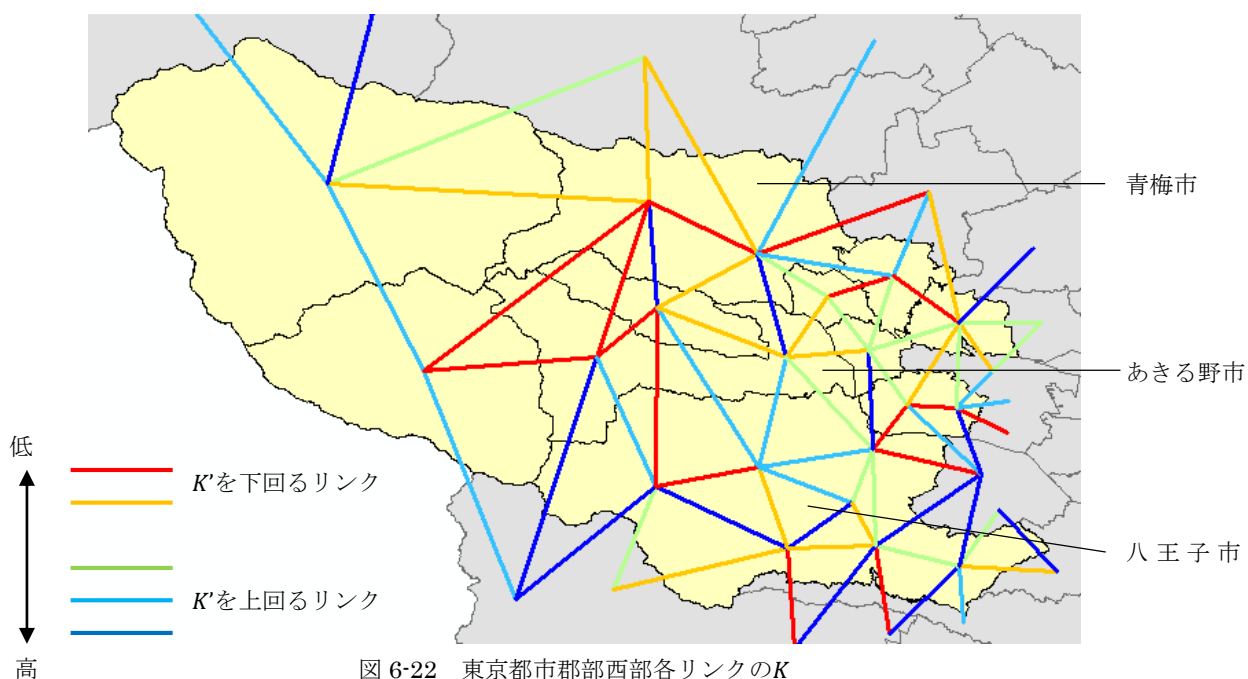


図 6-22 東京都市郡部西部各リンクの K

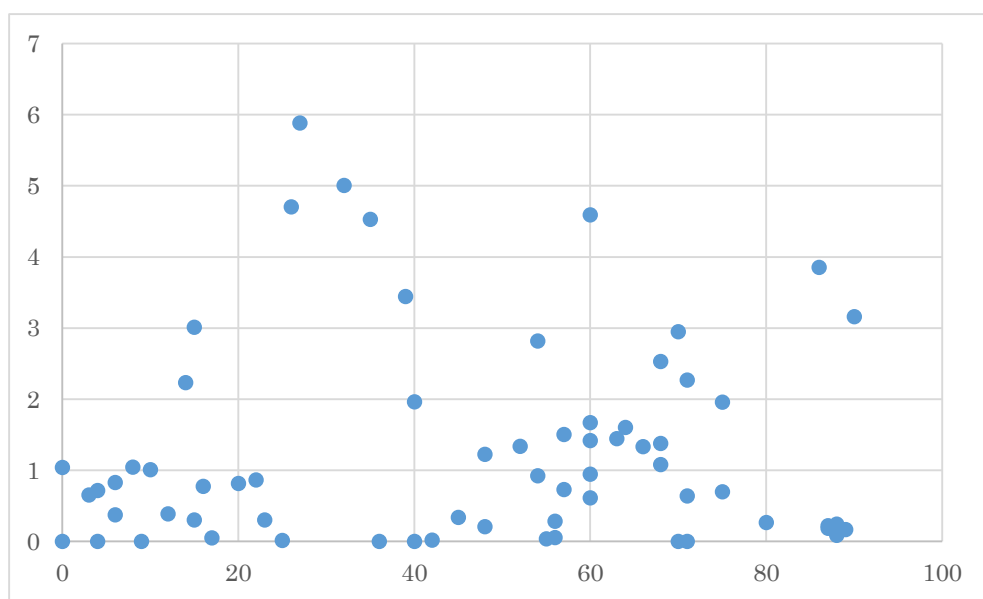


図 6-23 リンクが緯線に対してなす角と K の関係

図 6-23 はリンクが緯線となす角度 $\theta(0 \leq \theta \leq 90^\circ)$ と K の値をプロットしたものであるが、確かに $\theta \leq 30^\circ$ と $60^\circ \leq \theta$ を見比べると、より水平に近いリンクにおいて K の値が低くなっていると言える。つまりエリア③のトリップはエリア②と同様に東にある都心に向かう性質を持つものが多いと考えられる。

しかし、このエリアは全対象地域の中で西端を構成するエリアのひとつであるためエリアを通過するトリップ量はエリア②に比べると少なくなっていると予想される。実際に、表 6-2 で示したようにこれらのリンクを通過するトリップ量を見ると合計が約 141 万、リンクあたりの平均値は約 1.9 万であるのに対し、エリア②においては合計が約 327 万、リンクあたりの平均値 2.6 万とリンク 1 本あたりのトリップ量は 30%程エリア②の方が高くなっている。しかし K の値は、エリア②の平均 2.4 に対してこのエリアは 1.7 と低い数字を示している。つまり、これはエリア③の道路網による輸送力がエリア②に比べて大きく劣ることを意味している。

表 6-2 エリア②と③のリンクを比較

	総トリップ	リンク1本あたり	K
エリア②	約327万	約2.6万	2.4
エリア③	約141万	約1.9万	1.7

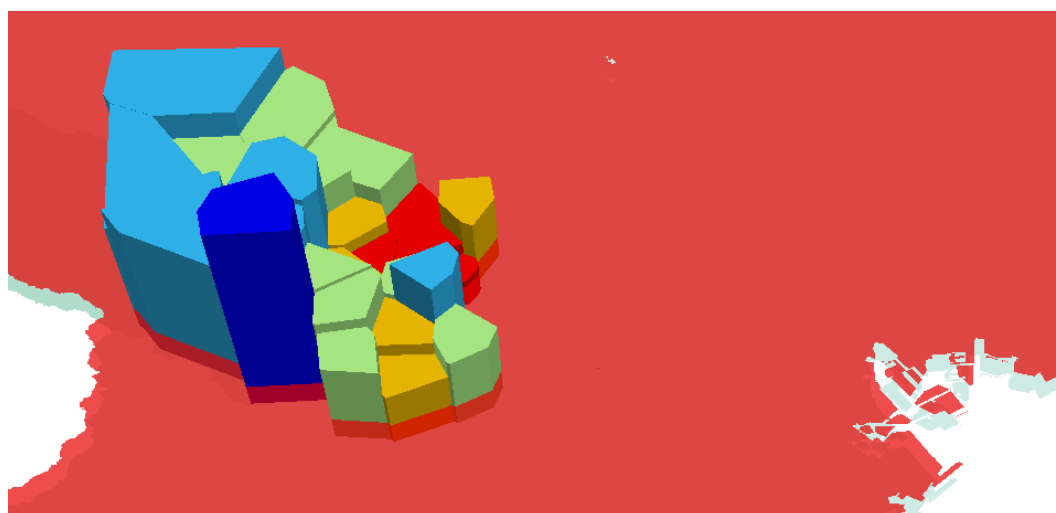


図 6-24 東京都市部西部の R
(赤い平面は R' を示す)

しかし、道路が不足しているのかというそうではなく、上図 6-24 のように R の値は全域で高くなっているため、アクセスするトリップ数に対して、領域内の移動に用いられる道路は十分に用意がされている。つまりこの状況が指し示すのは

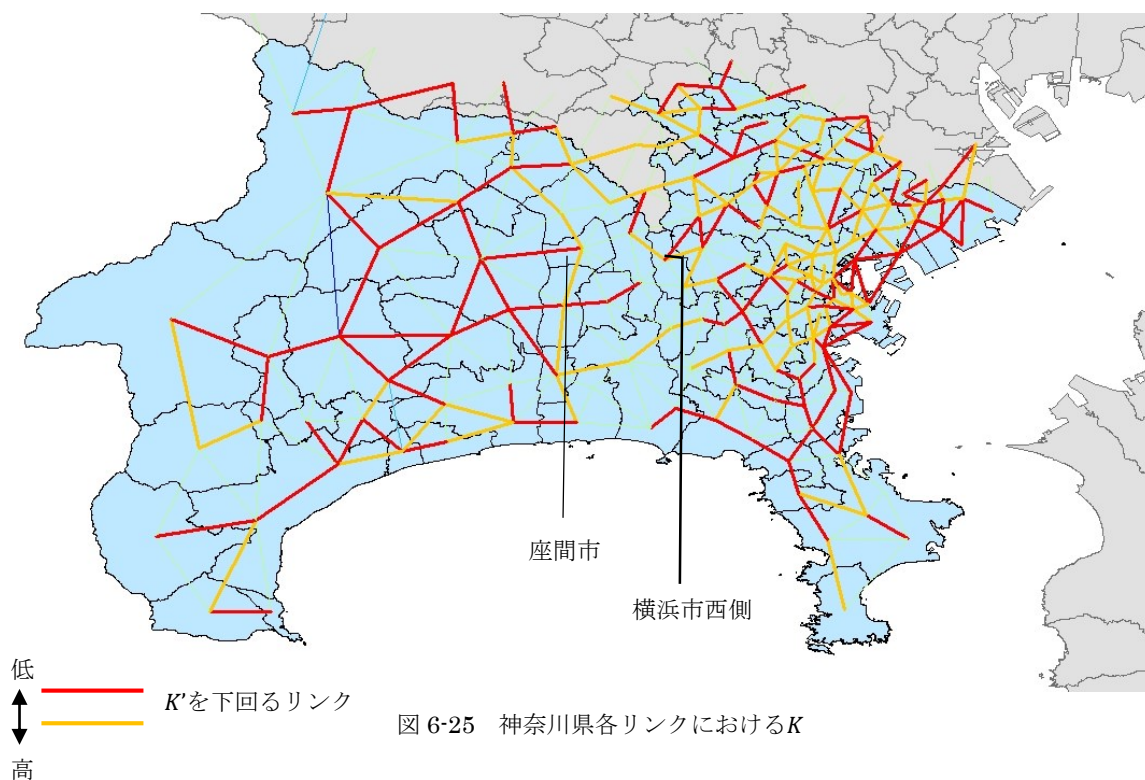
- ・領域内での需要に対して道路は十分に供給されている。
- ・しかし、大きな割合を占める東側へのトリップに対応する道路群は比較的不足しており、リンクによっては基準である K' を下回る。

以上より、エリア③はエリア②と比べた時に、東方向の東京都区部に向かう東西方向へのトリップが強いという点で同じ性質を持つが、個々のリンクが示す数値には大きな違いが生じている。都心から離れるほどに、外側から都心へ向かうトリップによる通過トリップは減少するが、同時にそのトリップを担う道路の輸送力も下がっているために、結果としてこのエリアに存在するリンクの中には基準を下回るものも点在する状況が生まれている。

6.4.5 エリア④神奈川県

神奈川県においては全体的にリンクを通過するトリップ量やそれに基づく K の値は低くなっており、特に東側ではほぼすべてのリンクにおいて $K < K'$ を示している。大きく東側と西側に分けた時、東側はエリア①と西側はエリア②と同じような様相を示す。

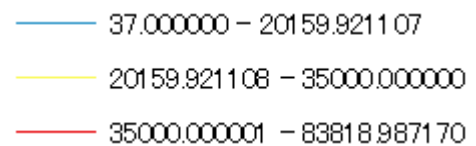
東側のエリアとは横浜、川崎であり東京都区部と連なって巨大な都市を形成している。故に都区部と同様に神奈川県東部には多くのトリップが集中しており、結果としてエリア間の輸送力は全般的に不足の様相を表している。一方西側においてはその傾向は薄まりエリア②のような「都心へのトリップ」を多く示すようになる。それはつまり当該地区から見て東側に位置する横浜、川崎、及びその先の東京都区部に向けたトリップであり、エリア②、③と同様に東西方向のリンクに表れている。ただし、東西方向のリンクは全体的に需要過多を示しているが、その中で南北方向にも赤や黄色で示されたリンクが存在する。それは厚木、伊勢原、平塚といったエリアより西側において、より顕著に表れる。



この傾向はエリア②とエリア③の間でも観察することができた傾向である。三鷹～立川間のエリア②ではあまり K が低くならなかった南北方向のリンクが、八王子以西では低くなっていた。つまり、より西にある(≡都心から遠い)エリアにおいては東西方向だけでなく、南北方向に延びるリンクにおいても評価が低くなる傾向が見て取れる。この現象を説明するのは「求心力の距離減衰」であると考えられる。つまり、都心からの距離が離れるほどに都心の求心力は減少し、都心へ向かうリンクへの偏重がなくなるという考え方である。神奈川県で具体例を挙げるならば、藤沢市や大和市、横浜市の西部や南部においては都心へ向かうトリップにかなりの偏りが生じるのに対し、厚木や伊勢原より西のエリアにおいては都心へ向かうトリップが減り、方向における偏りがなくなっているのではないかと、いう考え方である。図 6-26 は座間市、横浜市西側からのリンクを拡大して示したものである。



図 6-26 座間市及び横浜市西部に接続するリンクとそれを通過するトリップ



これらの図は座間市、横浜市西側のノードから出るリンクを通過するトリップ数について示したものである。これを見ると西側の厚木市、座間市においては南北方向のリンクを最も多くのトリップが通過しているのに対し、都心に近付いた横浜市内では東西方向(≒都心への方向)のリンクに多くのトリップが集中しているのがわかる。このように、都心から離れると都心方向へのトリップが占める割合が減少していく傾向を見ることができる。結果として、東西方向への輸送力は都心へのトリップに用いられるために不足傾向にあるが、都心から離れると都心からの求心力は弱まり、都心に対して鉛直方向へのトリップが相対的に増えるために南北方向への輸送力が足りなくなるといふ現象が現れる。

次に神奈川県道路面積について検証する。

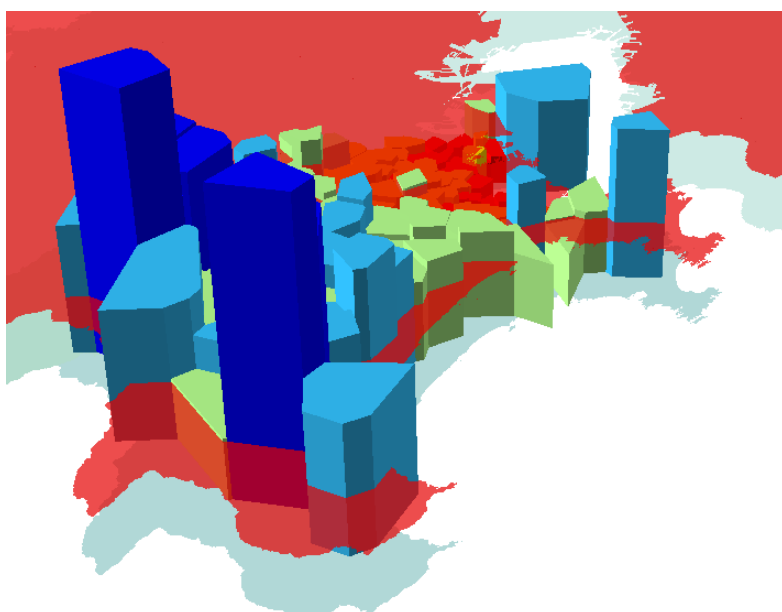


図 6-27 神奈川県におけるRの値
(赤い平面はR'を示す)

図 6-27 は神奈川県各ボロノイ領域の R の値を R' と比較したものである。これを見ると、海岸線付近を除外すれば東から西に進むにつれて R の値が上昇していく傾向が見られる。この傾向は東京都で見られた傾向と同じであり、東へのトリップが多いことで結果的にそれらのトリップが累加される東側においてアクセスするトリップはエリア内で最大となり R の値は最小となっている。 R' を下回るエリアの西端は横浜市西部、大和市近辺でありそこから東は道路不足、そこから西は道路過多という評価を与えることができる。

以上より神奈川県の特徴として

- ・基本的には都区部中心部及び都区部外縁と同じような都心同様の需要形態を東側の横浜エリアは持つ。このエリアは多数のトリップが集中し、結果として道路面積も不足を示す面積が大きい。
- ・一方で西のエリアにおいては都心に向かう東西方向のリンクに強い需要が表れる。しかしさらに西に進めばその都心方向の需要は低まり、相対的に南北方向のリンクに対する需要が高まる。

6.4.6 エリア④埼玉県

上の図 6-28 は埼玉県内のリンクを K の値に基づいて色分けしたものである。これを見ると四角で囲った「さいたま市以南エリア」とそれ以外のエリアで異なる特徴を示す。

まずさいたま市以南エリアにおいては全般的に各リンクの K の値は低くなっている。特に、さいたま市と東京都の間に位置するエリア、和光市や戸田市といったエリアは南北に大きな都市があるためその間を担うリンクの需要が高くなり結果として図 6-29 のように K の値がかなり低くなっている。また、さいたま市以南エリアにおいては、全般的に K の値が小さく表れているものの、その中で大小の差が存在する。具体的には同じく図 6-29 を見るとさいたま市を中心として東西に延びるリンクの K は相対的に高い数値を示している。このことはこのエリアも東京都市郡部エリアと同じく都心へのトリップの割合が高く、結果として南北方向のリンクに比べて東西方向のリンクには輸送力の余裕が表れている。

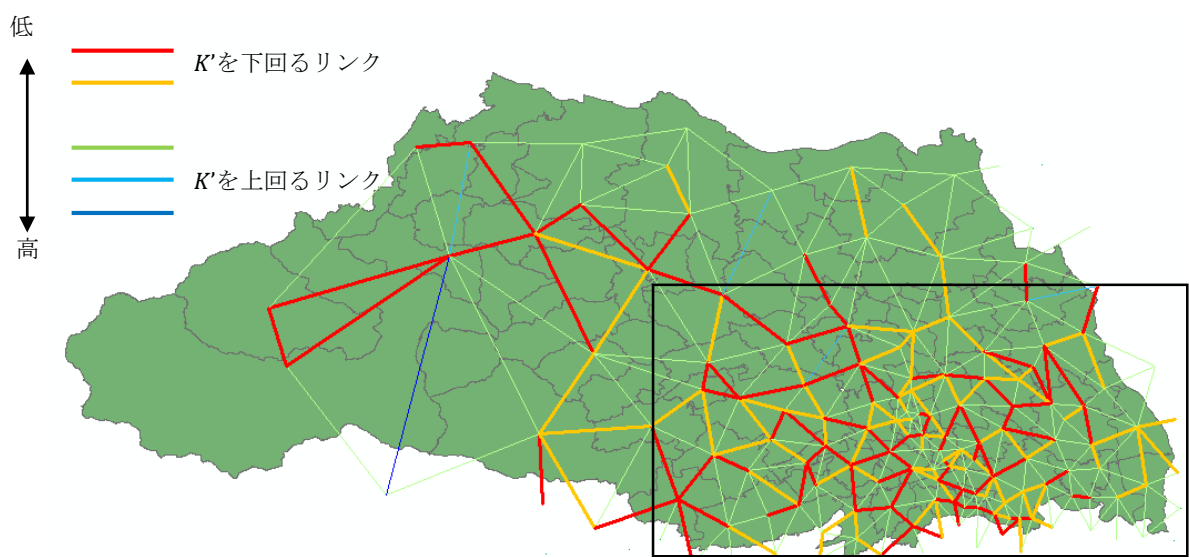


図 6-28 埼玉県各リンクにおける K の値

さいたま市以南エリア

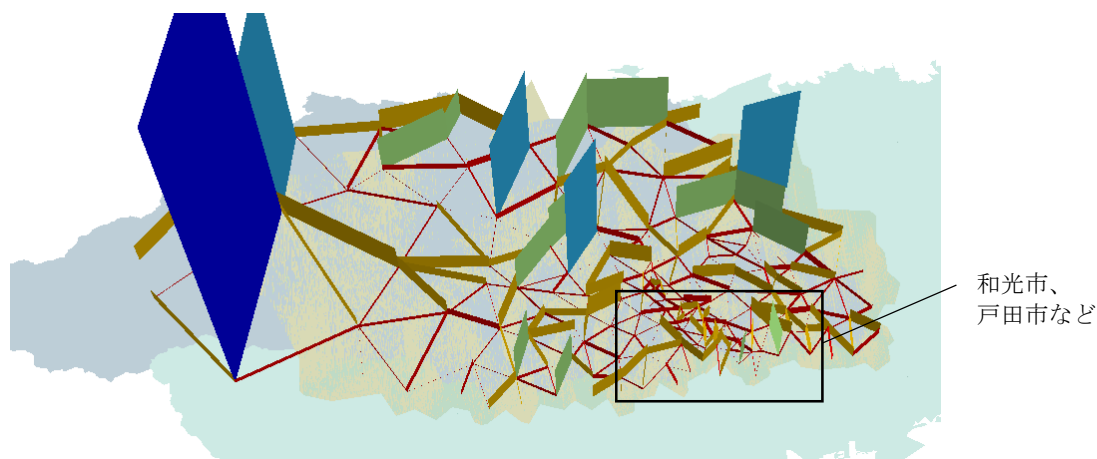


図 6-29 埼玉県各リンクにおける K の値を三次元で表現

しかしこういった傾向はさいたま市以南エリアを離れ北あるいは西に目を向けると少し異なるものとなる。第一に、この西及び北のエリアにおいてはトリップによって生じる需要が低く、 K' を下回る道路のみを見ると非常に疎なネットワークとなっている。これは神奈川県と比較しても非常に大きな違いである。都心から離れる程に需要の高いトリップが減少していく現象は東京都市郡部、及び神奈川県においても現れていた。しかし埼玉県においてはより顕著であり、特に西側においてはほぼ一本のルートに集約されている。

図 6-30 で示したのは各リンクを通過するトリップ量である。これを見るとさいたま市以南エリアでは全リンクを多くのトリップが通過しているのに対し、西及び北のエリアはいくつかのリンクにトリップが集中し他のトリップは低くなっている。

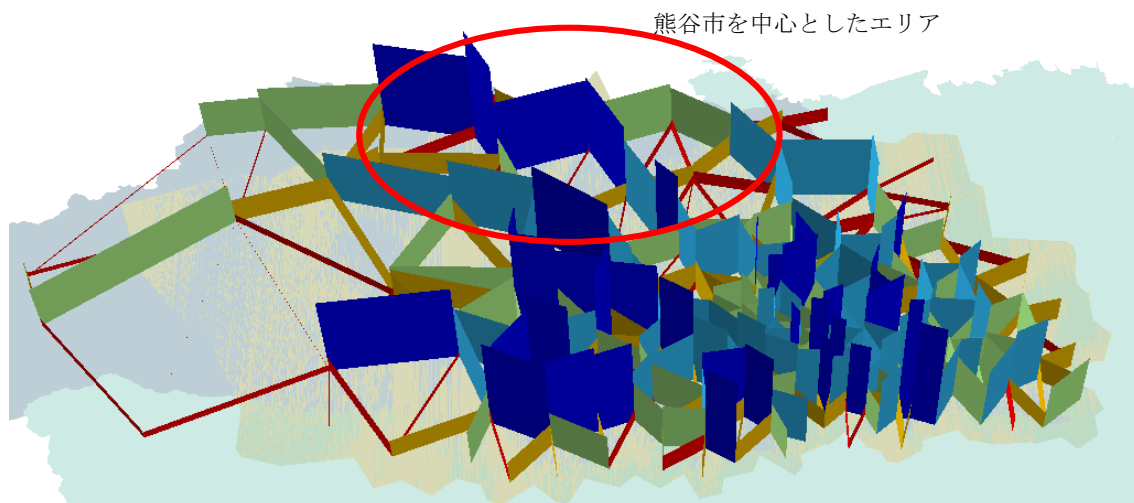


図 6-30 埼玉県各リンクを通過するトリップ量

基本的にこの減少の引き金になっているのは人口の違いである。発生するトリップ数と居住人口には相関があるため、人口が埼玉県の西及び北で少なくなっていることがこの現象の一因となっている。加えて西エリアにおいては地形的な制約も影響を与えていると考えられる。埼玉県の西にある秩父市に代表されるエリアは荒川の上流にあたる森林

地であり、人口は少なく観光地となっている。道路に関しても面的な構造は整備されておらず線的に近隣の市街地と接続する構造をとっている(図 6-31)。結果として、隣接するノードであっても実質的な接続はなされておらず、接続されている東西方向のリンクを利用するトリップが集中的に発生している。

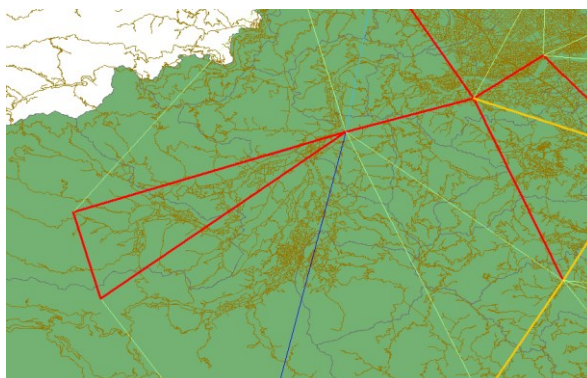


図 6-31 埼玉県西部の道路の様子

続く特徴として埼玉県北部において、都心に向かうトリップの割合が低く相対的に東西方向のリンクを利用するトリップが増えている。具体的には

図 6-30 で示した熊谷市を結節点として東西及び南にバランス良くトリップが進んでいる。結果として本来需要が高くなり K の値が低くなると考えられる南北方向のリンクにおいて K 値が高くなり、 K' を上回るリンクの増加につながっている。この都心方向への求心力が都心から離れる程に弱まる現象は東京都市郡部及び神奈川県でも見られたものである。しかし埼玉県においてはその影響が顕著であり、 K の値が全般的に高くなり需給バランスが比較的整ったエリアを形成している。この状況を発生させるにあたり熊谷市の貢献は大きく、上述のように郊外の小都市及びリンクの結節点として存在することで、離れた都心へのトリップと熊谷市のトリップへと分散させる結果を生じている。

続いて道路面積との比較である R の値について見る。以下の図 6-32 は埼玉県各ボロノイの R の値及び基準となる R' の値を示したものである。

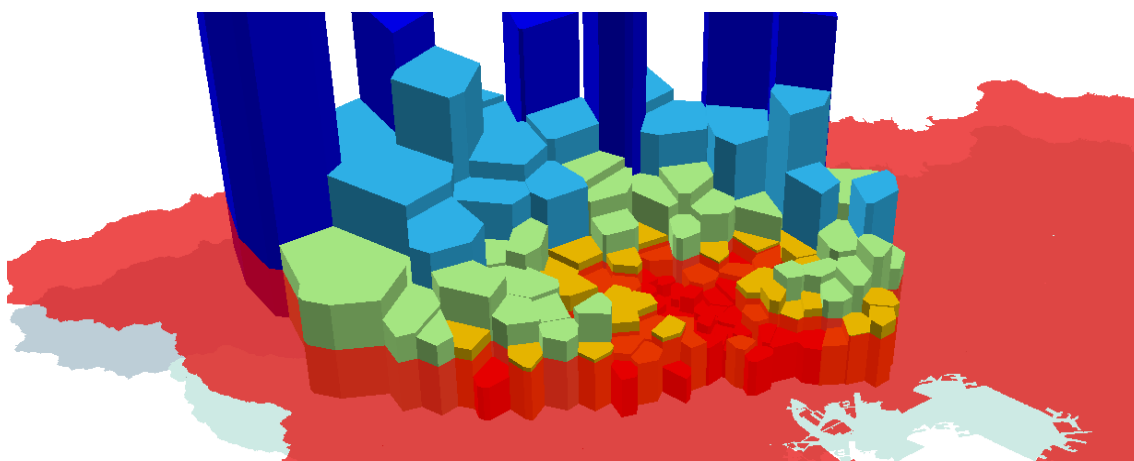


図 6-32 埼玉県の R
(赤い平面は R' を示す)

この図で表れている現象は基本的に前述した東京都及び神奈川県におけるものとそれほど相違のあるものではない。しかしあえて違いを挙げるのであれば、都区部をはじめ前述の各エリアにおいては東京都 23 区を中心として同心円状に R の値が上昇していく傾向があった。たとえば図 6-33 は東京都区部における R の値である。しかし、埼玉県においてはその同心円の中心がさいたま市となっている。もちろん、大きく見れば都心

を中心とした同心円の一部なのだが、さいたま市が持つ中心性の影響が強く表れこのような形状を作り上げているのは特筆すべき点である。

以上より埼玉県における特徴は

- ・さいたま市の影響力による R 値上昇の様相変化
 - ・北、及び西エリアにおけるトリップ数の少なさ
 - ・北エリアにおいて熊谷市が小さな都心として求心力を持ち、都心へのトリップを吸収する形となっている。結果として本来増加するはずの南北方向リンクへの需要が抑えられ、全体的に K の値が高いバランスの良い道路網が形成されている。
- と述べることができる。

6.4.7 エリア⑤千葉県

図 6-34 は千葉県の各リンクにおける K の値を示したものである。これを見ると、 K' を下回る K を示す言わば高需要のリンクは、今まで述べてきた東京都、神奈川県、埼玉県と同様の状況にあてはめることが可能である。ここまでの既出の状況、つまり

- ・都心に向かうリンクの需要は高く、 K 値が低くなる傾向がある。
 - ・都心から離れる程に都心の求心力は弱まり、結果として相対的に都心方向と鉛直方向のリンクの需要が増す。
- といった状況である。

千葉県を大きく房総半島を境に南エリアと北エリアに分けた時、北エリアでは確かに都心方向である東西方向のリンクにおいて K の値が低くなっている。そして南エリアにおいては市原市までは都心方向のリンクにおいて低い K を示すものの、それより南においては特に指向性がなくなり相対的に都心方向への需要は弱くなっている。

さらに付け加えるのであれば、これらに追加して千葉県特有の地形的影響が表れていると考えられる。

千葉県の地形的特徴とは、言うまでもなく海に囲まれた海岸線の多い地形である。特に西側で海に接することで東京湾を形成することが重要である。つまり、需要が多い都心へのトリップに際し、直線での移動だと海を横断しなければならない面積が非常に大きくなっている。作成したドロネーネットワークにおいては移動は最短経路、すなわち

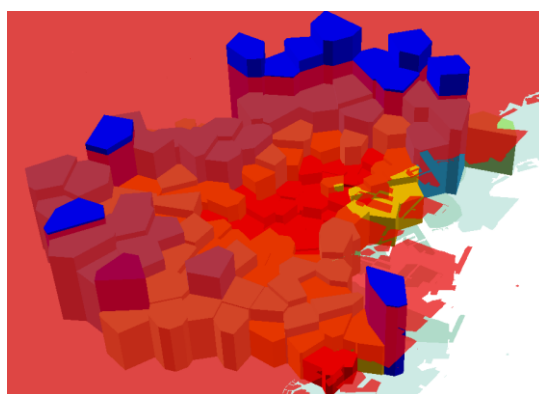


図 6-33 東京都区部の R
(赤い平面は R' を示す)

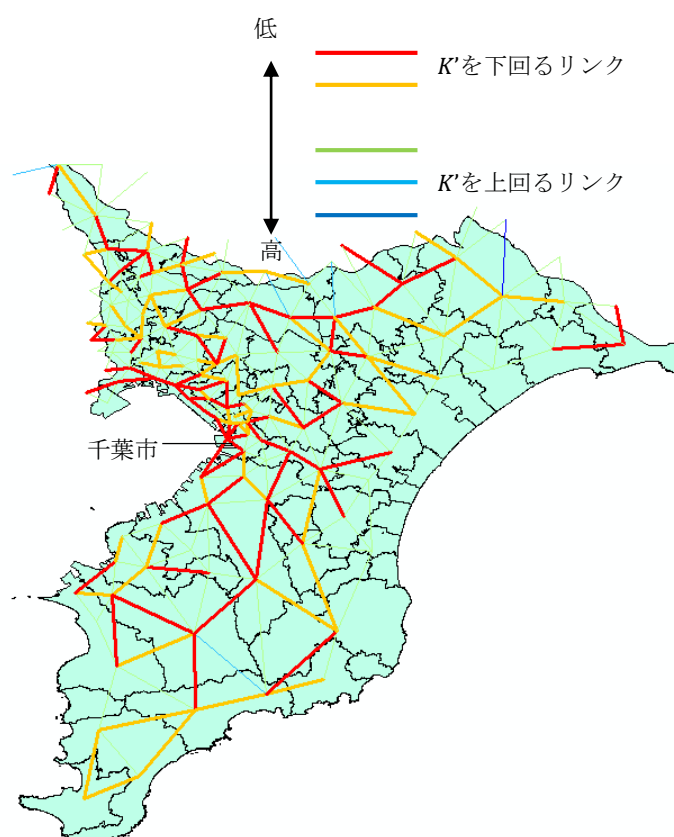


図 6-34 千葉県各リンクの K

できるだけ直線に近い形で行っているためこの地形は少なからずリンクに対する需要に影響を与えている。具体的には、海を横断するトリップはすべて直近の海岸沿いに存在するリンクを使用すると考えられるため、千葉県においては半島の根本である千葉市、習志野市近辺の需要が高くなると考えられる。図 6-35 は各リンクを通過するトリップの量を示したものであるが、実際に海岸に接したリンクの需要は極めて高いものとなっている。その結果として上述の図 6-34 のように海岸付近に需要過多のリンクが集中する状況が表れている。

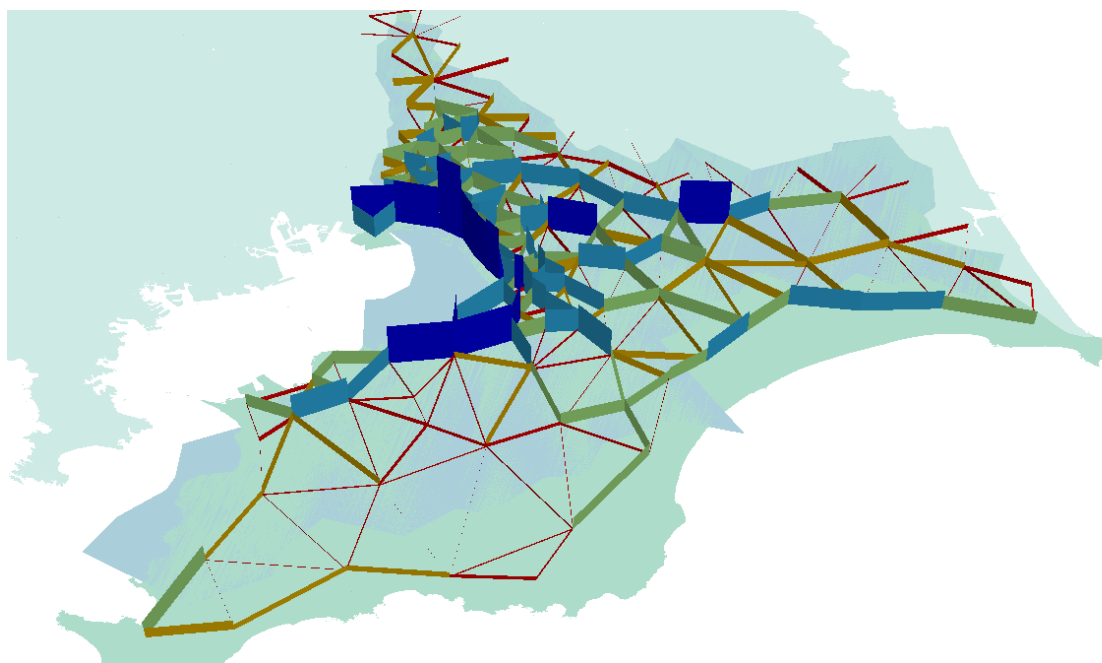


図 6-35 千葉県各リンクを通過するトリップ量

道路面積に関しても同じ原因によって、海岸沿いの地域への集中が見て取れる。図 6-36 は各ボロノイの R 値を示したものであるが、東京が西側にあるにもかかわらず、やや東側に位置する千葉市、習志野市、船橋市近辺の海岸沿いの地域において R は最も低い値を示している。これもリンクにおける評価と同じく、海岸線のボロノイにアクセスするトリップ量が過大であるために生じている現象であると考えられる。埼玉県の評価において、西側が森林地帯であるために面的なトリップを形成せずに線的なトリップに集中が生じていると述べた。これは森林によって阻害されているトリップが通行可能な方向に集中していると考えられる。同様に、千葉県においては海によって存在しえないリンクに進むべきトリップが通行可能な海岸線沿いのリンクに集中している。それによりリンクにおいてもボロノイにおいても示した図のように海岸線沿いの地域で需要過多の様相を示す。

以上より千葉県における特徴は

- ・基本的には他のエリアと同様に都心へ向かうリンクへの需要が大きい。
 - ・しかし、海が存在することで直線的な進行を妨げられたトリップがすべて海岸線沿いに集中するために、海岸線沿いのリンク及びボロノイにおいて需要が過多である様相が示されている。
- と挙げることができる。



図 6-36 千葉県各ボロノイの R

6.4.8 エリア⑦茨城県南部

図 6-37 は茨城県南部の各リンクについて K の値を示したものである。茨城県から見ると求心力を持つ都心は南西にある。故に前述してきたエリアと同じように考えるのであれば東北から南西に延びるリンクにおける K の値が低くなると予想されるのだが、図 6-37 においては該当リンクにおいて $K > K'$ となっているものが多い。むしろ、南側の県境沿いに延びるリンク群は軒並み K が K' を下回る需要過多を示している。これらの現象は、都心から離れると鉛直方向リンクへの需要が相対的に増すことに起因していると考えられる。そして、茨城県においてはその鉛直方向への需要が増え始める位置が他県に比べて東京に近いと思われる。図 6-38 は各リンクの K を示す図を都区部を中心に拡大したものであるが、茨城県のある東北の方角へは K の値が K' を下回るリンクがあまり存在していない。図 6-39 は各リンクを通過するトリップ量を示したものであるが、東北に延びるリンクを通過するトリップは他の方角に比べて少なくなっていることがわかる。こうした理由により、茨城県のある方向においては、都心の求心力が弱まる距



図 6-37 茨城県各リンクの K

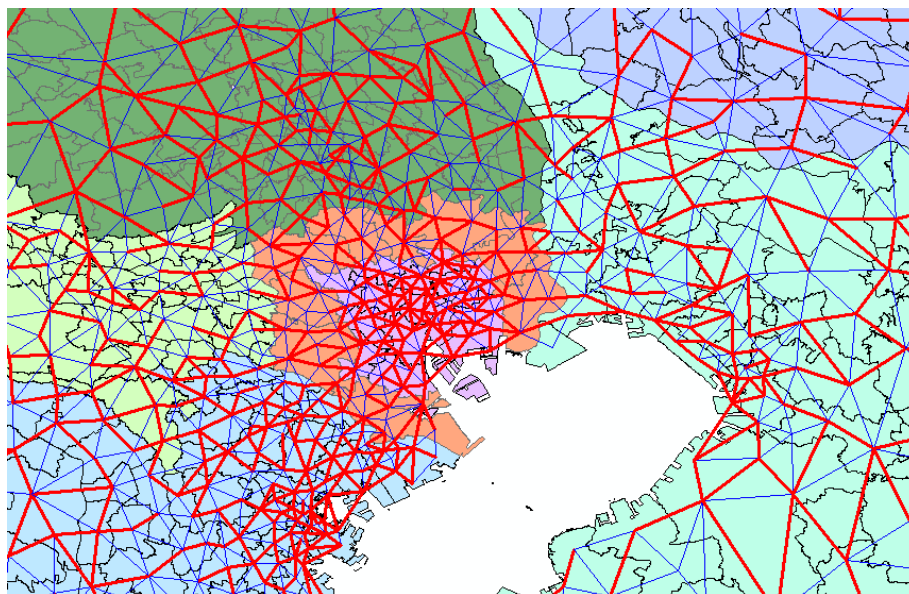


図 6-38 都区部を中心にしたリンクの K
(赤いリンクは K' を下回るもの)

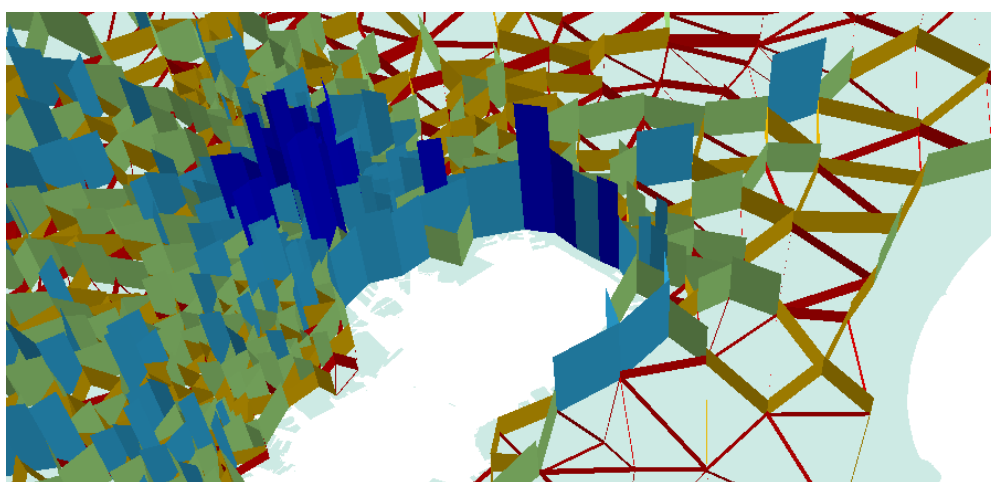


図 6-39 都区部を中心としたリンクを通過するトリップ量

が他の方角に比べ東京に近く、それが茨城県の県境付近に表れている。その結果として都心方向と鉛直方向へのリンクにおいて需要が高くなっていると考えられる。

以上で述べたのは関東全体から見た茨城県の特徴であるが、局地的な特徴としてつくば市の求心力が高いことが挙げられる。これは埼玉県北部における熊谷市と同様にこのエリアにおける小さな都心として求心力を生み出すことで、つくば市に向かうリンクの需要を高めている。その結果として、熊谷市近辺と同様に、周囲のトリップが都心方向とつくば市方向に分散し、全般的に需給バランスが整ったリンクが多くなっている特徴を示す。

道路面積に関する評価においても、つくば市の影響が見て取れる。以下の図 6-40 は茨城南部各ボロノイの R の値を示したものである。これを見ると、都心方向である取手市及び守谷市付近で低くなっており、そこから北上することで R の値も上昇するものの

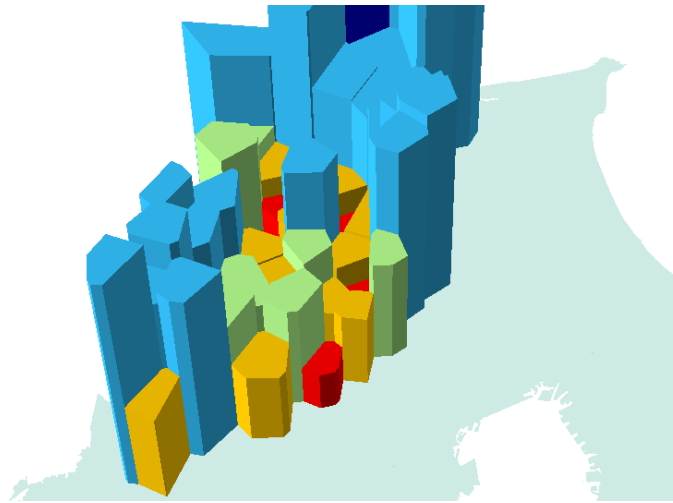


図 6-40 茨城県の各ボロノイにおける R

つくば市付近で再び数値が低くなる。これは前述したようにつくば市が求心力を持って付近からトリップを集めていることに起因する現象である。同様の現象は埼玉県においてさいたま市が R の底を示すことで発生していた。

茨城県における道路面積はつくば市のある中央付近を境に東西は R の値が高く、南側は東西と比較すれば低くなっている。つくば市が求心力をもつと同様にして当然ながら東京も求心力を持つためこのような様相になっている。

以上より茨城県の特徴は

- ・県境付近で都心と鉛直方向のリンクにおける K の値が低くなっている。これは他のエリアにおいても見られた現象であるが、茨城県においてはその現象の発現が他のエリアに比べ東京に近い。これは茨城県から東京に向かうトリップがそもそも少ないために結果として生じる現象である。
- ・つくば市が求心力を持って付近からトリップを集めている。これにより直近のボロノイ及びリンクは需要過多を示すが、その少し外部のリンクにおいては都心方向の需要と分散されるために1本のリンクにかかる需要は減少している。

6.4.9 各エリアを総合して

最後に各都県の検証を総括する。

各都県で頻繁に現れていたのが、都心へ向かうリンクの需要が高まる傾向である。都心はトリップの目的地になりやすいために必然的に都心に向かうリンクは需要が高まり、既存の道路網と比較すると需要が上回っていると判断されるリンクが多かった。しかし、その傾向は東京からある程度離れると薄れ始め、相対的に都心と鉛直方向へのリンクの需要が増し始める。つまり、都心を目的とする人の割合は都心から離れる程に減少していくため、トリップの指向性が弱まり、方向ごとの偏りが減少していくということである。そして熊谷市やつくば市の例で挙げたように付近に小さな求心力を持つ都市が存在するのであればその方向へのトリップが増すようになる

アクセスするトリップ量と道路面積の関係性に関しては、基本的に都心から離れる程に R の値は上昇、つまり需要に対する供給が上昇していく傾向を見せた。関東全体で見れば東京都区部を中心とした同心円状に R の値に近いエリアが存在するが、局地的に見ればさいたま市やつくば市のようにある都市を中心とした同心円を形成しているエリアも存在した。

千葉県の海や埼玉県西部秩父市の森林部のように、直線のトリップを阻害する要因がある場合には特定のリンクに対する需要が高まる。千葉県においては、半島部から東京へのトリップは直線で行くならば東京湾をまたぐことになる。そのルートは選択できないために、最も近い海岸線付近のリンクに大量のトリップが集中した。秩父市においては、面的なネットワークが形成されておらずそもそも隣接するノードであるが実質的に接続されていない、といった関係が生じていたため唯一接続しているリンクへのトリップ集中が見て取れた。

総合的な傾向としては、都市部においては需要に対して供給である道路網が不足している。郊外においては、道路面積は十分にある地域においても特定方向へのトリップの偏りがある場合には輸送力の観点から十分とは言えない場合もある。

関東地方の道路網に関して、以上のような結果を解析から得ることができた。

7 結論

この章では本研究の総括を行い、結論を述べる。

本研究は実在の道路網の接続性やその道路密度を、その道路網が需要に基づいているかどうかを軸として評価することを目的として行われた。そして国土交通省によって行われている OD 調査を「人々の移動に対する」需要であると捉えたことが第一段階である。OD 調査によるデータは人の移動がどこを始点としどこを終点したか、どこからどこへの移動が行われたのかをといった内容を取り扱ったデータであり、これは正しく人の移動に対する需要を表したデータであると考えることができる。このように、人々の移動＝トリップを需要と捉え、それを担う道路網を供給であるとみなすのが本研究の基本的な考えである。

それではそのように需要が与えられたとして、既存の道路網がそれにどの程度応じているのか、といった疑問が生じる。本研究では

①需要である OD 調査を基に仮想の道路ネットワークを作成

②その仮想ネットワークと既存のネットワークを比較することで既存の道路ネットワークの評価

といったステップで需要と供給を結びつけることを考え、解析を行った。

その仮想ネットワークをどのように作成したのか。

ある始点と終点が与えられその間を移動することを考えた時、その需要に最も適した供給、すなわち道路は、その与えられた始終点間を線分でまっすぐ結んで作られる道路である。出発地と目的地の間を曲がることなく最短距離で移動することができるこの道路が2点間の移動において最適であることは間違いないと思われる。

そのような道路をすべての始終点の組み合わせに基づいて作成した、いわば「完全グラフ」の形状をした道路網が OD 調査から読み取りうる需要に最も即した最適な道路であると考えた。

しかし、実際には空間的制約があり、すべての始終点の組み合わせを真っ直ぐの道路で接続することは不可能である。であるから、完全グラフの次に考えたのが「ドロネー三角形網」を用いたネットワークである。ドロネー三角形網は簡潔に述べれば、隣接する点を結んで領域全体を三角形の集合に分割した際、三角形の辺で構成されるネットワークである。この隣接した点と接続する、あるいは三角形に分割するといったドロネー三角形網の性質が道路ネットワークにおいては重要であると考え、比較対象として適正である判断した。そして、実際に関東地方の OD 調査を基に道路ネットワークを作成し、それを需要に基づいた道路ネットワークであるとした。ここまでの4章までの話である。

5章、6章では実際に比較を行い、既存の道路網がこの仮想ネットワークに対してどのような存在であるかに着目して評価を行っていった。

得ることができた結果を端的に述べるのであれば

- ・都心におけるトリップの集中、それに伴う道路不足
- ・都心方向へ向かうリンクにおける需要過多
- ・進行を妨げる、海、山などの障害を避ける目的で用いられるリンクへの過度なトリップの集中
- ・郊外にある都市が持つ求心力によって、付近のリンクへの影響を与える。たとえば、東京と反対方向に位置することで、本来東京方向へ集中するはずであったトリップが一部郊外都市に向かい、トリップによる過度な偏りが解消されるケースがある。などがあげられる。

こういった評価は、あくまで想定される需要に対する供給に関して論じたものであり、必ずしも実情を正確に表現したものではない。どういうことかという、例えばあるリンクが需要過多であると評価されたとして、そのリンクに対応する道路の渋滞率が高くなっているかという点と必ずしもそうではないのである。

既存の供給である道路網に人の移動を当てはめていき、その結果の需給バランスが渋滞率となって現れると考えることができる。つまり考え方としては「この道路にしては交通が多い」といったプロセスで道路網に対してアプローチを行った結果として渋滞率などの指標に表れる。本研究においてはその逆に需要に対する供給がどのようになっているかという点に着目して道路網へのアプローチを行った。つまり、「この人の移動を適切に行うためにはここに道路が必要である」といった発想が根源に存在し、その点が本研究の独自性であると考ええる。こういったアプローチで行った本研究はより利用者の利便性に則ったネットワーク構築の一助となりうるのではないだろうか。

ただし、本研究において触れることのできなかった部分ももちろん多く存在する。第一に、OD 調査を基に作成した仮想ネットワークの適切性に関してである。ドロネーネットワークを用いた仮想ネットワークはある程度適切であると考えられる。しかし、最適な道路ネットワークが完全グラフであった時、ドロネーネットワークの適切性はどの程度なのか、他のネットワークでの代替は不可能なのかといった点に関しては検証の余地がある。

また、5章6章における実際の評価に関しては、別の様々なデータと組み合わせることで多様な切り口の解析を行えたように思う。たとえば実際にある点間を移動する際に選択可能なルートのデータを利用すれば、それら選択可能なルートを仮想ネットワークにおける経路と比較することでルートの適切性、ひいては道路網の適切性に言及することができたと思う。この選択可能なルートというものは、本研究で用いた供給である「点間を接続する道路」よりも一歩進んだ存在であり、供給としてより現実的に与えられているものであると考えられる。本研究においては面的にそのルートを設定することが困難である点、また本研究がドロネーネットワークを用いた道路解析の基礎研究的位置づけであるという点から採択を見送ったが、今後の研究課題としては大いに考えられる選択肢である。

以上、本研究の簡単な総括と今後の展望について述べた。これにて本文を終える。

8.参考文献・利用データ

- (1)国土交通省国土政策局国土情報課「国土数値情報 交通流動量 パーソントリップ OD 量データ」
<http://nlftp.mlit.go.jp/ksj/jpgis/datalist/KsjTmplt-S05-b.html>
- (2)住友電工 「拡張版全国デジタル道路地図データベース」
- (3) 国土交通省 「都市交通調査・都市計画調査」
http://www.mlit.go.jp/toshi/city_plan/toshi_city_plan_tk_000007.html
- (4)東京都建設局 「東京都における道路状況」
<http://www.kensetsu.metro.tokyo.jp/douro/gaiyo/06.html>
- (5)平成 22 年度道路交通センサス 「旅行速度整理表」
<http://www.mlit.go.jp/road/census/h22-1/>
- (6)奥平耕造「都市工学読本―都市を解析する」,1976, 彰国社
- (7) 藤田学洋; 鈴木勉. 「放射環状型交通ネットワークの適正配置とその整備効果に関する数理的研究」. オペレーションズ・リサーチ: 経営の科学, 2005, 50.1: 49-50.
- (8) 田口東. 「都市空間の道路と住居への配分: 交通渋滞のない円形都市モデル」. Journal of the Operations Research Society of Japan, 1995, 38.4: 398-408.
- (9) 中山晶一郎; 高山純一. 「交通需要と経路選択の確率変動を考慮した確率的交通ネットワーク均衡モデル」. 土木学会論文集 D,2006, 62.4: 537-547.
- (10) 大口敬, 中村英樹, 桑原雅夫. 「交通需要の時空間変動を考慮した新たな道路ネットワーク計画設計試論」 土木計画学研究・講演集 33 ,2006: 4.
- (11) 高山純一, 中山晶一郎, 八木基徳. 「吸収マルコフモデルを用いた観測交通量からの OD 推計に関する実証研究 吸収マルコフモデルを用いた観測交通量からの OD 推計に関する実証研究」 https://www.jsce.or.jp/library/open/proc/maglist2/00039/200411_no30/pdf/17.pdf
- (12) 大西真晶, et al. 「P2P ドロネーネットワークにおける遠隔接続経路の自律分散生成法」 情報処理学会論文誌 データベース Vol.48 No.SIG 11(TOD 34) 2007.06 190-214
- (13) 森津秀夫. 「小規模道路網を対象とした交通シミュレーションモデル」. 第 19 回交通工学研究発表会論文報告集, 2000, 69-72.
- (14) 中山晶一郎, et al. "現実道路ネットワークの時間信頼性評価のための確率的交通均衡モデル及びそれを用いた情報提供効果分析." 土木学会論文集 D 62.4 (2006): 526-536.

謝辞

本論文は自分が社会文化環境学専攻浅見研に所属して以来、2年間行ってきた仮想ネットワークを用いた道路評価に関してまとめたものであります。今回、論文という形でこの研究をまとめることができたこと、ひいてはこのテーマについて研究を行えたことは研究が遅々として進まない自分に対して適切なご指導を常に行って頂けたからであり、指導教員である浅見泰司教授にこの場を借りて深く感謝の意を述べさせていただきます。

また、副指導教員にもなってくださった新領域創成科学研究科社会文化環境学専攻貞広幸雄教授をはじめ、情報学環総合分析情報学コース 石川徹准教授、工学系研究科都市工学専攻 樋野公宏准教授、工学系研究科 刀根令子助教の皆様からは研究室会議をはじめとして様々な助言を頂き有益な分析につなげることができました。また、新領域創成科学研究科社会文化環境学専攻 柴崎亮介教授には執筆に先立ちまして副査をお引き受け頂き、貴重なご指導を頂きました。深く感謝いたします。

最後になりましたが、研究室会議を通じ様々な意見を投げかけてくれた住宅・都市解析研究室の皆様には非常に感謝しております。自分が論文を執筆できたのは皆様の支えあってこそであったと痛感しております。浅見先生をはじめとした研究室の皆様、自分は4年間を解析研で過ごしました。決して良い学生ではなかった自分ですが、自分は解析研に所属できて本当に良かったと感じています。

重ねてになりますが、論文の執筆に関わっていただいたすべての方に深く感謝の意を述べさせていただきます。誠にありがとうございました。

平成 27 年
1 月 26 日
新領域創成科学研究科
社会文化環境学専攻
浅見泰司研究室

有山大樹