理論談話会2020 #1

Managing Evacuation Routes

So, Stella K., and Carlos F. Daganzo. Transportation research part B: methodological 44.4 (2010): 514-520.

2020/05/12

M2　飯塚 卓哉

目次

1. Introduction

既往研究の整理 – 避難の適応的戦略 –

1. **flow-based optimization**
   - 避難をフローベースの交通量配分問題として扱う
   - 避難場所(Sherali et al., 1991)，世帯のトリップチェーンの順序付け(Murray-Tuite and Mahmassani, 2004)，確率的ルーティング(Shen et al., 2009)などのシナリオを考慮
   - 多くの詳細なデータを必要とするので適応的ではない

2. **computer simulation**
   - 特定の避難シナリオの下でネットワーク内の交通流を記述
   - マイクロシミュレータ NETSIM (Peat, Marwick, Mitchell & Co., 1974) とマクロシミュレータ NETVACl (Sheffi et al., 1982) を端緒として，より体系的な cellular automata for microscopic simulation (Nagel and Schreckenberg, 1992) や，the cell transmission model (CTM) for macroscopic simulation (Daganzo, 1994, Daganzo, 1995) に発展
   - 多くのデータを必要とするので適応的ではない

➢ 要するに柔軟性に欠け，多くのデータ（= すべての需要情報やリンク情報）を必要とするので現実の緊急時に適用できない

1. Introduction

既往研究の整理 – 避難の適応的戦略 –

➢ 多くのデータ（= すべての需要情報やリンク情報）を必要としない戦略とは？

→ Daganzo and Lin (1993) , Lovell and Daganzo (2000)：

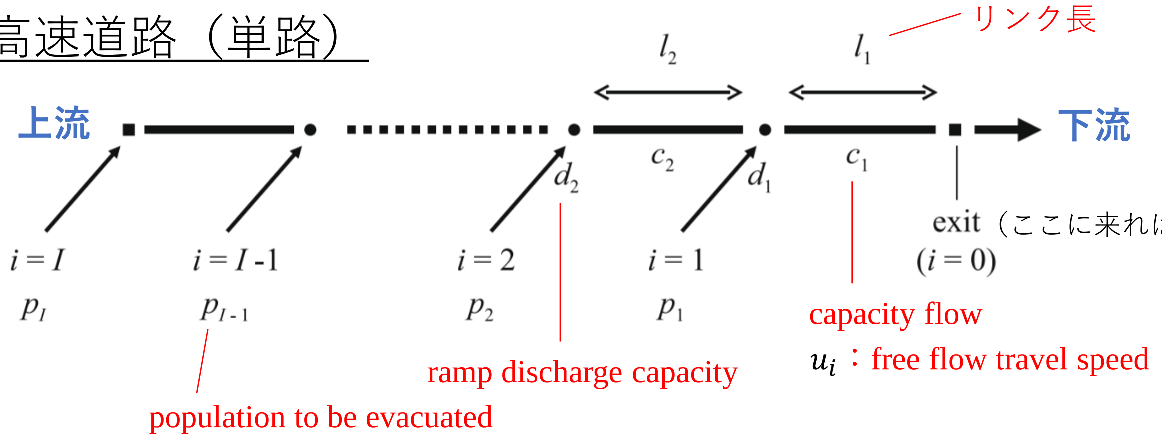
高速道路で所要時間最小化を与える戦略（合流制御）を提示

<u>課題</u>

- 異質な（リンク条件の異なる） or 分散化されたネットワーク（離れた場所とのリアルタイムな情報のやり取りができない）でリスクの大きい住民の避難が遅れる
- 公平性と最適性

2. Definitions and assumptions

高速道路（単路）

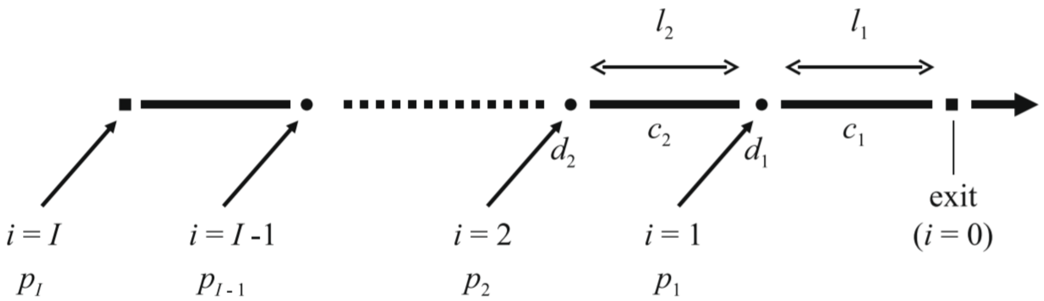


※ 途中でシステムを抜けるフローは無視

- $\tilde{c}_i = \min_{j \le i} c_j$：”downstream capacity (d-capacity)”．それより下流のリンクの容量がすべて c_i より大きいようなリンクの容量．つまり，リンク i は ”downstream bottleneck”．
- ”nest i”：i~I のランプの集合．
- $P_i = \sum_{j=1}^{I} p_j$：”nest i”の中の人数．
- $N_i(t)$：時間 t までにnest iから逃げられる人数
- T_i： nest i 内の全員が避難完了する時間

  → $P_1, N_1(t), T_1$はそれぞれ全人口，時間 t までに逃げられる人数，全人口が避難完了する時間
- $p_i(t)$：時間 t でまだ残っているランプ i の人数
- $r_i(t)$：時間 t におけるランプ i からの流入フロー
- $q_i(t)$：時間 t におけるリンク i 上のフロー

2. Definitions and assumptions



保存則

$$q_i(t) = \begin{cases} r_i(t) + q_{i+1}(t), & \text{for } i \in [1, I-1]; \\ r_i(t), & \text{for } i = I. \end{cases}$$

ランプからの流入と一つ前のリンクフローの合計

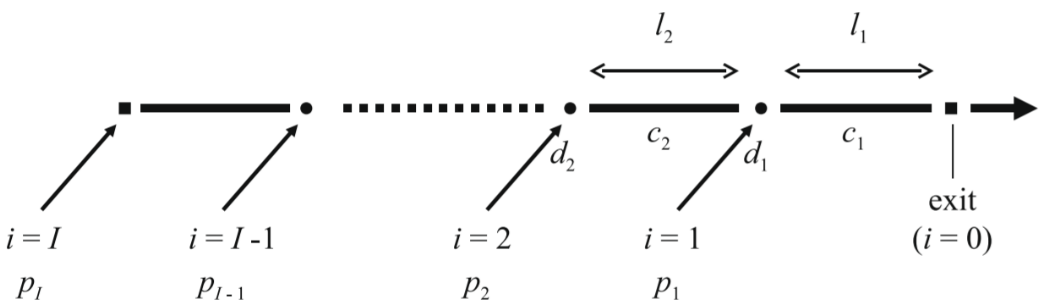
座標系について

自由流速度で走る1台の基準車両が通った瞬間を各地点における $t = 0$ とする座標系で考える

→ 自由流速度 $u_i = \infty$ として良くなるので，自由流速度は考えなくて良くなる

（一般性も失わない）

2. Definitions and assumptions



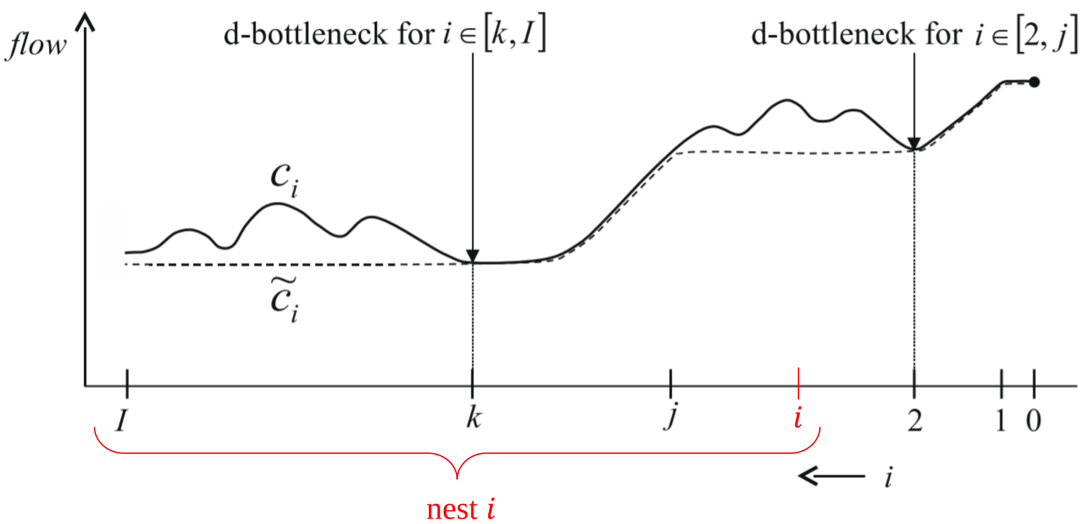
仮定

1. 基準車両が通過した時点（$t = 0$）で各地点で避難が開始され，その時高速道路は混雑していない
2. 人々は素早く避難しようとするのでランプ上は常に待ち行列状態

※ 粗い仮定だが，New Orleansでは割と妥当らしい.

あとはexitが無限容量であることも仮定している

3. Bounds for an Evacuation



nest i の中で,

$P_{ij}^{+} = \sum_{k=j}^{I} p_k$ ：j より上流の流入人数

$P_{ij}^{-} = \sum_{k=i}^{j-1} p_k$ ：j より下流の流入人数

$N_{ij}^{+}(t) \leq P_{ij}^{+}$ ：j より上流から時間 t までに避難できる人数

$N_{ij}^{-}(t) \leq P_{ij}^{-}$ ：j より下流から時間 t までに避難できる人数

$\rightarrow N_i(t) = N_{ij}^{+}(t) + N_{ij}^{-}(t)$

$N_{ij}^{+}(t) \leq \tilde{c}_j t$ であるから,

nest i の中から時間 t までに逃げられる人数の上限 $N_{ij}^{U}(t)$ は：

$$\boxed{N_{ij}^{U}(t) = \min\left(P_{ij}^{+}, \tilde{c}_j t\right) + P_{ij}^{-} \geqslant N_i(t) \qquad \forall j \in [i, I].}$$

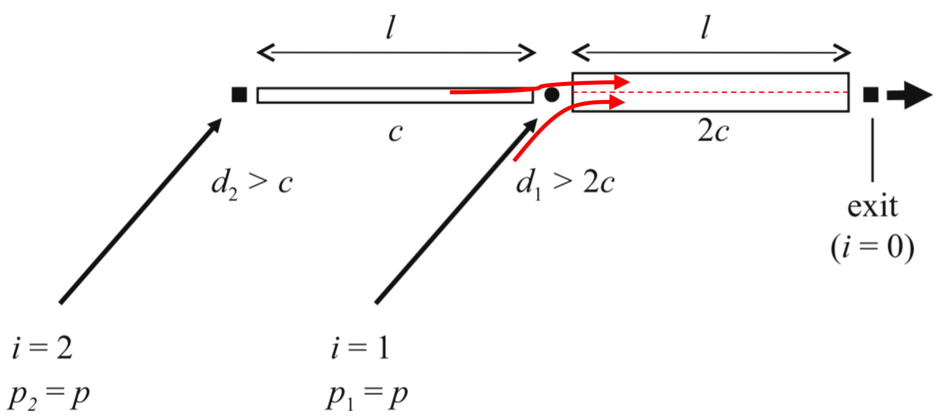
$j \geq i$ のときnest i はnest j より先に避難を完了できないので，$T_i \geq T_j$ である．すなわち $T_i \geq \max_{j \geq i} T_j$.

また，nest j の住民は d-bottleneck j (容量 $\tilde{c}_j$)を通って避難するので，$T_j \geq P_j / \tilde{c}_j$.

以上より nest i の全員が避難完了する時間の下限 T_i^L は：

$$\boxed{T_i^L = \max_{j \geqslant i} \frac{P_j}{\tilde{c}_j} \leqslant T_i.}$$

4. Benefit of control



※ 非制御下ではランプの交通が絶対優先とする

避難完了時間下限：$T_1^L = p/c$

非制御下ではランプ2の避難者はランプ1の避難者全員の避難が終わるまで待つ．このときの避難完了時間は：

$$T_1^N = \frac{p}{2c} + \frac{p}{c} = 1.5\frac{p}{c}$$ ← 下限の1.5倍かかる

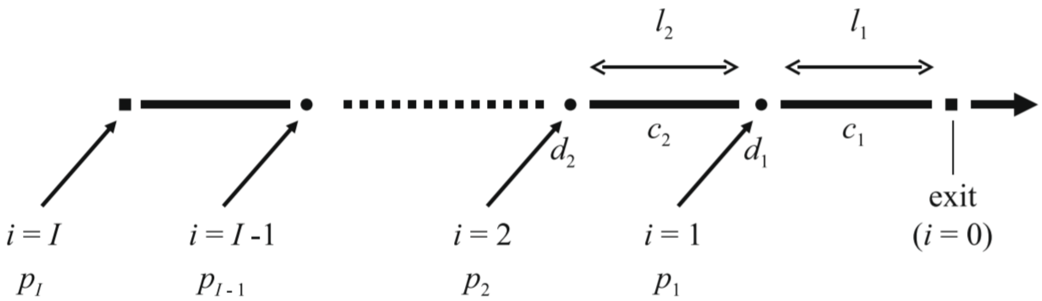
制御

ランプ2の避難者を絶対優先し，ランプ1の避難者はリンク1の残余容量分だけ流入させる．
このときの避難完了時間は：

$$T_1^N = \frac{p}{c}$$ ← 最適

ランプからの流入の優先順位が大事

5. The innermost first out (InFO) control strategy



いっぱいあるランプをまとめて考えて $d_i \geq \tilde{c}_i$ とする

Innermost first out (InFO) policy

$$r_i(t) = \begin{cases} 0, & \text{if } p_i(t) = 0; \\ \tilde{c}_i - q_{i+1}(t), & \text{if } p_i(t) > 0, \quad \text{and } i \in [1, I-1]; \\ \tilde{c}_i, & \text{if } p_i(t) > 0, \quad \text{and } i = I. \end{cases}$$

上流からの流入量と自身より下流側のボトルネック容量(d-capacity)との差分だけを流入させる

= 上流優先，リンク上の待ち行列無し，自由流速度で常に避難

Lemma 1.　InFOでは，$p_i(t) > 0$ ならば $q_i(t) = \tilde{c}_i$ であり，i のd-bottleneckは時刻tに飽和する．

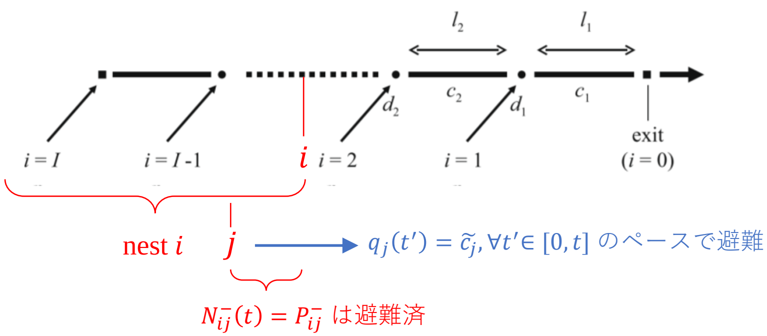
$\because$ $p_i(t) > 0$ のとき，保存則 $q_i(t) = \begin{cases} r_i(t) + q_{i+1}(t), & \text{for } i \in [1, I-1]; \\ r_i(t), & \text{for } i = I. \end{cases}$

にInFOを当てはめると，$q_i(t) = \tilde{c}_i$．自由流速度∞なので，i のd-bottleneckは時刻tに飽和．□

ランプから流入した瞬間 d-bottleneck が飽和

5. The innermost first out (InFO) control strategy

Theorem 1. $N_i^I(t)$ をInFOの下で時間 t までにnest iから避難できる人数とする．
InFOはすべての時点，nestについて避難者数を最大化する．
すなわち，$N_i^I(t) = N_{ij}^U(t), \forall t, \exists j \in [i, I]$.



∵ nest i は時間 t までに避難終了しておらず，j をnest i の中で避難が終わっていない最も下流のランプとする．すなわち $N_{ij}^-(t) = P_{ij}^-$.

j にはまだ住民がいる（その住民は $p_j(t=0)$ から増えはしない），のでLemma 1. から $q_j(t') = \tilde{c}_j, \forall t' \in [0, t]$. ゆえにInFOでは $N_{ij}^+(t) = \tilde{c}_j t$.

したがって時間 t までの nest i からの避難者の合計は $N_i^I(t) = P_{ij}^- + \tilde{c}_j t$. この左辺は，

$N_{ij}^U(t) = \min\left(P_{ij}^+, \tilde{c}_j t\right) + P_{ij}^- \geqslant N_i(t) \quad \forall j \in [i, I]$. ← この上限に等しいかこれより大きいので $N_i^I(t) = N_{ij}^U(t)$.

nest i が時間 t で避難終了していれば，$N_i^I(t) = P_i = P_{ii}^+ + P_{ii}^-$ なので，これも上限に等しいか，超える．□

nest $i = 1$ についても言えるので，InFOはすべての時点で避難者数を最大化すると言える．

5. The innermost first out (InFO) control strategy

Corollary 1.　InFOはすべての時点，nestについて避難時間を最小化する．
すなわち，$T_i^I = T_i^L, \forall i.$

$\because$ T_i^I より早く避難終了できる戦略があったとすると，時間 $T_i < T_i^I$ の時点でInFOより多い人数が避難していることになるが，これはTheorem 1. に反する．□

5. The innermost first out (InFO) control strategy

現実では容量は変わりうる → $c_i = c_i(t)$

d-capasityも時間で変化し，$\widetilde{c_i}(t) = \min_{j \le i} c_i(t)$．このときのInFOは $\widetilde{c_i} \to \widetilde{c_i}(t)$ と置き換える．

Theorem 2.　時間可変な容量の場合もInFOはすべての時点，nestについて避難者数を最大化し，避難時間を最小化する．

∵ Lemma 1. は $\widetilde{c_i} \to \widetilde{c_i}(t)$ と置き換えても明らかに成り立つ．

時間 t におけるランプ j の上流側の避難者数の上限は $\widetilde{C_j}(t) = \int_0^t \widetilde{c_j}(x)dx$ となる．

Theorem 1. の証明で $\widetilde{c_j}(t) \to \widetilde{C_j}(t)$ と置き換えても成り立つ．

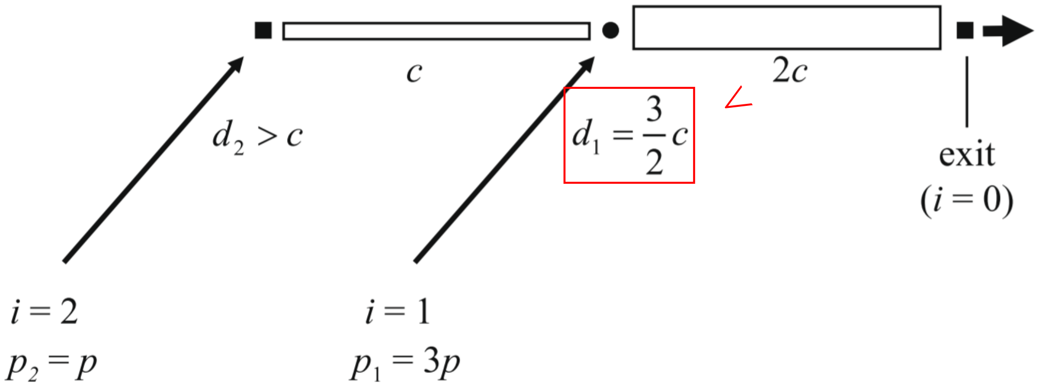
Theorem 1. が成り立つので，当然 Corollary 1. も成り立つ．□

5. The innermost first out (InFO) control strategy

まとめ

- 避難者数・避難時間の双方でInFOは最適．つまり高速道路上に待ち行列を作るべきじゃない
- リスクの高い上流の住民を優先的に避難させるという社会的にも合理的な戦略
- InFO制御は分散的：各ランプで下流側のボトルネック容量と，上流からの流入量さえ分かればよく，OD情報は必要ない．
- リンク容量の変化も簡単に観測できる．警察官がランプの入り口に立って，流入量を調節するだけで現実に適用できる．

6. Discussion – Freeways with limited inputs



この場合，非制御下では：

$$T_1^L = \max_i \left(\frac{p_i}{d_i}, \frac{P_i}{\tilde{c}_i} \right)$$

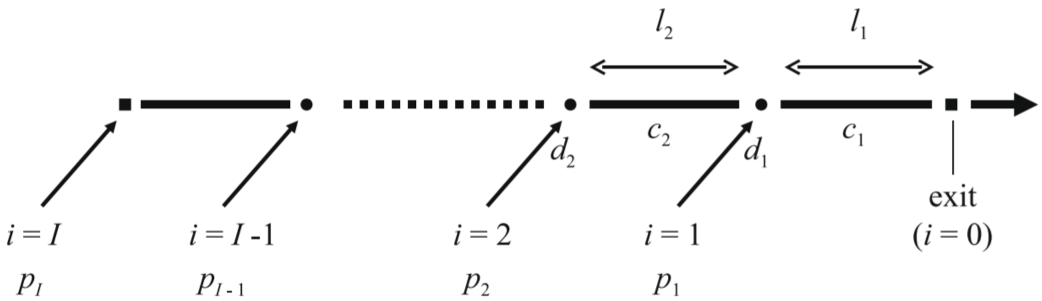
上の例では， $T_1^L = 3p/\frac{3}{2}c = 2p/c$

InFOで制御すると，1) ランプ2が優先的に避難して，残余容量をランプ1から避難し，2) ランプ2の避難が先に終わるので残りのランプ1の住民が避難する．このとき：

$$T_1^I = \frac{p}{c} + 2p/\frac{3}{2}c = \frac{7}{3}p/c > T_1^L$$

下流のランプ容量が小さいときは，下流に優先権持たせて上流に待ち行列を作る方が最適．
しかし，待ち行列を作る時点で分散化された戦略とは言えない．

6. Discussion – Downstream effects

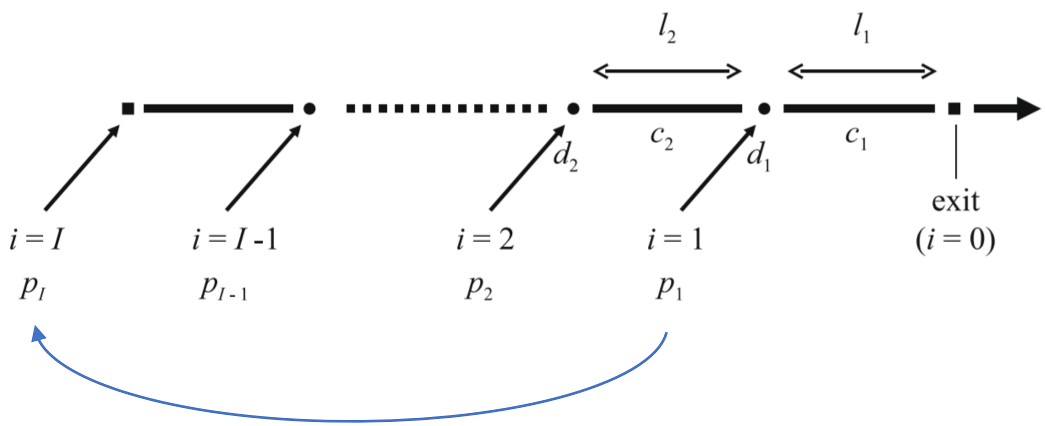


- 当然exitが容量オーバーになってしまうと待ち行列が発生し，InFOは最適でなくなる
- exitが内陸に延びる高速道路なら問題ないが，避難施設だった場合にexitは容量オーバーする可能性がある
- このとき，別のランプに誘導するようなマネジメントが必要となる

6. Discussion – Driver adaptation

上流に優先権があるので，ドライバーが高速道路を上流側に向かって走り，上流側のランプに並びなおすことが発生しうる．

→ 最上流のランプに全ドライバーが集中するなどの極端な場合では，避難時間は増加しうる．



※ 上流側のランプへの並びなおしをある条件の下で考えれば，InFOは依然として最適であることを証明できる → Appendix

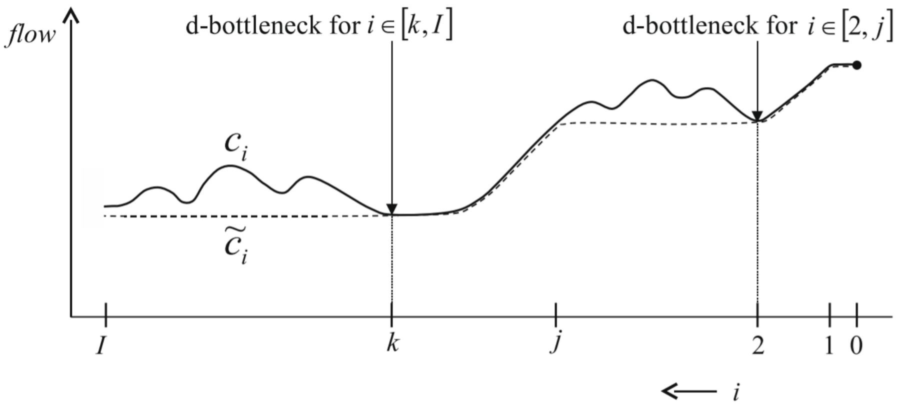
6. Discussion – Future work

- InFOは平時にも適用可能．例えば朝の通勤時に，単一目的地に向かう時間を短縮することができる．
- しかし，InFOの待ち行列を許容しないという性質のために，周辺道路の混雑を引き起こす可能性がある．高速道路上の渋滞は周辺道路の混雑緩和の側面がある．
- <u>経路が複数ある二次元ネットワークへの拡張が必要．</u>

→ **Daganzo and So (2011), “Managing Evacuation Metworks”**

NW内に複数経路がある場合や逆流が発生する場合についても，NWを適切に再構成することで，最適性や公平性が保証されることを示した

Appendix – Driver adaptation results



- d-bottleneckがK個あるとする
- 同じd-bottleneckを持つランプ群をgroupe-nest k と呼んで，その避難時間は $\{T\}_k^{I,A}$ と書く
- k^* をInFOのときに時間 T_1^I で避難可能な最も下流側のランプgroupeとする

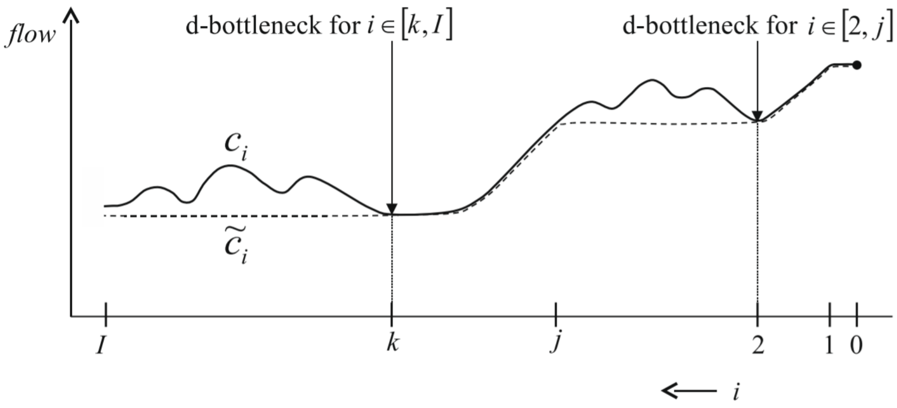
Equilibrium definition.　すべてのランプ変更は $t = 0$ までに行われる．すると，全員がこれ以上ランプを変更することで避難時間を短縮できない状態となる．この状態をInFO-UEとし，その時の各ランプの人数は p_i^A とする．

Lemma 1.　InFO-UEでは，groupe k の中のランプのうち最も上流側のランプ i だけが使われる．

∵ 定義より自明．□

→ 各 groupe は一つのランプしか持たないとして良い．

Appendix – Driver adaptation results

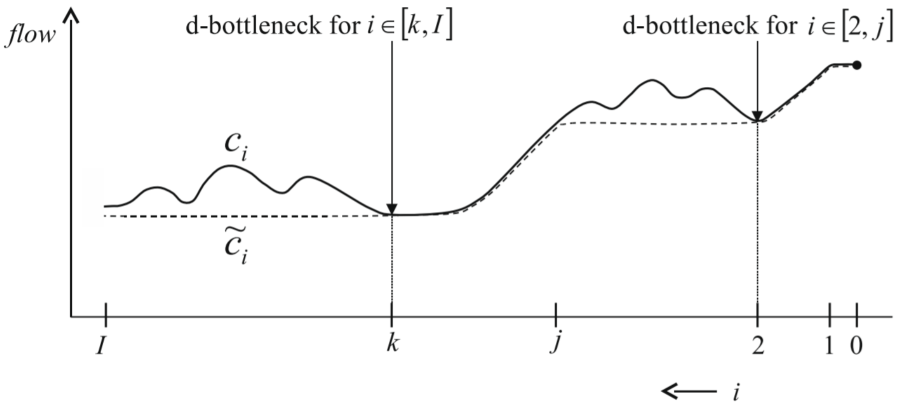


- d-bottleneckがK個あるとする
- 同じd-bottleneckを持つランプ群をgroupe-nest k と呼んで，その避難時間は $\{T\}_k^{I,A}$ と書く
- k^* をInFOのときに時間 T_1^I で避難可能な最も下流側のランプgroupeとする

Lemma 2.　もし $k < k^*$ の人が k^* を越えてランプ変更しないならば，均衡点におけるgroup $k \geq k^*$ の人数は $\{p\}_k^A = \{T\}_{k^*}^I \cdot (\{c\}_k - \{c\}_{k+1})$.
このときgroupe $k \geq k^*$ は時間 $\{T\}_{k^*}^I = \{T\}_1^I$ で避難を完了する.

$\because \{c\}_k$ はd-bottlenek容量なので，$\{c\}_k - \{c\}_{k+1} > 0$．groupe $k \geq k^*$ は $\{c\}_k - \{c\}_{k+1}$ のペースで流入し始める．InFOの場合，$t = \min_k [\{p\}_k^A / (\{c\}_k - \{c\}_{k+1})]$ で最も流入量の少ないランプの流入が終わる．均衡しているという仮定を置いているので，groupe $k \geq k^*$ のランプ流入量はすべて $\{p\}_k^A = \{T\}_{k^*}^I \cdot (\{c\}_k - \{c\}_{k+1})$．これらは時間 $\{T\}_{k^*}^I = \{T\}_1^I$ で避難を完了する．□

Appendix – Driver adaptation results



- d-bottleneckがK個あるとする
- 同じd-bottleneckを持つランプ群をgroupe-nest k と呼んで，その避難時間は $\{T\}_k^{I,A}$ と書く
- k^* をInFOのときに時間 T_1^I で避難可能な最も下流側のランプgroupeとする

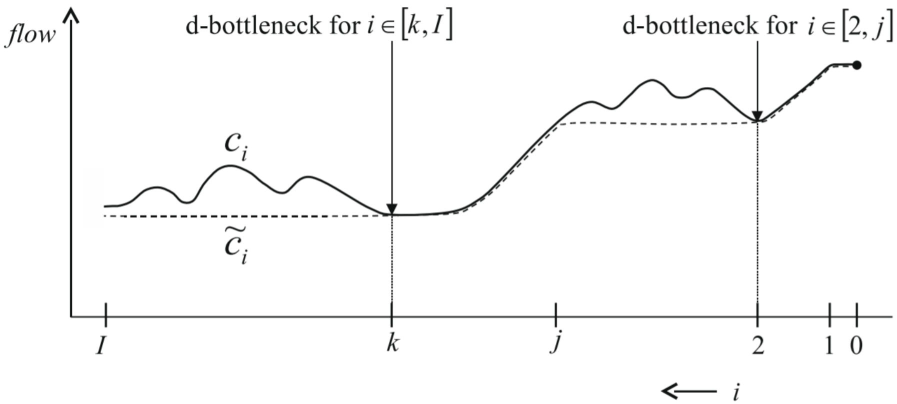
Lemma 3.　Lemma 2. において， $k \geq k^*$ のnest内の人数は均衡前後で減少しない：

$$\{P\}_k^A \geq \{P\}_k, for\ k \geq k^*$$

∵ Lemma 2. から，groupe $k \geq k^*$ は $\{P\}_k^A = \sum_{j \geq k} \{p\}_j^A = \{T\}_{k^*}^I = \{T\}_1^I$ を満たす．ここで，$\{T\}_1^I$ はランプ変更が起こらない場合において，groupe k のd-bottleneckを通過できる最大人数．もしLemma 3. が偽であるとすれば，$\{P\}_k > \{P\}_k^A$ となる $k \geq k^*$ が存在する．しかしこれは，$\{P\}_k$ が $\{T\}_1^I$ より大きくなることを意味するため不可能．□

→ Lemma 2. の均衡は上流側へ移動するランプ変更しか起こらない場合でも達成される.

Appendix – Driver adaptation results



- d-bottleneckがK個あるとする
- 同じd-bottleneckを持つランプ群をgroupe-nest k と呼んで，その避難時間は $\{T\}_k^{I,A}$ と書く
- k^* をInFOのときに時間 T_1^I で避難可能な最も下流側のランプgroupeとする

Theorem 1.　InFO-UEで $\{P\}_k^A \geq \{P\}_k$ となっても，総避難時間は変化しない．

$\because k^* = 1$ ならば明らか．$k^* > 1$ のときはLemma 2. から，k^*より下流の住民がk^*を越えてランプ変更しなければ，上流の住民は避難時間が変化しないと分かる．

k^*より下流について，上流から優先的にフローが来るので k^*のd-bottlenackは常に飽和．つまり下流の容量はすべて $\{c\}_{k^*}$だけ減少する．この人たちは時間 $\{T\}_1'^I < \{T\}_{k^*}^I = \{T\}_1^I$ で避難できるので，k^*より上流にランプ変更するインセンティブはない．つまり，k^*より下流は容量をすべて$\{c\}_{k^*}$だけ減少させた部分問題と捉えられる．

この部分問題は，今までの議論と同じ形なので繰り返しLemma 2. とLemma 3. を適用していけば，$k^* = 1$ となって問題は終了．□

Appendix – Driver adaptation results

結論

- 避難方向と逆方向に進める経路があり，ランプ変更が起こったとしても利用者均衡状態が達成され，その均衡においても避難時間は変わらない.
- $t = 0$ の前に均衡状態が達成されていることを仮定したが，避難中に徐々にランプ変更が起こったとしても，すべての住民が最上流ランプに集中するような極端なことが起こらなければ結果は同じ（ランプの流入待ち時間があるので）.