道路ネットワークの日・区間別の年次補修・規制計画：Bi-level解法による最適化

中里 悠人[1]・水谷 大二郎[2]

[1]学生会員　東北大学大学院　工学研究科（〒 980-8579 仙台市青葉区荒巻字青葉 6-6-06）
E-mail: yuto.nakazato.s1@dc.tohoku.ac.jp
[2]正会員　東北大学助教　大学院工学研究科（〒 980-8579 仙台市青葉区荒巻字青葉 6-6-06）
E-mail: daijiro.mizutani.a5@tohoku.ac.jp

道路ネットワークのアセットマネジメントでは，長期的な補修施策に基づき，ある年度に補修すべきアセットが決定される．年度内の補修を実施するためには，日・区間別の年次補修・規制計画（短期計画）を策定する必要がある．その際，交通規制による利用者損失や同時補修による工事費用の規模の経済性を適切に考慮することが望ましい．それに対し本研究では，年度内の補修すべきアセットを所与として利用者損失と工事費用の重みづけ和を最小化するような，365 日，100m 道路区間単位の補修・規制計画最適化問題を定式化する．その解法として，問題をリンク内の道路区間単位の下位問題と，リンク単位の上位問題に分割することにより計算負荷を低下させる bi-level 解法を提案する．数値計算事例において，提案手法により，Nguyen ネットワークを対象に最適補修・規制計画の厳密解が導出できることを示す．

キーワード： *Asset management, Optimization problem, Road network, annual intervention plan, Bi-level solution method*

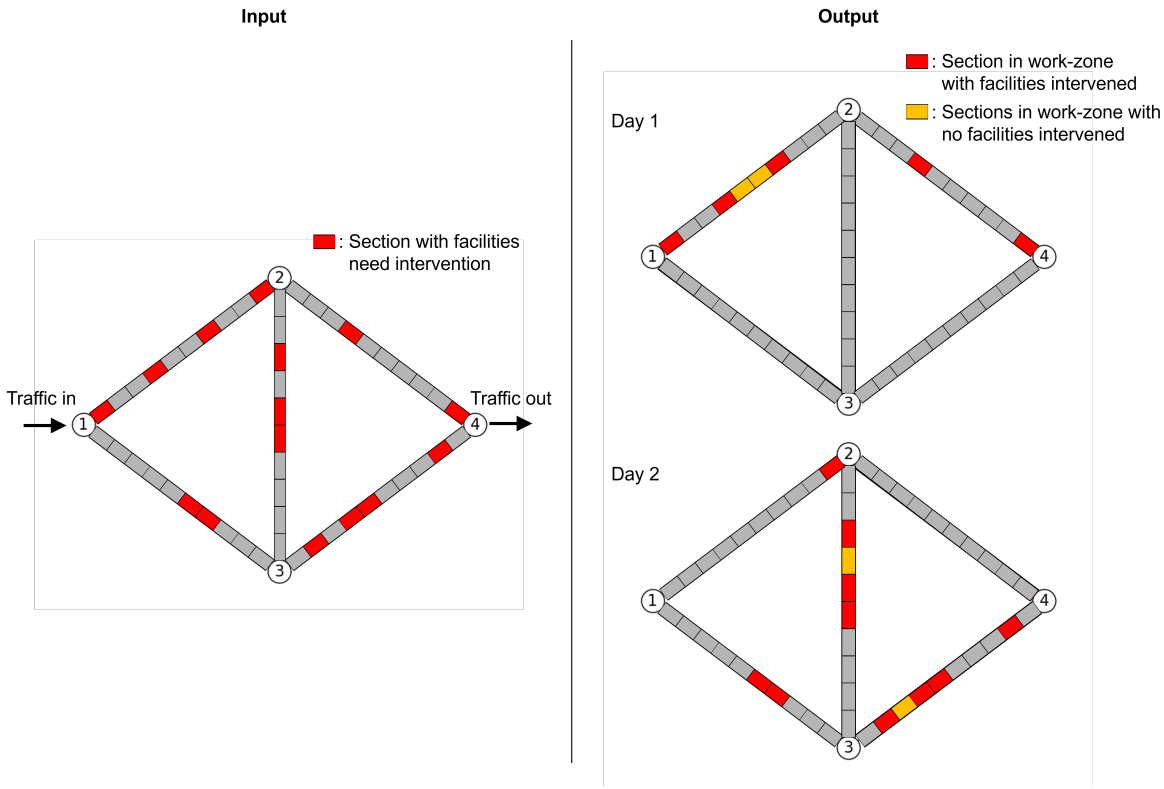
1. はじめに

社会基盤施設群の維持管理分野では，適切な補修施策が必要不可欠であり，年度ごとに補修すべき施設を導出する最適補修施策に関する研究が蓄積されてきた．実際の補修を行うためには，日・区間別の補修計画が必要となる．このような短期間の補修計画を策定する際には，補修によって発生する補修費用や利用者への影響を考えるだけでなく，5 年度計画のような長期的な施策と整合性が取れることも望まれる．本研究では，長期的な施策により年度内に補修が必要な道路区間が既に決定されている場合の，**図-1** のような最適な年次補修・規制計画問題を考える．

道路ネットワークの年次補修・規制計画を考える際には，補修費用と利用者への影響を両方考慮する必要がある．補修を行うためには交通規制を行う必要があり，管理側は交通規制の実施に伴い人件費などが発生する一方で，利用者側は道路ネットワークの容量低下により移動時間が増加する可能性が存在する．また，維持管理においては 100m 毎の道路区間を一つのユニットとして考えられており，複数の近隣する道路区間の補修を同時に行う場合，規模の経済性により補修費用が低下する可能性も存在する．このように，同時に補修する組み合わせ，すなわち日・区間別の補修計画に依存して，補修費用と利用者費用が変化する．

実際の補修を行う際に用いる日・区間単位の補修スケジュールは，現場管理者が経験的に決定することが多い．前述したように，年次補修・規制計画によって発生する費用は複雑であり，日・区間単位迄細かく最適化するための問題は，組み合わせ爆発により最適解の導出は困難である．そのため，補修費用の規模の経済性と利用者費用を同時に考慮した，道路ネットワークの年次補修・規制計画を導出するための方法論は存在しなかった．

このような計算上の課題を解決するために，本論文では Bi-level 解法による新しい方法論を提案する．提案する方法論では以下の 2 つの工夫により，計算負荷を低減しつつ，最適性を保証できる：i) 各道路リンク内の補修費用は独立して計算できる，ii) 利用者費用は最小費用流問題によって算出される．この二つの方法のみでも計算負荷は大きく低減できるが，依然最適解の導出は困難であり，そのため本研究ではさらに Bi-level 解法を提案する．提案手法では，元の問題は上位問題と下位問題に分けられる．下位問題は，区間単位の道路リンク内の規制計画のパレートフロンティアの導出を目的とし，上位問題は，リンク単位のネットワーク全体の規制計画の導出を目的とする．提案した Bi-level の解法は元の問題の最適性を損なうことなく，上位問



図–1 日・区間別の年次補修計画

題も下位問題も汎用ソルバーに適している．そのため，定式化から解法までの提案された一連の方法論は，日・区間単位の最適な年次補修・規制計画の導出が可能である．

2. 既往研究

社会基盤施設の維持管理に関する研究は，単一施設の維持管理を対象とした研究と，複数の施設からなる施設群の維持管理を対象とした研究に大別でき，本研究は後者に属する．1980 年代より，施設群の維持管理を対象とした研究が出現し，施設間の相互作用を考慮している点で，単一施設の維持管理を対象とした研究と異なる．例えば，Golabi et al.[1] は，高速道路の舗装システムの維持管理を対象としており，高速道路全体の予算制約を考慮した問題を対象としている．Smilowitz and Madanat [2] は，点検の不確実性を考慮しつつ，施設群全体の予算制約と健全度の制約を考慮した問題を対象としている．

また，施設群の維持管理を対象とした研究もさらに，長期的な維持管理施策（複数年にわたる補修施策）を対象とした研究と，短期的な補修計画（年度内の補修計画）を対象とした研究に細分できる．長期的な維持管理施策は往々にして施設の劣化を考慮しており，道路及び道路ネットワークを対象とした研究として，Medury and Madanat[3] は，不確実な劣化過程を有するリンクからなる道路ネットワークに対して，ネットワーク容量による利用者費用を考慮した維持管理施策問題を対象としている．Lee et al. [4] は不確実な劣化過程を有する舗装によって構成される舗装システムに対して，温室効果ガスの排出量に制約条件が存在する維持管理施策問題を対象としている．中里等[5]，Mizutani et al. [6] は不確実な劣化過程を有する舗装によって構成される舗装システムに対して，補修費用の規模の経済性を考慮した問題ををを対象としている．Nakazato et al.[7] は，不確実な劣化過程を有する道路リンクからなるネットワークに対して，補修費用の規模の経済性と補修による容量低下を考慮した問題を対象とした問題を対象としている．

一方で，短期的な補修計画を対象とした研究として，Gonzalez et al. [8] は年度内の補修能力の制約，予算制約と利用者費用を考慮した補修計画問題を対象としている．Miralinaghi et al.[9] は道路ネットワーク拡張プロジェクトを対象としており，拡張による周辺地域への経済的効果を考慮した年度内補修計画問題を対象としている．Miralinaghi et al. [10] は，複数補修のパッケージによる発注・補修費用削減を考慮した年度内補修計画問題を対象としている．このような短期的な補修計画を対象とした研究は存在するが，そのほとんどが月別の補修計画やリンク別の補修計画の導出を目的とし

ている．本研究と同様に日・区間別の補修計画を導出している研究として，中里等[11] があげられるが，こちらは日当たりの交通規制の上限を考慮していない点で異なる．

以上より，筆者が知る限り，(1) 道路ネットワークの利用者費用と補修費用の規模の経済性を同時に考慮, (2) 補修能力の制約を考慮可能，(3) 日・区間別の補修計画を対象，である研究は存在しない．

3. 道路ネットワークの補修・規制計画の定式化

本研究では，道路ネットワークにおける年次補修・規制計画問題を対象としている．年度初めに，補修が必要な全ての施設が長期施策によって決定する．これらの施設の補修費用は一定であるため，本研究では考慮しない．補修には，施設の補修には交通規制を行う必要があり，この時交通規制費用，建設機材の運搬費用，技術者の移動費用等が必要となる．近隣する道路区間が同じ交通規制内にある場合，補修区間あたりのこれらの費用が削減される．また，交通規制による容量低下により，ネットワーク全体の利用者費用が上がる可能性がある．本研究では，交通規制の数に比例する交通規制費用と，ネットワークの容量変動により変動する利用者費用，の 2 種類の費用を考える．補修費用を考慮しないため，補修・規制計画は，全ての補修が必要な区間が交通規制に含まれるような，日・区間別の交通規制の有無となる．

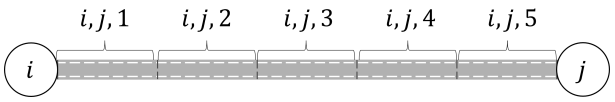
(1) 問題設定

まず，計画期間を離散な時間軸 $\mathcal{T} \equiv \{1, \cdots, T\}$ で定義する．本研究では年次計画対象としているため，$T = 365$ となり，$t \in \mathcal{T}$ は，t 日目を意味する．次に，対象とするネットワークを有向グラフ $\mathcal{G}(\mathcal{N}, \mathcal{A})$ で表現する．$\mathcal{N}$ はノード集合，$\mathcal{A}$ はノードを繋げる有向リンク集合である．各リンクは同じ長さの道路区間にされに分けられており，ネットワーク全体で S 個の道路区間が存在する．また，リンク (i, j) の n 番目の道路区間は区間番号は**図-2** のように $\{i, j, n\}$ となる．各道路区間に補修が必要かは，2 値変数 $I(i, j, n)$ で表記されており，$I(i, j, n) = 1$ は道路区間 (i, j, n) が年度内に補修が必要であることを意味する．

ネットワークには K 種類の交通需要が存在し，交通需要の集合 $\mathcal{F}$ は以下のように定義できる：

$$\mathcal{F} \equiv \{(O_k, D_k), f_k) | \forall k \in \mathcal{K}\} \quad \mathcal{K} \equiv \{1, 2, \cdots, K\} \quad (1)$$

ここで，O_k は k 種目の交通需要の始点，D_k は k 種目の交通需要の終点，f_k は k 種目の交通需要の量となる．



図–2 リンク (i, j) の道路区間番号の例

(2) 補修・規制計画の定式化

道路ネットワークの補修・規制計画 $\boldsymbol{P}$ は，以下のように表現できる:

$$\boldsymbol{P} \equiv \{p(i, j, n, t) | \forall n \in \mathcal{N}_{i,j}, \forall (i, j) \in \mathcal{L}, \forall t \in \mathcal{T}\} \quad (2)$$

$$\text{s.t.} p(i, j, n, t) \in \{Z \in \mathcal{Z}^+ | Z \leq M\}$$

$$\forall (i, j) \in \mathcal{L}, \forall n \in \mathcal{N}_{i,j}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (3)$$

$$\bigcap_{(i,j) \in \mathcal{A}} \{p(i, j, n, t) \mid \forall n \in \mathcal{N}_{i,j}\} \setminus \{0\} = \emptyset \quad \forall t \in \mathcal{T} \quad (4)$$

$$p(i, j, n, t) \in \{0, p(i, j, n-1, t), \max\{p(i, j, 1, t), p(i, j, 2, t), \cdots, p(i, j, n-1, t)\} + 1\}$$

$$\forall n \in \mathcal{N}_{i,j} \setminus \{1\}, \forall (i, j) \in \mathcal{L}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (5)$$

$$p(i, j, n, t) > p(i, j, n-L, t) \quad \text{if} p(i, j, n, t) > 0, \quad \forall n \in \mathcal{N}_{i,j} \setminus \{1, 2, \cdots, L\},$$

$$\forall (i, j) \in \mathcal{L}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (6)$$

$$\sum_{t \in \mathcal{T}} p(i, j, n, t) \geq I(i, j, n), \forall n \in \mathcal{N}_{i,j}, \forall (i, j) \in \mathcal{L} \quad (7)$$

$\boldsymbol{P}$ は整数変数の集合であり，$p(i, j, n, t) = 0$，t 日のときに道路区間 (i, j, n) が交通規制にないことを意味し，$p(i, j, n, t) = x$ は、t 日のときに道路区間 (i, j, n) が IDx の交通規制にあることを意味する．

本研究では，異なるリンクに含まれる道路区間を同じ交通規制に含められないとしており，式 ((4)) は、異なるリンク内の道路区間に同じ ID の交通規制を割り当てないことを意味している．式 ((5)) は、任意の道路区間の交通規制 ID が，0（交通規制なし）であるか，前の道路区間の交通規制 ID と同じであるか，前の道路区間の交通規制 ID よりも大きい（別の交通規制が始まる）ことを意味している．L は交通規制の最大長さであり，式 ((6)) は、道路区間 (i, j, n) の交通規制 ID が，L 個前の道路区間の交通規制 ID よりも大きいことを意味する．式 ((7)) は，補修が必要な施設を含む道路区間は，計画期間中に一度以上，交通規制に含まれる必要があることを意味する．

(3) 交通規制費用

交通規制費用は，規制の長さに比例する変動費用（材料費や人件費等）と，連続した単一の交通規制ごとに必要となる固定費用（建設機材の運搬費用，交通規制

実施費用や技術者の移動費用等）の 2 種類の費用からなる．実施計画 $\boldsymbol{P}$ の時の交通規制費用 $R(\boldsymbol{P})$ は以下のように定式化できる:

$$R(\boldsymbol{P}) = W_f \sum_{t\in\mathcal{T}} \max_{(i,j)\in\mathcal{L}} \max_{n\in\mathcal{N}_{i,j}} \{p(i,j,n,t)\} + W_v |\{p(i,j,n,t) \in \boldsymbol{P} \mid p(i,j,n,t) > 0\}| \quad (8)$$

ここで，W_f は変動費用の単価，W_v は固定費用の単価である．

本研究では，リンクの接続点が通常ジャンクションであり，ジャンクションの補修が他の区間の補修と異なることに着目し，ジャンクションの他の道路区間との同時補修や，ジャンクションをまたぐ交通規制を考慮していない．さらに，このように費用の規模の経済をリンク内に留めることで，ネットワーク全体の交通規制費用がリンクごとの交通規制費用の合計となり，本研究の提案である Bi-level 解法による方法論が可能になる．

(4) 利用者費用

本研究では，最小費用流を用いてネットワークの利用者費用を算出する．リンク $(i,j) \in \mathcal{L}$ に 1 単位のフローが一日分流れる場合の利用者費用は $c_{i,j}$；リンク $(i,j) \in \mathcal{L}$ には流せるフローの上限は $\epsilon_{i,j}$；日にち t に区間 $(i,j) \in \mathcal{L}$ に流れる k 種目の交通量は $y_{i,j,k}(t)$ と記述する．

日にち t に補修を行うリンクにおいては，その日交通容量が $\rho(0 \le \gamma < 1)$ 倍になると仮定する．交通需要がネットワークの容量を上回る場合，その分の利用者はトリップを放棄する．トリップを放棄した利用者あたりの費用は一定で C とし，放棄交通量は $\hat{w}_k(t)$ と表す．実施計画 $\boldsymbol{P}$ の時の利用者費用 $U(\boldsymbol{P})$ は以下のように計算できる:

$$U(\boldsymbol{P}) = \phi \min_{\boldsymbol{w},\hat{\boldsymbol{w}}} \sum_{t\in\mathcal{T}} \sum_{k\in\mathcal{K}} \left(\sum_{(i,j)\in\mathcal{L}} C_{i,j} w_{i,j,k}(t) + \hat{C}_k \hat{w}_k(t) \right) \quad (9)$$

$$\text{s.t.} \sum_{(n,j)\in\mathcal{A}} w_{n,j,k}(t) - \sum_{(i,n)\in\mathcal{L}} w_{i,n,k}(t) = 0 \quad \forall n \in \mathcal{N} \setminus \{O_k, D_k\}, \forall k \in \mathcal{K}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (10)$$

$$\sum_{(O_k,j)\in\mathcal{L}} w_{O_k,j,k}(t) + \hat{w}_k(t) = f_k, \forall k \in \mathcal{K}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (11)$$

$$\sum_{(i,D_k)\in\mathcal{L}} w_{i,D_k,k}(t) + \hat{w}_k(t) = f_k, \forall k \in \mathcal{K}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (12)$$

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} w_{i,j,k}(t) \le \mu_{i,j}(1 - \gamma\epsilon_{i,j}(t)), \forall (i,j) \in \mathcal{L}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (13)$$

$$\epsilon_{i,j}(t) = \begin{cases} 0 & \text{if } \sum_{n\in\mathcal{N}_{i,j}} p(i,j,n,t) = 0 \\ 1 & \text{else} \end{cases} \quad \forall (i,j) \in \mathcal{L}, \forall t \in \mathcal{T} \quad (14)$$

$$w_{i,j,k}(t) \ge 0 \quad \forall (i,j) \in \mathcal{L}, \forall k \in \mathcal{K} \quad (15)$$

$$\hat{w}_k(t) \ge 0 \quad \forall k \in \mathcal{K} \quad (16)$$

道路ネットワークの交通量配分手法は多く存在するが，本研究では日にちごとに道路ネットワークの形状が変化しするため，利用者が最適な選択を行う確率は相対的に低く，あくまでネットワークの指標として用いるため，最も単純な形式の一つである最小費用流を用いる．また，最小費用流を用いることで問題が線形になり，大規模な問題でも市販のソルバーによる解の導出が簡単になり，本研究の提案である Bi-level 解法による計算負荷も同様に低下できる．

4. Bi-level 解法

前章の定式化に基づき，最適補修・規制計画問題は以下となる：

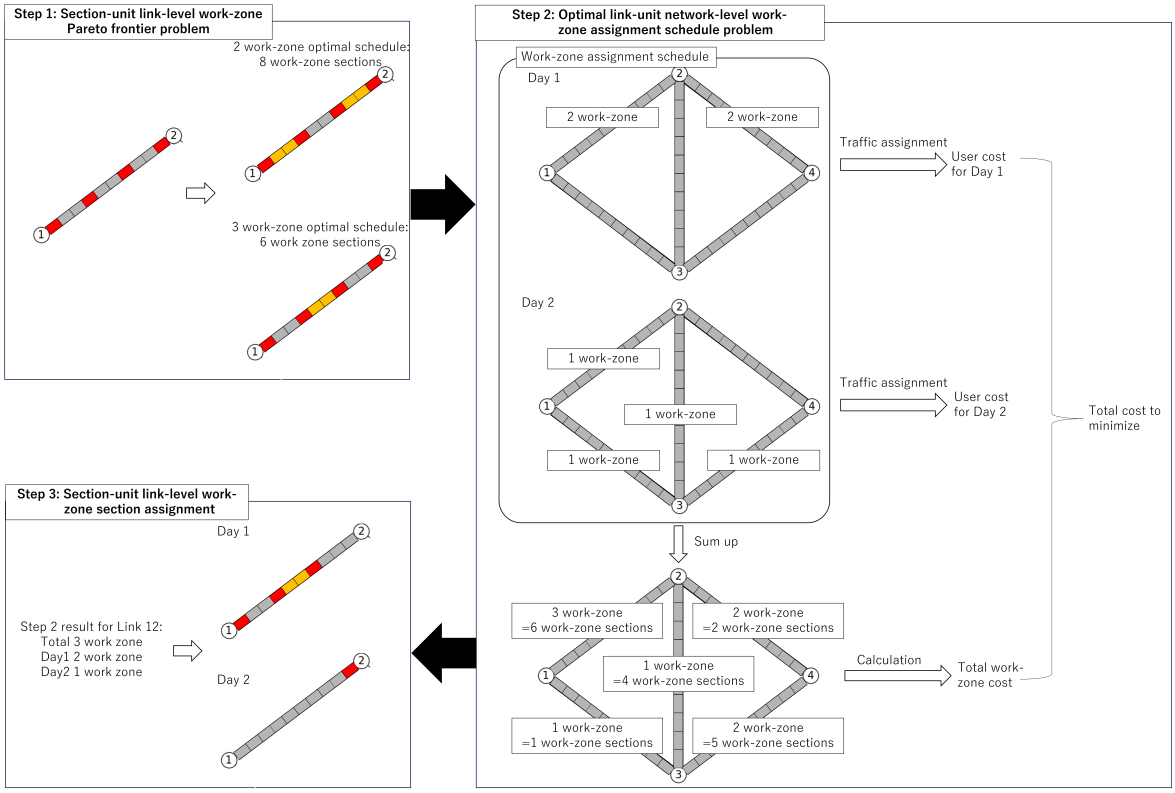
$$\min_{\boldsymbol{P}} U(\boldsymbol{P}) + R(\boldsymbol{P}) \quad (17)$$

この問題は混合整数問題（MIP）であり，MIP は最適解を見つけるための多くのアルゴリズムが提案されているが，アルゴリズムを直接使用して計算するのは困難である．操作変数である $\boldsymbol{P}$ には，整数変数 $m_P(s,t)$ と 2 値変数 $\delta_P(s,t)$ が，それぞれ時間分 $T \times S$ 個含まれている．数値研究の Case1 では、道路ネットワークには 2,640 の道路区間が含まれており、したがってネットワークの補修・規制計画には合計で約 963,600 個の整数変数が含まれており，変数を全て計算機で宣言するだけでも困難になる．

交通規制費用は，すべてのリンクの交通規制費用を合計することによって計算でき，また各リンクの交通規制費用は，計画期間を通してそれぞれのリンクに割り当てられた交通規制の数に応じて簡単に最適化できる．一方，利用者費用は，すべての時間に交通規制を含むリンクに基づいて計算できるため，リンク単位の 01 変数による最適化問題になる．．これらの特徴を考慮して，本研究では**図-3** に示したような，3 つのステップで構成される Bi-level 解法を提案する．

(1) Step 1: リンク内・道路区間単位の交通規制パターンのパレートフロンティア

提案手法は，まずリンクごとに年間総交通規制費用と年間総交通規制数のパレートフロンティアを導出する．年間総交通規制数 m の時の，リンク (i,j) の最適



図–3 Bi-level 解法の概要

年間総交通規制費用は $c_{i,j}(m)$ は：

$$c_{i,j}(m) = \min_{\{p(i,j,n,1)|\forall n\in\mathcal{N}_{i,j}\}} W_f \max_{n\in\mathcal{N}_{i,j}}\{p(i,j,n,1)\} + W_v|\{p(i,j,n,1) \mid n\in\mathcal{N}_{i,j}\}| \quad (18)$$

$$\tilde{\boldsymbol{p}}_m(i,j,n) \equiv \{\tilde{p}_m(i,j,n)\} \quad (19)$$

$$= \operatorname*{argmin}_{\{p_m(i,j,n)|\forall n\in\mathcal{N}_{i,j}\}} W_f \max_{n\in\mathcal{N}_{i,j}}\{p(i,j,n,1)\} + W_v|\{p(i,j,n,1) \mid \forall n\in\mathcal{N}_{i,j}\}| \quad (20)$$

$$\text{s.t. } \max\{p(i,j,n,1) \mid \forall n\in\mathcal{N}_{i,j}\} \le m \quad (21)$$

$$p(i,j,n,1) \ge I(i,j,n,1) \quad \forall n\in\mathcal{N}_{i,j} \quad (22)$$

このパレートフロンティアは，操作変数が全て 2 値変数であるため，簡単に解ける．m が小さいとき，式 (18), (20) は解が存在しない可能性があり，すなわちリンク (i,j) に配分される交通規制の数 m が，リンク (i,j) の全ての補修をまかなえないことを意味する．m が大きくなるにつれ，交通規制費用がより小さくなるような配分パターンが見つかり，配分される交通規制の数 m と交通規制費用 $c_{i,j}(m)$ のパレートフロンティアが得られる．

(2) Step 2: 道路ネットワークのリンク単位の交通規制配分問題

Step 1 の結果より，道路ネットワークのリンク単位の交通規制配分問題 $\hat{\boldsymbol{P}} = \{\hat{p}(i,j,t)|\forall(i,j,t)\in\mathcal{A}\times\mathcal{T}\}$ は以下のようになる：

$$\min_{\hat{\boldsymbol{P}}} \hat{U}(\hat{\boldsymbol{P}}) + \hat{R}(\hat{\boldsymbol{P}}) \quad (23)$$

$$U(\hat{P}) = \min_{\boldsymbol{w},\hat{\boldsymbol{w}}} \sum_{t\in\mathcal{T}}\sum_{k\in\mathcal{K}}\left(\sum_{(i,j)\in\mathcal{L}} C_{i,j}w_{i,j,k}(t) + \hat{C}_k\hat{w}_k(t)\right) \quad (24)$$

$$\text{s.t.} \sum_{i,j\in\mathcal{A}} \hat{p}(i,j,t) \le M, \forall t\in\mathcal{T} \quad (25)$$

$$\sum_{(i,j)\in\mathcal{A}} w_{n,j,k}(t) - \sum_{(i,n)\in\mathcal{L}} w_{i,n,k}(t) = 0 \quad \forall n\in\mathcal{N}\setminus\{O_k,D_k\}, \forall k\in\mathcal{K} \quad (26)$$

$$\sum_{(O_k,j)\in\mathcal{L}} w_{O_k,j,k}(t) + \hat{w}_k(t) = f_k \quad \forall k\in\mathcal{K} \quad (27)$$

$$\sum_{(i,D_k)\in\mathcal{L}} w_{i,D_k,k}(t) + \hat{w}_k(t) = f_k \quad \forall k\in\mathcal{K} \quad (28)$$

$$\sum_{k\in\mathcal{K}} w_{i,j,k}(t) \le \mu_{i,j}(1-\gamma\epsilon_{i,j}(t)) \quad \forall(i,j)\in\mathcal{L} \quad (29)$$

$$\epsilon_{i,j}(t) = \begin{cases} 0 & \text{if} \hat{p}(i,j,t) = 0 \\ 1 & \text{else} \end{cases} \tag{30}$$

$$w_{i,j,k}(t) \geq 0 \quad \forall (i,j) \in \mathcal{L}, \forall k \in \mathcal{K} \tag{31}$$

$$\hat{w}_k(t) \geq 0 \quad \forall k \in \mathcal{K} \tag{32}$$

$$\hat{R}(\hat{\boldsymbol{P}}) = \sum_{(i,j)\in\mathcal{A}} c_{i,j}\Big(\sum_{t\in\mathcal{T}} \hat{p}(i,j,t)\Big) \tag{33}$$

最適な $\hat{\boldsymbol{P}}$ と，Step 1 で得られたパレートフロンティア $c_{i,j}(m) \mid \forall m \in \mathcal{M}$ を組み合わせることで，元の最適補修・規制計画 P と等しい結果が得られる，元の道路区間単位の問題に比べて，リンク単位の問題は決定変数がはるかに少ないため，最適化アルゴリズムによる計算が可能となる．

(3) Step 3: リンク内・道路区間単位の交通規制パターンの配分

Step 2 の結果より，リンク内・道路区間単位の交通規制パターンの配分は以下のようになる:

$$p(i,j,n,t) = \begin{cases} \hat{p}(i,j,t) & \text{if} \hat{p}(i,j,t) + z(i,j,t-1) = \tilde{p}_{z(i,j,T)}(i,j,t) \\ 0 & \text{else} \end{cases} \tag{34}$$

$z(i,j,t) = \sum_{\{t' \leq t \mid t' \in \mathcal{T}\}} \hat{p}(i,j,t)$ は，リンク (i,j) に日にち t 迄に既に配分されている交通規制数を意味する．

5. 数値計算

数値計算は，以下のコンピューターとプログラムを使用して行った：OS: Windows 10 Pro (64 ビット); プロセッサ: Intel(R) Xeon(R) Gold 6258R CPU @ 2.70 GHz; Python バージョン: 3.8.11; Gurobi Optimizer バージョン: 9.1.2 ビルド v9.1.2rc0 (win64)．Gurobi Optimizer は，複数の最適解が同時に存在する場合，そのうちの一つのみを求めるため，計算結果が計算ごとに異なる可能性がある．しかし，MIP ソルバーの精度や複数の最適解の取り扱いは，本研究の対象外であり今後の課題の一つとなる．

(1) Case 1: Nguyen ネットワーク・日交通規制上限なし

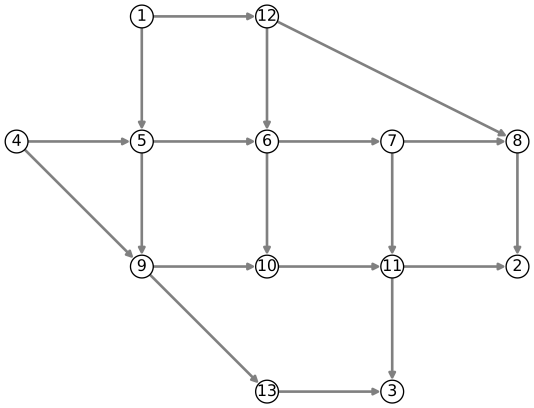
Nguyen ネットワークには 13 ノード，19 リンク，2,640 の道路区間によって構成される．ノードの位置とリンクの方向は**図-4** に示されており，各リンクの長さと交通容量は**表-1** に示す．Case 1,2 における補修が必要な施設を持つ道路区間は，**図-5** に赤色で示されている．

Case 1 の計算は 26.0 秒で終了した．すべての補修は 3 日間で完了し、各日・各リンクの交通規制数を**表-2** に示す．交通規制の道路区間は、それぞれ**図-6**、**図-7**、および**図-8** に示されている．黄色は施設が補修を必要としない交通規制区間を示し，赤色は補修を必要とする交通規制区間を示している．

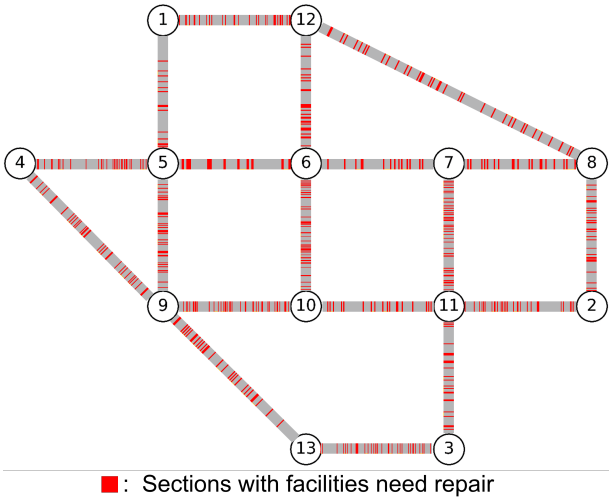
この計画には 273 の交通規制が含まれ，すべての交通規制が 3 日間に集中した．1 つのリンクが交通規制区間を含む場合，交通規制を含むリンク全体の交通容量が減少するため，それぞれのリンクは同じ日に全ての補修を行っている．また，利用者費用を削減するため，直列したリンクが同じ日に交通規制が割り当てるようになっており，逆に並列リンクは異なる日に交通規制が割り当てられるようになっている．

表–1 各リンクの利用者費用とフロー上限

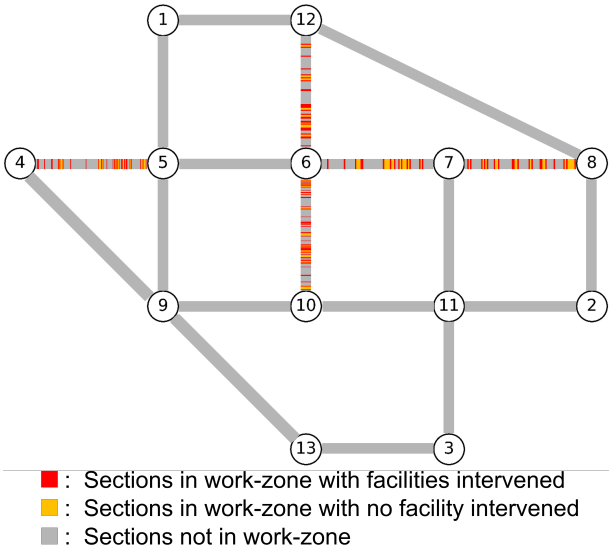
リンク (i,j)	利用者費用 $C_{i,j}$	フロー上限 $\epsilon_{i,j}$
(1,5)	7	800
(1,12)	9	400
(4,5)	9	200
(4,9)	12	800
(5,6)	3	350
(5,9)	9	400
(6,7)	5	800
(6,10)	13	250
(7,8)	5	250
(7,11)	9	300
(8,2)	9	550
(9,10)	10	550
(9,13)	9	600
(10,11)	6	700
(11,2)	9	500
(11,3)	8	300
(12,6)	7	200
(12,8)	14	400
(13,3)	11	600



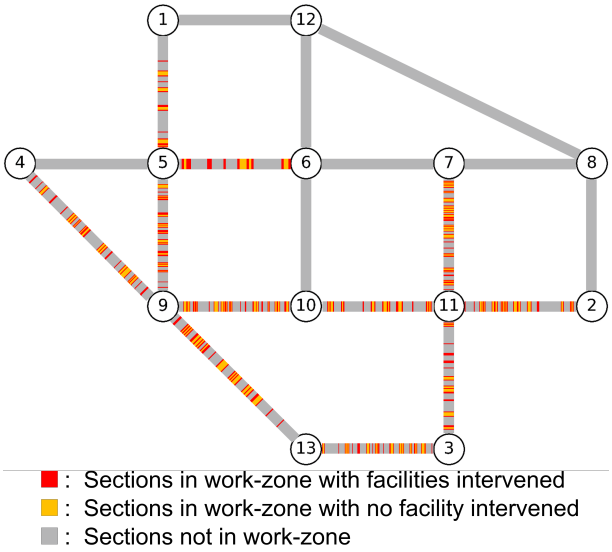
図–4 数値計算で用いる Nguyen ネットワーク



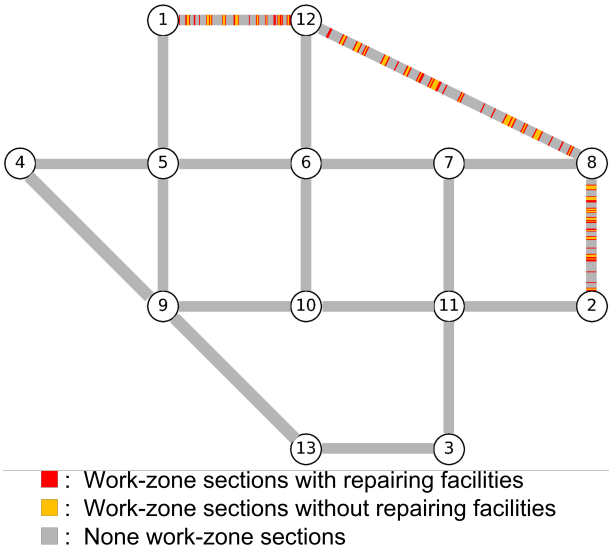
図–5 Case1,2 の Nguyen ネットワークにおいて補修が必要な道路区間



図–7 Case 1: 2 日目の交通規制区間



図–6 Case 1: 1 日目の交通規制区間



図–8 Case 1: 3 日目の交通規制区間

(2) Case 2: Nguyen ネットワーク・日交通規制上限あり

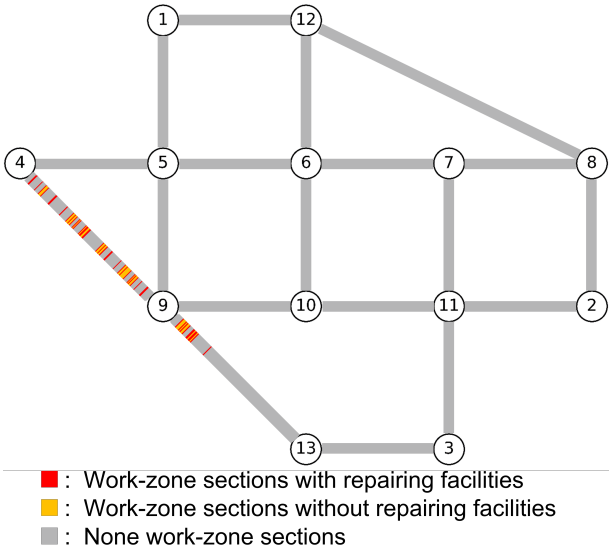
Case2 では，日当たりの交通規制数の上限を 20 として計算を行い，結果 Case 2 の計算は 583 秒で終了した．Case2 の各日・各リンクの交通規制数を**表-3** に示す．Case 1 と比較して，交通規制数の上限により計算時間が大きく上がっており，補修する日にちも 3 日から 16 日に増えた．ここでは，Case2 の 1 日目の交通規制の道路区間のみ，**表-9** に示す．補修が行われる日にちの半分以上において，1 リンクのみが補修されており，複数のリンクが同時に補修が行われている日にち（2 日目，4 日目，7 日目，8 日目，9 日目，12 日目，13 日目）では，直列なリンクで同時に補修が行われている．

6. 終わりに

本研究は，道路ネットワークの利用者費用と交通規制費用の合計を最小化するための Bi-level 解法による方法論を提案した．提案した解法は，元の道路区間単位・ネットワークレベルの問題を，下位の道路区間単位・リンクレベルの問題と，位のリンク単位・ネットワークレベルの問題に分割することで，計算コストを大幅に削減し，本来計算ができない規模の膨大な問題の最適化を可能にする．定式化では，各リンクの交通規制費用の規模の経済性をリンクごとに分割し，さらに利用者費用をリンク単位の交通規制の有無で導出可能にすることで，Bi-level 解法を適用しても最適性が損なわれないような問題設定を実現できた．また，上位および下

表–2 Case 1: 各日・各リンクの交通規制数

リンク \ 日にち	1	2	3
(1,5)	7	0	0
(1,12)	0	0	13
(4,5)	0	12	0
(4,9)	16	0	0
(5,6)	5	0	0
(5,9)	12	0	0
(6,7)	0	6	0
(6,10)	0	18	0
(7,8)	0	8	0
(7,11)	14	0	0
(8,2)	0	0	11
(9,10)	13	0	0
(9,13)	12	0	0
(10,11)	8	0	0
(11,2)	10	0	0
(11,3)	10	0	0
(12,6)	0	10	0
(12,8)	0	0	19
(13,3)	15	0	0
合計	122	54	43



図–9 Case 2: 1 日目の交通規制区間

位の問題の計算変数の削減は，この問題の設定のみならず，分割可能なネットワークの最適化問題に適用できる可能性がある．数値計算では，Nguyen ネットワークで提案した方法論の有用性について検証し，結果実規模な道路ネットワークにおいても，提案手法が最適補修・規制計画を導出できるケースを確認できた．

今後の課題としては，より複雑な補修スケジュールを組み込んだ問題設定に拡張することがあげられる．本研究では，全ての補修が一日で終了する工事を想定しているが，実際には複数日にまたぐ工事が必要な事例も少なくなく，それに対応しできるような拡張が望ましい．また，本研究では長期補修施策により補修が必要な施設があらかじめ決定している短期補修・規制計画問題を考えているが，長期補修施策と短期計画問題の同時最適化も考えられる．

参考文献

1) Golabi, K., Kulkarni, R. B. and Way, G. B.: A statewide pavement management system, *Interfaces*, Vol.12, Issue 6, pp.5-21, 1982.
2) Smilowitz, K. and Madanat, S.: Optimal inspection and maintenance policies for infrastructure networks, *Computer-Aided Civil and Infrastructure Engineering*, Vol. 15, Issue 1, pp.5-13, 2000.
3) Medury, A. and Madanat, S.: Incorporating network considerations into pavement management systems: A case for approximate dynamic programming. *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, Vol.33, pp.134-150, 2013.
4) Lee, J., and Madanat, S.: Optimal policies for greenhouse gas emission minimization under multiple agency budget constraints in pavement management.*Transportation Research Part D: Transport and Environment*, Vol. 55, pp.39-50, 2017.
5) 中里悠人，水谷大二郎，奥村誠：小規模道路舗装の時空間的補修同期化施策，土木学会論文集 D3 (土木計画学), Vol.76, No.5 (土木計画学研究・論文集第 38 巻), I_233-I_240, 2021.
6) Mizutani, D., Nakazato, Y., and Lee, J.: Network-level synchronized pavement repair and work zone policies: Optimal solution and rule-based approximation. *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, Vol.120, 102797, 2020.
7) Nakazato, Y., Mizutani, D., and Fukuyama, S.: Optimal Repair Policies for Infrastructure Systems with Life Cycle Cost Minimization and Annual Cost Leveling. *Journal of Infrastructure Systems*, Vol. 29, Issue 3, 04023021, 2023.
8) González, A. D., Dueñas‐Osorio, L., Sánchez‐Silva, M., and Medaglia, A. L.:The interdependent network design problem for optimal infrastructure system restoration. *Computer‐Aided Civil and Infrastructure Engineering*, 31(5), pp.334-350, 2020.
9) Miralinaghi, M., Woldemariam, W., Abraham, D. M., Chen, S., Labi, S., and Chen, Z.: Network‐level scheduling of road construction projects considering user and business impacts. Computer‐Aided Civil and Infrastructure Engineering, 35(7), pp.650-667, 2020.
10) Miralinaghi, M., Davatgari, A., Seilabi, S. E., and Labi, S.: Contract bundling considerations in urban road project scheduling. *Computer-Aided Civil and Infrastructure Engineering*, 37(4), pp.427-450, 2022.
11) 中里悠人，水谷大二郎：道路ネットワークの最適補修実施計画, Vol. 66, CD-ROM, 2022.

表–3 Case 2: 各日・各リンクの交通規制数

リンク \ 日にち	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
(1,5)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	7	0	0	0	0
(1,12)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	12
(4,5)	0	0	12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(4,9)	0	0	0	0	0	0	0	15	0	0	0	0	0	0	0	0
(5,6)	0	0	0	0	0	0	4	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(5,9)	0	12	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(6,7)	6	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(6,10)	0	0	0	0	0	19	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(7,8)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	7	0	0
(7,11)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	14	0	0	0	0	0
(8,2)	0	0	0	0	0	0	12	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(9,10)	0	0	0	0	0	0	0	3	0	0	0	0	10	0	0	0
(9,13)	0	0	0	0	0	0	0	0	11	0	0	0	0	0	0	0
(10,11)	0	0	0	8	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(11,2)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	10	0	0	0
(11,3)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	9	0	0	0	0
(12,6)	0	0	0	1	9	0	9	0	0	0	0	0	0	0	0	0
(12,8)	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	19	0
(13,3)	0	8	0	0	0	0	0	0	7	0	0	0	0	0	0	0
合計	6	20	12	9	9	19	16	18	19	1	14	16	20	7	19	12

Optimal annual work-zone schedule by days and sections for road networks: A Bi-level solution method

Yuto NAKAZATO, Daijiro MIZUTANI

In asset management of road networks, intervention for the facilities is determined based on a long-term management plan. To carry out all interventions in each day,it is desirable to appropriately consider the economies of scale in intervention costs and user costs arising from traffic regulations for intervention. This study formulates an optimal daily work-zone schedule at a 100-meter sectional level for road networks, with the goal of minimizing the sum of user costs and intervention costs. To alleviate computational load, this study introduces a bi-level optimization method that divides the problem into a lower-level problem at the 100-meter sectional level within links, and an upper-level problem at the link level within the entire road network. Numerical case studies demonstrate the proposed approach ’ s capability to derive an optimal work-zone schedule for a real-scale network.