

検査制約を考慮した鉄道車両運用計画の作成に関する研究

坂本 望 (沼田 一道 教授, 松浦 隆文 助教)

1 はじめに

鉄道会社は労働人口の減少に伴う旅客の減少により厳しい経営環境の中にある。その中で、車両・乗務員等の経営資源を効率的に運用しコストを削減することが急務となっている。特に車両は高額な購入費・維持費が発生する。従って、車両を効率的に運用することは企業のコストの大幅な削減へとつながると言える。しかし現状では車両の運用計画は担当者の経験則に基づいて作成されており多くの人手や時間を要しているため、計画を自動作成するプログラムの開発が求められている [1]。

本研究では、車両の運用計画の改善を非対称巡回セールスマン問題 (ATSP) として扱った文献 [2] モデルを元に、車両運用計画を自動作成するアルゴリズムの改善を提案する。

2 車両運用計画

2.1 ダイアグラムと車両運用計画

図 1 はダイアグラムと呼び、縦軸は路線上の位置 (駅名で示す)、横軸は時刻を表す。図中の破線は運行列車の移動の軌跡 (以下、スジ) を表わす。1 日分のスジは時刻表と対応する。時刻表通りに列車を運行するには、ダイアグラムのスジに鉄道会社の保有する車両を割当てて必要がある。また、あるスジに割当てられた車両は終着駅に到着後、別のスジへとさらに割当てられる場合が多い。このように、次に割当てるスジを決めることを転用という。この割当て及び転用を示す計画のことを車両運用計画と呼ぶ。車両運用計画では、ある 1 つの車両が 1 日に走行するスジを定めた計画 (以下、仕業) が記述されている。図 2 に、車両運用計画の例を示す。図 2 より、仕業は循環的な順番で並べられていることが分かる。ある 1 つの車両は仕業番号順に順次割当てられる。ここでは仕業が 4 つ記述されているので、ある車両は 4 日かけてすべての仕業に割当てられる。これは、1 日に 4 つの車両を用意しなくてはならないことも同時に意味している。すなわち仕業の数は、ダイアグラムのスジの割当てに必要な車両の数と一致する。

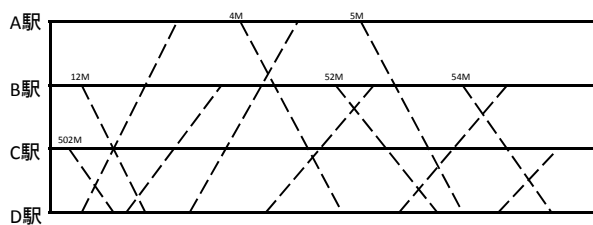


図 1 ダイアグラムの例 [1]

仕業番号	6時	12時	18時	24時
1	D駅 ○	A駅 — 4M	D駅 — 11M	B駅 △
2	B駅 ○	D駅 — 3M	A駅 — 5M	D駅 △
3	D駅 ○	B駅 — 52M	D駅 — 501M	C駅 △
4	C駅 ○	D駅 — 53M	B駅 — 54M	D駅 △

図 2 車両運用計画の例 [1]

2.2 車両運用計画の制約条件

車両運用計画作成時に考慮する、制約条件を以下に示す。

1. 車両の割当て

列車ダイアグラム上に記述されているすべてのスジに対して、車両を割当てなくてはならない。

2. 検査制約

鉄道車両は一定の期間に一度、周期的に検査を受けなくてはならず、検査を施行できる場所・時間帯は限定されている。

3. 車両を転用できる条件

- 転用前のスジの終着駅と転用後のスジの始発駅が一致している場合、駅で停留する。一致しない場合、回送列車 (乗客を乗せない輸送) を用いる。なお、昼間の回送は不可能である場合がある。

- 転用前のスジの到着時刻が転用後のスジの出発時刻よりも早い場合は当日中に転用する. 遅い場合は翌日に転用する.
- 乗務員の交代などに要する時間以上の転用時間 (以下, 最小転用時間) が確保されていること.

2.3 評価基準

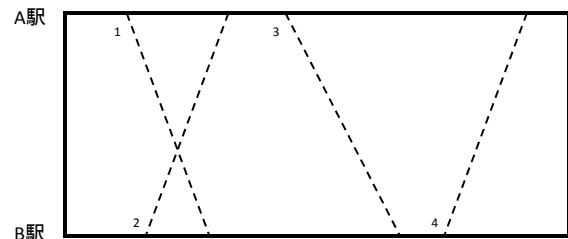
鉄道車両は数千万円から数億円の購入費がかかる. また, 購入の必要がなかったとしても検査やメンテナンス等にかかる維持費が発生する. そのため車両運用計画では, ダイヤグラムのスジに割り当てる車両の数は極力少なくすることが求められる.

3 モデル化

3.1 車両運用グラフ

ある問題をコンピュータなどの情報技術で取り扱うためには, 情報技術で取り扱うことのできる抽象的な問題への変換が必要である. この変換のことをモデル化という. 車両運用計画で与えられるものはダイヤグラムで, 決める事項は鉄道車両を転用する際の順序である. 本研究では, ダイヤグラムのスジを点, 車両転用の候補を枝として表現し, グラフモデルへと変換する [2]. この変換によって得られるグラフを車両運用グラフと呼ぶ. 車両運用グラフは以下のような特徴を持つ.

- 枝には以下の種類がある.
 - － 駅での停留による転用
 - * 同日中の転用...停留枝
 - * 翌日への転用...停留日またぎ枝
 - － 回送列車を用いた転用
 - * 同日中の転用...回送枝
 - * 翌日への転用...回送日またぎ枝



- ダイヤグラムに n 本のスジがあるとき, 転用前のスジの到着時刻を $t_i^d (\forall i \in n)$, 転用後のスジの出発時刻を $t_j^o (\forall j \in n)$ とすると, 枝のコストは
 同日転用: $t_j^o - t_i^d \quad (\forall i, j \in n)$
 翌日転用: $1440 - (t_j^o - t_i^d) \quad (\forall i, j \in n)$
 となる.

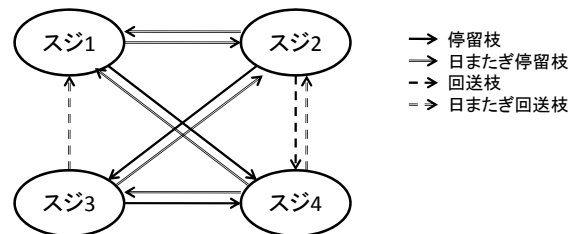


図3 車両運用グラフ

- 上記 4 種類の枝で, 停留する駅または回送列車の発着駅が検査施行可能な駅であり, かつ検査施行時間および最少折り返し時間が確保できている場合は検査可能であるという情報を付与する. この枝の集合を検査枝と呼ぶ. また, 停留日またぎ枝と回送日またぎ枝を総称して日またぎ枝と呼ぶ.
- 車両運用グラフは, 枝の向きによってコストが異なる非対称グラフである.

3.2 ATSP と車両運用計画の作成

車両運用グラフにおけるパスは, ある 1 つの車両が走行するスジの順序を意味している. すなわち, グラフ上のすべての頂点を 1 度だけ通るような巡回路 (ハミルトン閉路) を構成すると, すべてのスジに車両が 1 回だけ割当てられ, 循環的な計画を作成することができる. ハミルトン閉路上の, 日またぎ枝の数は必要な車両の数, ある日またぎ枝から次の日またぎ枝までのパスは仕業, 検査枝の箇所は検査施行場所や時間に対応する.

与えられた非対称グラフ上で最短ハミルトン閉路を見つけるという問題は, 非対称巡回セールスマン問

題 (ATSP) として知られている. 車両運用グラフで ATSP を解くと, コストの大きい日またぎ枝の数は最小となると考えられる. 一方, 検査は転用する時間を確保して行うため, 単に ATSP を解くだけでは検査制約を満たしているとは限らない. すなわち, 車両運用グラフ上で検査制約を満たすように ATSP を解く必要がある. このような ATSP を Rolling-stock ATSP (R-ATSP) と呼ぶ.

3.3 定式化

z を総転用時間, n をダイヤグラムのスジ数, V をスジ集合, T を検査回数, C を検査周期, d_{ij} をスジ i からスジ j へ車両転用する際にかかる時間, a_{ij}^e をスジ i からスジ j へ車両転用する際に検査可能なとき 1, 不可能なとき 0 の定数, x_{ij} をスジ i からスジ j へ車両転用する時 1, しない時 0 とする変数としたとき, R-ATSP は以下のように定式化される.

(R-ATSP)	minimize	$z = \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} d_{ij} x_{ij}$	(1)	(1) 式で総転用時間を最小化.
	subject to	$\sum_{i \in V} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V$	(2)	(2)(3) 式であるスジから別のスジへ 1 つの車両が転用される.
		$\sum_{j \in V} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V$	(3)	(4) 式で T 本の検査枝が選ばれる.
		$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V} a_{ij}^e x_{ij} = T$	(4)	(5) 式で検査周期を満たしている.
		$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V} d_{ij} x_{ij} \leq 1440 * C$	(5)	(6) 式で部分巡回路を除
		$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V \setminus S} x_{ij} \geq 1 \quad S \subset V (S \neq \emptyset, S \neq V)$	(6)	去している.
		$x_{ij} \in 0, 1 \quad \forall i, j \in V$	(7)	

4 提案解法

車両運用グラフから検査制約を満たした最短ハミルトン閉路のを構成する既存研究として福村ら [2] の研究がある. これは, 検査枝を必要数ランダムに選出し, 選んだ検査枝間を最短路アルゴリズムによりつなぐ閉路を構成するものである. 最短路アルゴリズムとは任意の 2 点間の最短経路を求めるアルゴリズムだが, 車両運用グラフ上のすべての点を通る保証はない. 結果としてハミルトン閉路の構成率が 2~3% であった. そこで提案解法では, ランダムで選んだ検査枝とその始点・終点を一つの点としてグラフの更新を行うこととした. この更新により, 最短路アルゴリズムを用いる必要がなくなるため, 検査枝の選び方に依存することなくハミルトン閉路の構成を行うことができる. なお提案解法では, ATSP を解くのに有効である [3] とされたセービング法を用いた.

求解手順

phase0 必要検査回数の算出

step1 ダイヤグラムの横軸に対する垂線を用意し, 垂線とスジの交点数が最も多くなる時刻を検索する. この時の交点数を, 最小所要車両数 H とする. H は 1 日のうちで最も車両を使用している時の車両数であり, 検査制約を考慮しない際に最低限必要な車両数であるから, この数をおよその必要な使用車両数として検査回数を算出する.

step2 車両検査周期 C と H より, 必要検査回数 T を算出する. (T は H/C 以上の最小の整数)

phase1 検査回数を満たしたハミルトン閉路構成

step1 検査枝から T 本をランダムに選出し, 選んだ枝自身とその始点・終点を一つの点としてグラフを更新する.

step2 更新したグラフ上でセービング法により最短ハミルトン閉路を構成する.

step3 step1,2 を L 回繰り返し、最もコストの総和が小さい最短ハミルトン閉路を採用し phase2 へ進む.

phase2 検査周期を満たしたハミルトン閉路の構成

step1 phase1 で得られたハミルトン閉路における日またぎ枝を削除し、パス (仕業) を生成する.

step2 任意の 2 つのパス間を枝でつなぐ. この際、パスの終点 (仕業の最後に実行するスジ) とパスの始点 (仕業の最初に実行するスジ) にはコスト (転用に要する時間) がかかる.

step3 検査枝を含むパスが検査周期を満たすような順番で並ぶような最小ハミルトン閉路を最良解として出力する.

5 数値実験

5.1 実験内容

提案解法を横浜線, 武豊線, 九州新幹線, 岩徳線に適用した. 各種パラメータは, 繰り返し回数を 10000 回, 最小転用時間を 5 分, 検査施行時間を 2 時間, 検査周期を 4 日, 回送可能時間を 11 時から 16 時とした. 提案解法は, borland 社の delphi6.0 でプログラムし, windows7, intel corei5 2.4GHz の環境で実行した.

5.2 結果と考察

表 1 は数値実験の結果をまとめたものである. スジ数の比較的小さい武豊線, 九州新幹線, 岩徳線に対しては, 1 日以内に最良解の算出が可能であった. また, 検査制約を考

表 1 数値実験結果

路線名	横浜線	武豊線	九州新幹線	岩徳線
スジ数	321	80	64	30
最小所要車両数 (H)	31	8	5	4
仕業数	-	9	6	5
計算時間	-	122 分 30 秒	24 分 3 秒	2 分 24 秒

慮した際に必要な, ダイヤグラムのスジに割り当てる車両数を意味する仕業数も, 最小所要車両数に近い計画を作成することができた. この理由としては, 提案解法における車両運用グラフの更新により, 多数のハミルトン閉路の中から比較を行うことができたためであると考えられる. 仕業数と最小所要車両数が一致しなかったのは, 時刻表には記載されていない回送列車の設定があったためと考えられる. 一方スジ数の多い横浜線では, プログラムを 2 日間かけて実行したが計画を作成することができなかった. そこで, セービング法を 1 回適用するのにかかる時間を計測したところ, 約 2 分かかっていることが分かった. 繰り返し回数を 10000 回に設定したために, $2 \times 10000 = 20000$ (分) で計画を作成するには約 14 日要する. 短時間で計画を作成する必要があるときはセービング法よりも高速で ATSP を解くことができる解法を用いることが必要であると言える.

6 まとめ・今後の課題

本研究では, ダイヤグラムを ATSP としてモデル化し, 検査制約を満たす車両運用計画の作成を行った. 数値実験で中, 小規模な路線に対しては, 提案解法で有用性を示した. 一方で, 数値実験で用いた横浜線をはじめとした大都市圏における通勤路線などのスジ数の多い路線に対しては, 有用性を示すことができなかった. また, 本研究では 2 点間の往復を主とした路線を対象としたが, 実際には環状や分岐を含んだ鉄道路線も存在する. それらの路線への対応は今後の課題である.

参考文献

- [1] (財) 鉄道総合技術研究所: 運転システム研究室, 鉄道のスケジューリングアルゴリズム NTS 2005 年
- [2] 福村直登, 中村達也, 西森進矢, 坂口隆: 車両運用計画自動作成アルゴリズムの開発 鉄道総研報告 2008 年
- [3] 吉村央紀: 非対称巡回セールスマン問題に対する近似解法の検討 東京理科大学工学部経営工学科卒業論文 2000 年