N-1セキュリティを考慮した 系統構成生成問題へのタブサーチの適用

学生員 趙 寧 虎 (広島大)
 正 員 川 原 耕 治 (福山大)
 正 員 佐々木 博 司 (広島大)
 正 員 久保川 淳 司 (広島大)
 正 員 造 賀 芳 文 (広島大)

An Application of Tabu Search to Problem of Constructing Network Configuration for Outage Works Considering N-1 security

Ninghu Zhao, Student Member (Hiroshima University), Koji Kawahara, Member (Fukuyama University),
 Hiroshi Sasaki, Member, Junji Kubokawa, Member, Yoshifumi Zoka, Member (Hiroshima University)

The authors have so far proposed an approach for generating system configurations based on the optimal switching power flow (OSPF) algorithm proposed by H. Glavitch. The proposed approach takes account of day to day outage works continuity by augmenting the tableau to consecutive three days. The ratio of the power flow of a line to its nominal capacity (referred to as load ratio) is chosen as an objective function in the pivot operations. However, since the proposed approach minimizes the objective function with respect to a line with the maximum ratio, it is impossible to completely avoid from causing overload at N-1 contingencies. The main contribution of this paper is to present an efficient method for generating system configurations that meet the security constraint for N-1 contingencies. We adopt the sum of two different functions for pivot operations: maximum load ratio under normal conditions and N-1 contingencies. Owing to the adopted composite functions and the fundamental characteristic of OSPF, the amount of computation for searching an optimal system configuration in consideration of N-1 security can be reduced significantly. In addition, we propose a new method for selecting pivot operations based on the tabu search so as to prevent a solution from falling into a local optimum. In order to confirm the effectiveness of the proposed method, a part of the 110 kV transmission systems of the Chugoku Electric Power Company is chosen as a test system. Results obtained have shown the clear advantages of the proposed method in both the reduction of switching operations and the sustenance of N-1 security.

キーワード: 停電作業, 系統構成, タブサーチ, N-1 想定事故, 最適切替潮流計算法

1. ま え が き

電力系統は、発電所や変電所、送電線など多数の設備で構成されている。これらの設備は、CBなどの開閉器や保護継電器のレベルまで含めると莫大な機器の集合体であり、電力の安定供給の観点から補修・点検・拡充作業は欠かすことが出来ない。特に、電力機器の停止を伴う停電作業は、作業効率を追求するだけでなく、弾性力のある系統構成を活用して供給信頼度の低下を防ぎつつ実施されなければならない。

本テーマに関連する研究として、文献(1)では切替操作でN-1 想定事故を模擬することについて検討しているが、ヤコビ行列の逆行列を用いたため、計算量が大きく、本論文が

対象とする計画問題への適用は困難である。文献(2)は文献(1)の手法を改善したが、二重切替操作モデルを用いて、すべての二重切替操作(N-1 想定事故+単一予防制御操作)に対してOSPFを適用するため、依然として計算量が大きいという欠点は解消されていない。また、文献(3)では、潮流制約違反が生じた系統構成を修正するため、プロダクションルールによる系統パターン選択と、タブサーチによる探索を組み合わせた手法を提案している。この手法は、系統構成の選択にタブサーチを使用していないため、計算量を削減することに貢献しているが、評価関数として違反設備数と負荷率の和を定義しているため、供給信頼性が必ずしも満足されているとは言えない。

筆者らは、停電作業時における系統構成を生成する手法

基底	$x_1 \cdots x_i \cdots x_m$	$y_1 \cdots y_i \cdots y_m$	右辺
x_1^*	$a_{11} \cdots a_{1i} \cdots a_{1m}$	$b_{11} \cdots b_{1i} \cdots b_{1m}$	P_1
$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$
x_i^*	$a_{i1} \cdots a_{ii} \cdots a_{im}$	$b_{i1} \cdots b_{ii} \cdots b_{im}$	P_i
$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$
x_m^*	$a_{m1} \cdots a_{mi} \cdots a_{mm}$	$b_{m1} \cdots b_{mi} \cdots b_{mm}$	P_m
$-z$	$c_1 \cdots c_i \cdots c_m$	$d_1 \cdots d_i \cdots d_m$	$-z'$

図1 タブロー図
Fig.1 Simplex tableau.

として、最適切替潮流計算法(Optimal Switching Power Flow: OSPF)⁽⁴⁾を拡張することを提案した⁽⁵⁾。この手法ではタブローを3日間に拡大することで系統構成の日間の連続性を考慮し、ヒューリスティックなアルゴリズムを適用することで切替操作回数を減少することができた。加えて、線路の負荷率をピボット操作の評価関数とすることで、N-1 想定事故時の過負荷（以降，“N-1 過負荷”）を減少することができた。しかしながら、文献(5)で提案した手法は、制約条件として静的な線路過負荷率のみを考慮していたので、N-1 過負荷を完全に解消することができなかった。

そこで本論文では、文献(5)で報告した日間の連続性と切替操作回数を考慮した系統構成生成法について、停電作業時における更なる供給信頼性の追求と、計算量を削減するため手法を提案する。まず、N-1 過負荷を制約条件として考慮し、OSPFのピボット操作選択には、最大線路負荷率とN-1 想定事故時の最大負荷率（以降，“N-1 最大負荷率”）の2つのピボット操作評価関数を用いる。この評価関数とOSPFの特性を活かすことで最適解へ導く切替操作回数を削減した。次に、ある局所最適解に留まった時、タブサーチのメカニズムに基づいてピボット操作を選択することで、より良い局所最適解を得る手順を提案する。最後に提案手法の有効性を確認するため、シミュレーションを行った。

2. 問題の定式化

〈2・1〉 目的関数 提案法の目的は、系統の信頼性を維持しつつ、考察期間内の系統切替操作総回数（以降，“切替操作回数”）が少なく、系統構成の日間連続性のある系統を作成することである。系統の信頼性を維持するためには潮流限界値までの余裕を一定以上確保する必要がある。そのため、本研究では文献(5)で用いた定常時の線路潮流負荷率最大値の最小化に加えて、N-1 想定事故時の線路潮流負荷率最大値の最小化を目的関数として用いた。

目的関数：

K 日最大線路負荷率：

$$f_1(K) = \max_{\ell} \{PLF_{\ell}[K]\} \quad \ell = 1, \dots, m \quad \dots (1)$$

$$PLF_{\ell}[K] = \begin{cases} \frac{P_{\ell}[K] - P_{\ell}^M}{P_{\ell}^M} & 0 \leq P_{\ell}[K] \\ -\frac{P_{\ell}[K] - P_{\ell}^M}{P_{\ell}^M} & P_{\ell}[K] < 0 \end{cases}$$

ここで、 $P_{\ell}[K]$ はK日の線路 ℓ の線路潮流を、 $PLF_{\ell}[K]$ は線路負荷率を表わす。

K 日 N-1 最大負荷率：

$$f_2(K) = \max_{\ell, s} \{PLF_{\ell}[K]_s\}$$

$$\ell = 1, \dots, m \quad s = 1, \dots, NS \quad \dots (2)$$

$$PLF_{\ell}[K]_s = \begin{cases} \frac{P_{\ell}[K]_s - P_{\ell}^M}{P_{\ell}^M} & 0 \leq P_{\ell}[K]_s \\ -\frac{P_{\ell}[K]_s - P_{\ell}^M}{P_{\ell}^M} & P_{\ell}[K]_s < 0 \end{cases}$$

ここで、 $P_{\ell}[K]_s$ は、K日に線路sが開放された時の線路 ℓ の線路潮流を、 $PLF_{\ell}[K]_s$ は線路負荷率を表わす。

〈2・2〉 制約条件 供給信頼性の観点から、制約として以下の4つを考慮する。

(i) 作業時の線路過負荷禁止

$$-P_{\ell}^M \leq P_{\ell}[K] \leq P_{\ell}^M \quad \ell = 1, \dots, m \quad K = 1, \dots, NM \quad \dots (3)$$

(ii) N-1 過負荷禁止

$$-P_{\ell}^M \leq P_{\ell}[K]_s \leq P_{\ell}^M \quad \ell = 1, \dots, m \quad s = 1, \dots, NS \quad K = 1, \dots, NM \quad \dots (4)$$

ここで、 $P_{\ell}[K]$:線路 ℓ のK日の潮流、 P_{ℓ}^M :線路 ℓ の制約、 $P_{\ell}[K]_s$:K日に想定事故sが発生した時の線路 ℓ の潮流、NS:N-1 想定事故総数

(iii) N-1 想定事故時の系統分離禁止

(iv) N-2 想定事故時の系統分離禁止

3. N-1 想定事故を考慮した OSPF

〈3・1〉 OPSF の概要 OPSF は、1986年にBacherら⁽⁴⁾により提案された手法で、LP手法に似たタブローのピボット操作を系統の切替操作に対応付け、目的関数を最小化するものである。文献(5)の付録にOSPFの概要を示したが、本論文を理解するうえで重要と思われるので、以下にポイントを記す。

基本系統とは系統内のすべての線路が投入されている系統を表わす。基本系統から何本かの線路を開放したものを系統Aとする。 S_{off} を基本系統から開放された線路集合、 S_{on} を開放されず系統Aを構成する線路集合とすると、系統Aの線路潮流は次式で求めることができる。

$$P_{off} = [I - D_{Loff}]^{-1} P_{off}^0 \quad \dots (5)$$

$$P_{on} = P_{on}^0 + D_{Lon} P_{off} \quad \dots (6)$$

ここに、 P_{off}^0 : S_{off} に属する線路の基本系統での潮流値ベクトル、 P_{off} : S_{off} に属する線路の系統Aでの仮潮流値ベクトル、 P_{on}^0 : S_{on} に属する線路の基本系統での潮流値ベクトル、 P_{on} : S_{on} に属する線路の系統Aでの潮流値ベクトル、 D_{Loff} , D_{Lon} :分配係数行列の部分行列

次式のように相補変数を定義すれば図1のようなタブローを作成してピボット操作により系統Aの線路潮流を求めることができる。

$$\begin{cases} x_l = 0 \longleftrightarrow y_l \neq 0 \\ x_l \neq 0 \longleftrightarrow y_l = 0 \end{cases} \quad (l=1, \dots, m) \dots\dots\dots (7)$$

ここで、 x_l :開放された線路の潮流 ($= P_{off}$)、 y_l :開放されていない線路の潮流 ($= P_{on}$)

線路 s の潮流を目的関数にする時、基本システムに対するタブローの各要素と基底変数は(8)~(13)式となる。

$$\begin{cases} a_{ij} = -D_{Lij} & j \neq i \\ a_{ii} = 1 - D_{Lii} & j = i \end{cases} \quad i, j = 1, \dots, m \dots\dots\dots (8)$$

$$\begin{cases} c_l = -a_{sl} & l = 1, \dots, m, l \neq s \\ c_l = 1 - a_{sl} & l = s \end{cases} \dots\dots\dots (9)$$

$$\begin{cases} b_{ij} = 0 & j \neq i \\ b_{ii} = 1 & j = i \end{cases} \quad i, j = 1, \dots, m \dots\dots\dots (10)$$

$$d_l = 0 \quad l = 1, \dots, m \dots\dots\dots (11)$$

$$P_l = P_{on-l}^0 \quad l = 1, \dots, m \dots\dots\dots (12)$$

$$x_l^* = y_l \quad l = 1, \dots, m \dots\dots\dots (13)$$

この OSPF は以下の特性を持つ。

[特性 a]: ピボット操作はシステムの切替操作に相当する。即ち、変数 x_l が基底に入れば線路 l の開放を意味し、変数 y_l が基底に入れば線路 l の投入を意味する。また、右辺の $P_1 \sim P_m$ は線路潮流を表す。

[特性 b]: 線路潮流を目的関数にする時、目的関数を減らすピボット操作は(14)式または(15)式を満たす。

線路 i を開放する時、

$$\text{目的関数} \times c_i \times a_{ii} \times P_i < 0 \dots\dots\dots (14)$$

線路 i を投入する時、

$$\text{目的関数} \times d_i \times b_{ii} \times P_i < 0 \dots\dots\dots (15)$$

[特性 c]: もし要素 a_{ii} がゼロであれば、それに対応している線路 i を開放する時、系統分離が生じる。

〈3・2〉ピボット操作評価関数 OSPFにおいて、複数の可能なピボット操作が存在する時、それぞれの操作を評価する評価関数が必要である。本論文では最大線路負荷率とN-1最大負荷率をピボット操作評価関数(以降、“評価関数”)として用い、線路の過負荷が生じる時は(1)式を、そうでなければ(2)式を評価関数として選択する。

〈3・3〉N-1想定事故の模擬 N-1想定事故は、OSPFのピボット操作に対応付けると1つの線路の開放操作に該当する。この想定事故後、ある線路に過負荷が発生する場合、想定事故以外の線路の開放または投入を模擬するピボット操作を行うことによって、この線路の過負荷を解消できれば、全体としてN-1過負荷のない系統構成を生成することが可能である。しかしながら、このN-1想定事故を模擬するために必要なピボット操作数は、N-1想定事故数×切替操作回数分であり、計画期間全体にわたる系統構成を求めるためには莫大な回数のピボット操作が必要である。そこで本論文では、K日の系統構成においてN-1想定事故を行った結果、想定事故 $s_K^{\max}$ で最大負荷率を持つ線路 $\ell_K^{\max}$ が既知である場合、以下の定理を用いることでピボット操作回数を削減することができる。

[N-1 想定事故を模擬するピボット操作に関する定理]

もし、K日のタブロー $\pi[K]$ で表される系統構成に対

図2 定理説明のための系統図

Fig.2 System configurations for explaining theorem.

して、想定事故 $s_K^{\max}$ に相当するピボット操作を行った後に線路 $\ell_K^{\max}$ のN-1最大負荷率を減少させるピボット操作が存在しなければ、 $\pi[K]$ のN-1最大負荷率評価関数値を減少させるピボット操作は存在しない。

図2を用いてこの定理を説明する。図2において、元系統 a に対して、切替操作 i を行った系統構成を系統 b 、この系統 b の線路 s が故障した系統構成を系統 d とする。また、元系統 a に対して線路 s が故障した系統構成を系統 c とし、この系統 c に切替操作 i を行って得られた系統構成を系統 e とする。明らかに、系統 d と系統 e は同じ系統構成であり、線路 ℓ を流れる潮流は等しい。

系統 b における線路 ℓ の線路負荷率は $PLF_\ell[K]_i$ である。この時、系統 b での線路 ℓ のN-1最大負荷率は、系統 d での線路 ℓ の線路潮流負荷率 $PLF_\ell[K]_{i,s}$ 以上である。

$$PLF_\ell[K]_{i,s} \leq \max_q \{PLF_\ell[K]_{i,q}\} \quad q=1, \dots, s, \dots, NS \dots\dots\dots (16)$$

次に、系統 c における線路 ℓ の線路負荷率は $PLF_\ell[K]_s$ である。この時、任意の切替操作により、線路 ℓ の線路負荷率を減少させることができないと仮定する。すなわち、系統 e の線路 ℓ の潮流負荷率(系統 d の潮流負荷率と等しい)は系統 c の線路負荷率 $PLF_\ell[K]_s$ より小さくならない。すなわち、

$$PLF_\ell[K]_s \leq PLF_\ell[K]_{i,s} \dots\dots\dots (17)$$

(16),(17)式より、

$$PLF_\ell[K]_s \leq \max_q \{PLF_\ell[K]_{i,q}\} \quad q=1, \dots, s, \dots, NS \dots\dots\dots (18)$$

上式は、系統 a においてどんな切替操作 i を行ったとしても、線路 ℓ のN-1想定事故 s を考慮した潮流負荷率は、系統

a において事故 s が発生したときの線路潮流よりも小さくならないことを表わしている。

ここで、 s を $s_K^{\max}$ で、 ℓ を $\ell_K^{\max}$ で入れ替えれば、上記の定理の結論を得ることができる。

この定理は次のことを意味する。もし、 $s_K^{\max}$ 、 $\ell_K^{\max}$ が分かれば、すべての切替操作とN-1想定事故の組合せ(切替操作数 $\times$ N-1想定事故数)個の二重ピボット操作をしなくても、N-1想定事故 $s_K^{\max}$ と切替操作の組合せの(1 $\times$ 切替操作数)個のピボット操作だけで、現在の系統構成からN-1最大負荷率評価関数を減少する切替操作を選択することができる。

〈3・4〉 OSPF解法アルゴリズム 前節の定理とOSPFの特性[a~c]を活し、次に述べるステップによってより少ない計算量で最適解に導く可能な単一操作集合 $H[K]$ ⁽⁴⁾を生成することができる。

Step1: タブロー $T[K]$ からK日のN-1最大負荷率を生じるN-1想定事故 $s_K^{\max}$ とそれに対応するN-1最大負荷率を生じる線路 $\ell_K^{\max}$ を求める。この線路 $\ell_K^{\max}$ を求めるには各々のN-1想定事故と対応するタブローを生成する必要はない。

Step2: タブロー $T[K]$ を基に、想定事故 $s_K^{\max}$ を行う時の臨時タブローを生成する。

Step3: 臨時タブローを基に、OSPFの特性bを利用して線路 $\ell_K^{\max}$ のN-1負荷率を減少する切替操作を求める。

Step4: 制約チェックを行い、 $H[K]$ を生成する。

生成された $H[K]$ は、以下の基準の順で次のピボット操作を選択する。

(基準1) 連続数日の評価関数を同時に減らすこと

(基準2) 当日の評価関数を減らすこと

もし複数のピボット操作が存在すれば、当日の評価関数が最小のものを選ぶ。

図1のタブロー $T[K]$ を用いてその求め方を説明する。事故 s が起きたときの線路 ℓ の潮流を求めたいとする。線路 s での事故は線路 s の開放操作と等価なので、変数 x_s に対応する要素 $a_{\ell s}$ を用いて事故後の線路 ℓ の潮流 $P_{\ell}[K]_s$ を求めることができる。すなわち、

$$P_{\ell}[K]_s = P_{\ell}[K] - P_s[K]a_{\ell s}/a_{ss} \quad \cdots \cdots \cdots (19)$$

K日のN-1最大負荷率 $f_2(K)$ は上式で求めた $P_{\ell}[K]_s$ を(2)式に代入して求める。

4. タブサーチのOSPFへの適用

これまでに筆者らが提案したOSPFに基づく系統構成生成手法は、いわゆる最大化問題に対する山登り法に相当するため、切替操作などの離散変数により引き起こされる解の多峰性により局所最適解に陥る可能性があった。この局所最適解は、当日の評価関数をさらに減少する単一のピボット操作が存在しない解である。本研究では、局所最適解から脱出して、より良い解を得るための手法としてタブ

サーチのメカニズムを用いる。衆知のように、タブサーチは組合せ最適化手法の一つであり、タブリストで禁止した状態を除く隣接状態の中で最良の状態に遷移することによって、より良い局所最適解を得る手法である^(6,7)。

〈4・1〉 隣接状態集合の生成 OSPFにおいて隣接状態とは、現在の系統構成から単一の切替操作を行って得ることができる系統構成である。タブリストにはこの単一切替操作が格納される。

〔隣接状態の生成〕 隣接状態を生成するとき、まず以下の2つの切替操作を除く。

- (1) 前回操作の逆操作
- (2) 線路データが同じ平行線路の操作は一つだけ残す

次に、トータルの切替回数を少なくするため、以下の優先順位に基づいて操作を選択し、隣接状態を生成する。

(優先1) 前日と翌日が同じ操作

前日と翌日が同じ操作を行う場合、当日に同じ操作を行えば前日から翌日まで同じ切替操作となり、前日での切替操作1回で3日分の系統構成を実現することができる。

(優先2) 前日と翌日の全ての操作

前日の操作を当日に行うと、前日の切替操作を当日に延期したものと同一ことになる。同様に、翌日の操作を当日に行うと、翌日に行うべき操作を1日早めたことになり、どちらの場合もトータルの操作回数は増えない。

(優先3) 当日に行うことのできるすべての切替操作

上記に含まれない残りの操作。操作回数は必ず1回以上増加する。

(優先1)で生成された隣接状態に対し以下の制約条件を満たす状態がない場合には(優先2)を用いて隣接状態を生成する。それでも制約条件を満たす隣接状態が存在しない場合には(優先3)を用いて隣接状態を生成する。

〔制約条件のチェック〕 求めた隣接状態の各切替操作に対して、評価関数が(1)式の時は以下の(条件a)から(条件d)まで、(2)式の時はすべての条件のチェックを行う。

(条件a) 作業操作の逆操作でない

(条件b) その操作によりタブリストで禁止される系統構成にならない

(条件c) (3)式を満たす

(条件d) N-1想定事故時に系統分離が生じない

(条件e) (4)式を満たす

(条件f) N-2想定事故時に系統分離が生じない

全ての隣接状態に対して上述のチェックを行い、制約条件を満たすものを隣接状態集合に入れる。

〈4・2〉 計算手順 図3にタブサーチを利用した計算手順を示す。まず、並列探索数 t_size の初期値を T_START に設定する(図中の*1)。この変数 t_size は、タブサーチにおいて並列に探索される隣接状態数を表わしている。次

図3 タブサーチのフロー
Fig.3 Flowchart of tabu search.

に、前節で述べた優先1から3を用いて隣接状態集合を作成し、評価関数の値が最も小さい t_size 個の隣接状態を選ぶ (* 2)。この集合の最も評価関数の小さい値を持つ隣接状態に対してOSPFを実行し、局所最適値に到達するまで反復させる。もし、得られた解に対する評価関数値がタブサーチに入る前の値より大きければ、隣接状態集合からこの操作を取り除き、次の隣接状態の評価に進む。評価関数値が小さければ、 t_size を修正して隣接状態生成過程へ戻る (* 3)。

図4を用いて、計算手順における評価関数の変化を説明する。この図において、各サイクルはOSPFが局所最適解に

収束するまでのステップを表わし、評価関数の肩字は反復回数を表わす。最初に、OSPFが反復回数2で、ある局所最適解 $f^2(K)$ に留まったとする。この時、隣接状態集合を生成し、そこから評価関数が最も良い隣接状態の操作を選んで、OSPFを実行する。新しいOSPF収束点 (反復回数5) の評価関数 $f^5(K)$ がタブサーチ前の評価関数 $f^2(K)$ より小さいので、この解を採用し、次のタブサーチのサイクルに入る。サイクル2では、最も良い隣接状態の操作 $TS_2[1]$ から始まったOSPFの新しい収束点 (反復回数8) の評価関数値 $f^8(u)$ が、タブサーチ前の評価関数 $f^5(K)$ より大きいので、隣接状態集合からそれを除いて次の操作を選んでOSPFを適用する。この処理はOSPFの新しい収束点の評価関数値がタブサーチ前の評価関数より小さくなるまで繰り返す。例えば、サイクル2では i 番目の操作からのOSPF収束点 (反復回数10) の評価関数 $f^{10}(K)$ が $f^5(K)$ より小さいので、これを採用して次のサイクルに入る。もしすべての隣接状態集合に対してOSPFを実行した結果がタブサーチ前の評価関数値より大きければ、これが最終的な解とする。

5. シミュレーション

本研究では42母線実システムに対して1ヶ月の系統構成を求めるシミュレーションを行った。作業配置は文献(8)で仮説推論を用いて求めた配置案を採用し、N-1 想定事故は変圧器線路を含むすべての線路の開放事故とした。提案法の有効性を確認するため、表1に示すような4つの方法でシミュレーションを行った。また、過負荷量を比較するため、 β を導入して(4)式を以下のように変換する。

$$-(1-\beta)P_i^M \leq PLF_{\ell}[K]_{i,s} \leq (1-\beta)P_i^M \quad i=1,\dots,m$$

$$K=1,\dots,NM$$

..... (20)

β を調整することで上記の4つの方法の優劣を簡単にかつ明確に比べることができる。 β が大きければ大きいほど制約が厳しくなるので、大きい β に対して実行可能解を得ることができる手法ほど優れていると見なすことができ

図4 OSPFにおけるタブサーチの説明図
Fig.4 Outline of tabu search in OSPF.

図5 タブサーチの計算過程の一例

Fig.5 An example of calculation process in the tabu search

る。

表2は各手法のシミュレーション結果を示しており、収束可能な β の最大値と1ヶ月間の切替操作回数の合計を示している。なお、表中の—は収束解が得られなかったことを表わしている。 β がゼロの時、従来法では解が存在しない。すなわち、従来法では、N-1過負荷禁止の制約条件を満たす系統構成を生成することができない。次に、 $\beta > 0.196$ の時、制約条件にN-1過負荷禁止条件を加えた単なるOSPF(提案法1)は実行可能解を得ることができなかったが、OSPFにタブサーチを導入した提案法2と3では実行可能解を得ることができた。また、提案法2は β を0.241にまで減少させることができ、提案法3はさらに厳しい0.248にまで減少させることができる。

ここで、提案法3の収束過程を図5を用いて示す。図5は、第24日の系統構成を生成する時の計算過程である。まず、最初のOSPFの収束点は反復回数軸の5にある●であり、その時の評価関数値は $f_2^5(24)$ である。図で示されているように、反復3から反復5までの評価関数値は等しいが、前後日の系統構成の連続性を考慮して、線路23の投入操作(負で表す)と線路42の開放操作(正で表す)が採用されている。OSPFが収束し局所最適点に到達したので、タブサーチアルゴリズムに入る。隣接状態集合の中で、線路38の開放操作の評価関数が一番良いが、その隣接状態を採用した後、評価関数をさらに減少する切替操作が存在しなかったため提案法2は終了する。提案法3は線路38の開放操作をタブリストに入れて、次に評価関数値が良い隣接状態に対してOSPFを実行する。その結果、4番目の隣接状態である線路51の開放操作から出発したOSPFが反復回数9で収束し、その評価関数値 $f_2^9(24)$ が $f_2^6(24) = -0.248$ より小さいので、これらの切替操作で生成した系統構成を採用して、再びタブサーチアルゴリズムを適用する。しかし、これ以上解を改善することができなかったため、反復回数9の系統を第24日の系統構成として翌日の系統構成の生成に移る。

6. あとがき

本研究では、タブサーチのメカニズムを用いた局所最適解から脱出できるヒューリスティックな系統構成の生成法

表1 シミュレーション条件

Table 1 Simulation conditions

項目	方法	従来法	提案法1	提案法2	提案法3
評価関数		(15)式	(15), (16)式	(15), (16)式	(15), (16)式
制約条件		(i), (iii)	全部	全部	全部
タブサーチ		なし	なし	あり	あり
T_START		—	—	1	10
T_FINSH		—	—	1	5

表2 β 最大値と切替操作回数

Table 2 Maximum values of β and the number of switching operations

β 最大値	従来法	提案法1	提案法2	提案法3
0.000	—	10	10	10
0.196	—	15	15	15
0.241	—	—	31	31
0.248	—	—	—	43

を提案した。実系統に対してシミュレーションを行った結果、その有効性を確認した。本提案法では、切替操作だけではN-1過負荷を完全に無くすることができない可能性があり、この場合の改善策について検討を行いたい。今後の課題としては、N-1想定事故時の $H[K]$ の生成方法の改善が挙げられる。

(平成10年7月21日受付, 平成11年1月6日再受付)

文 献

(1) G.Schnyder, H.Glavitsch: "INTEGRATED SECURITY CONTROL USING AN OPTIMAL POWER FLOW AND SWITCHING CONCEPTS," IEEE Trans. PS, Vol. 3, No. 2, 782-790 (1988)
(2) G. Schnyder, H. Glavitsch: "SECURITY ENHANCEMENT USING AN OPTIMAL SWITCHING POWER FLOW," IEEE Trans. PS, Vol. 5, No. 2, 674-681 (1990)
(3) 吉川, 他: 「タブサーチを用いた作業停電調整支援システムの開発」, 電気学会電力技術・電力系統技術合同研究会, PE-96-90, PSE-96-90 (平8)
(4) R. Bacher, H. Glavitsch: "NETWORK TOPOLOGY OPTIMIZATION WITH SECURITY CONSTRAINTS," IEEE Trans. PS, Vol. 1, No. 4, 103-111 (1986)
(5) 趙, 他: 「最適切替潮流計算法による停電作業計画の系統構成の生成法」, 電学論B, 118, 715 (平10-6)
(6) F.Glover: "Tabu search-Part I" ORSA Journal on Computing, 1 pp.190-206 (1989)
(7) F.Glover: "Tabu search-Part II" ORSA Journal on Computing, 2 pp.4-32 (1990)
(8) 川原, 他: 「仮設推論を用いた停電作業スケジューリングに関する一考察」, 電学論B, 118, 460 (平10-4)

趙 寧虎 (正員) 1961年1月10日生。1999年3月広島大学

大学院工学研究科博士課程後期(システム工学専攻)終了。同年4月より広島大学工学部第二類(電気系)助手, 現在に至る。主として, 電力系統におけるエキスパートシステムの適用に関する研究に従事。

川原 耕治 (正員) 1965年7月20日生。1988年3月三重大学工学部電気工学科卒業。1990年広島大学大学院工学研究科博士課程前期(システム工学専攻)終了。同年4月福山大学工学部電子・電気工学科助手, 1999年4月より同大学講師, 現在に至る。主として, 電力系統におけるエキスパートシステムの適用に関する研究に従事。情報処理学会, 人工知能学会, IEEE各会員。

久保川 淳司 (正員) 1965年1月11日生。1989年3月広島大学大学院工学研究科博士課程前期(システム工学専攻)終了。同年4月同博士課程後期に進学。1990年7月広島大学助手, 1996年11月同講師, 現在に至る。1993年10月から1995年4月ロンドン大学 Imperial College 客員研究員。1998年英国 UMIST 客員研究員。情報処理学会, IEEE 会員。

佐々木 博司 (正員) 1941年3月10日生。1968年3月早稲田大学大学院理工学研究科博士課程(電気工学専攻)終了。同年4月広島大学工学部電気工学科講師, 1980年10月第二類(電気系)助教授, 1989年11月同教授(電力工学教育科目担当), 現在に至る。工学博士。主として, 電力系統の過渡安定度, 状態推定, 最適潮流計算法, エキスパートシステムやニューラルネットワーク等の人工知能の応用に関する研究に従事。IEEE, CIGRE, 日本太陽エネルギー学会, 情報処理学会, エネルギー・資源学会, 電気設備学会会員。

造 賀 芳 文 (正員) 1971年2月22日生。1995年3月広島大学大学院工学研究科博士課程前期(システム工学専攻)修了。1997年4月広島大学工学部第二類(電気系)助手, 現在に至る。電気学会, 電気設備学会, エネルギー・資源学会, IEEE各会員。