負荷の離散性を考慮した配電系統負荷バランス問題の近似解法

学生員 南 基榮 (茨城大学)
正 員 林 泰弘 (茨城大学)
正 員 奈良 宏一 (茨城大学)

An Approximate Solution Algorithm for Load Balancing of Distribution Systems

Taking Discreteness of Load Increment into Account

Keeyoung Nam, Student Member (Ibaraki University)

Yasuhiro Hayashi, Member (Ibaraki University)

Koichi Nara, Member (Ibaraki University)

This paper proposes a new algorithm to obtain an approximate optimal solution for the load balancing of large-scale radial distribution system. Since the problem is formulated as a combinatorial optimization problem because of the discreteness of load section connection, it is difficult to solve a large-scale combinatorial optimization problem accurately within the reasonable computational time. So for, in order to find an approximate optimal solution quickly, the authors have published a solution method based on the network flow incremental algorithm. Although the incremental algorithm can find the optimal solution to the problem, the result is not always radial (feasible). So as to overcome this deficiency, in this paper, the authors propose a new algorithm that can find the load balanced radial distribution feeder configuration. The proposed algorithm picks up load by a unit of a section load. Therefore, the problem is elementarily a combinatorial optimization problem. However, to avoid the permutation, the algorithm employs a heuristic algorithm based on the mathematical concept of the optimality of the incremental algorithm. In picking up section load, the algorithm can take into account not only the current load balance but also the expected load which feeders should pick up afterward. To realize this algorithm, a combination of labels is introduced to each node. Through numerical examples, the validity of the proposed method is examined.

キーワード：配電系統，負荷バランス，組合せ最適化，ヒューリスティック

1. まえがき

近年，遠方制御可能な区間開閉器が配電系統に多数導入されてきている。区間開閉器の遠方制御操作によれば，事故時の負荷切替えの他，例えば，平常時に損失最小系統を構成したり，フィード間の負荷がバランスした系統を構成することも可能である。フィード間の負荷バランスは，事故時の負荷移行を容易にし，さらに，その負荷移行時においても負荷バランスをとるならば継続事故対策として有効である。また，平常時の負荷バランスは損失最小化や設備利用率の向上にも効果があるので放射状配電系統を構成するときに考慮されるのが普通であるが，問題に組合せ的要素が含まれているため，解くことが難しい問題として知られている。フィード間の負荷バランスや損失最小化を目的とした配電系統の再構成手法として，従来より，分枝限定法⁽¹⁾，ブランチ交換法^(1, 2, 3)，遺伝アルゴリズム⁽⁴⁾，線形計画法⁽⁵⁾等様々な手法が適用されてきている。

著者らはこの問題の解法として逐次増分法⁽⁶⁾に基づいたアルゴリズムを開発し，提案してきた^(7, 8, 9)。逐次増分法

では，微小増分の負荷を区間に配分する際に，系統がループ構成をとることを許容するならば最適解が得られることが証明されている。そのため，もしループ構成をとることを許容して得られた結果の系統構成が放射状であるならば，実行可能な最適解が保証される。しかしながら，得られた構成にループが存在する場合には，系統構成を放射状（実行可能）にするためにループを開放しなければならない。その際，解の最適性が大きく崩れてしまうことになる。

本論文では，この問題を解決するために，放射状構成を維持しながら，逐次増分法の数理的な考え方を利用してヒューリスティックに最適解を求める手法を提案する。提案手法では，放射状構成を維持するために，逐次増分法で用いた微小増分単位ではなく，区間負荷単位で逐次増分を行っている。その一方で，さらに，フィード間の負荷バランスが可能な限り保てるように電源側から順次フィードにノードを接続していく過程において，フィードにこれまでに接続された負荷のアンバランスだけではなく，これから接続されるであろうノード（未接続の負荷ノード）による負荷バランスの変動をも考慮する。これを実現するために負

荷ノードの先行・後続関係と未接続負荷の大きさの指標を与えるノードラベルの考え方を導入している。

以下、第2章では、配電システムのフィーダ間負荷バランス問題の定式化を行い、第3章ではこの問題の解法について説明する。第4章では、提案手法の妥当性を検証するためにモデルシステムを用いた数値計算例を示す。

2. 問題の定式化

<2.1>問題のグラフ表現 常時開放型ループ配電システムの負荷バランス問題は、配電線の電流容量制約などの下で、開閉器の開閉状態を変えて、フィーダの負荷がバランスするように放射状システムを構成する問題である。今、配電線の負荷区間、フィーダの供給点、上位システムをノード、区間開閉器をブランチで表現したグラフを作ると、常時開放型ループ配電システムは図1のようなグラフで表すことができる。

Fig. 1. Distribution system model expressed by graph

図1で、ノード s は上位系統（又は変電所）、ノード t_i は i 番目のフィーダの供給点、ノード $a \sim v$ は負荷区間を表している。図1のグラフモデルを用いると、フィーダ間の負荷バランス問題は、図1を初期グラフとして、 s から供給点 t_i に流入する電流の値が最も均等になるように、図2に示すような無閉路有向グラフを構成する問題として考えることができる。ただし、有向枝は潮流が流れる方向を表している。

図2 無閉路有向グラフの例

Fig. 2. An example of directed graph with no loop

<2.2>問題の定式化 区間負荷の大きさを既知とすると、問題は以下のように定式化される⁽⁶⁾。なお、この定式化ではフィーダの電流容量制約と放射状構成制約並びにグラフの連結性しか制約条件としていないが、必要に応じて区間毎の電流容量制約や電圧降下制約などを追加することができる。ここでは、簡単のため、これらの制約を省略している。

[目的関数]

$$\text{最小化 } Z = \sum_{i=1}^p F_i(x_i) \quad (1)$$

$$\text{但し, } F_i(x_i) = (x_i - a)^2, a = \sum_{j \in J} z_j / p$$

[制約条件]

・フィーダ電流容量制約

$$x_i \leq C_i \quad (i = 1, 2, \dots, p) \quad (2)$$

・電力供給制約（供給負荷量制約）

$$x_i = \sum_{j \in J} S_{ij} \cdot z_j \quad (i = 1, 2, \dots, p) \quad \text{但し, } S_{ij} \in \{0, 1\} \quad (3)$$

$$\sum_{i=1}^p x_i = L_d \quad (4)$$

・放射状構成制約

$$\sum_{i=1}^p \sum_{j \in J} S_{ij} = V - 1 \quad (\text{かつ連結であること}) \quad (5)$$

但し、 p ：フィーダの総数、 i ：フィーダ番号、 a ：フィーダ電流の平均値、 x_i ：フィーダ i の供給端電流、 C_i ：フィーダ i の供給端電流容量、 J ：全区間ノードの集合、 S_{ij} ：区間 j がフィーダ i に接続されているか否かを表す変数（1：区間 j がフィーダ i に接続されている場合、0：それ以外）、 z_j ：区間 j の負荷、 L_d ：全区間負荷の負荷量の和、 V ：グラフの総ノード数

なお、上記定式化においてはフィーダ間の負荷バランスの均等化を目的としたため、(1)式の x_i がフィーダ電流の平均値 a になるように定式化されている。もし、必要があれば x_i の値をフィーダ毎にあらかじめ指定された電流値 a_i ($i = 1, \dots, p$)に近づけるように目的関数を変更しても以下に述べる解法は変わらない。

3. 問題の解法

<3.1>解法の概要

(1)式のように、目的関数がフィーダ電流の二次式の和で表される場合には、逐次増分法⁽⁶⁾の考え方から、フィーダ電流が最も小さい ($a - x_i$ 最大) フィーダから電流を少しずつ増加させる手続きを続ければフィーダ電流のバランスを可能な限り保持し得る。もちろん、このような方針によっても増分値が区間負荷単位であるため結果が最適解になる保証はない。しかしながら、本解法では、区間負荷を接続する際に単に小さい負荷を選んで接続するのではなく、接続前後の負荷バランスの変動を評価しながら、最も負荷バランスが良くなるように負荷を選択して接続していき、最適に近い解を求めようとしている。

本解法では、ソースノード（上位系統）と各フィーダの供給点を結ぶブランチ以外は全てのブランチが切断されている（各フィーダの負荷ゼロ）状態から、フィーダ電流値最小のフィーダに接続すべき負荷を<3.2>節(2)に示す

方法で選択して順次接続し、目的とする解を得る。なお、フィーダに負荷を接続する操作（負荷を充電する操作）をその供給点に対する「ツリー拡張」と呼ぶことにしよう。ツリー拡張を円滑に行うために、ノードに＜3. 2＞節（1）に示す方法でラベルを付す。このラベルに従って接続ノードを選択し、すべてのノードが接続されるまでツリーの拡張を繰り返すことになる。ツリーの拡張をすべてのノードが接続されるまで繰り返した後、フィーダ間の負荷バランスの微調整を行ってアルゴリズムを終了する。

以上の解法をまとめて示せば図3のフローチャートのように表示することができる。次節ではフローチャートの箱の中に示した番号の項で各ステップの解法の詳細について説明する。

図3 全体の概略フローチャート
Fig.3 Overall flowchart of solution algorithm

＜3. 2＞解法の詳細

（1）ラベル付け 前述のように、ツリー拡張を円滑に行うために各ノードにラベルが付される。ラベルは2元対 (d, lab) の形をとる。 d は次にフィーダに接続可能なノードを選択するため、 lab は未接続ノードの負荷バランスへの影響を評価するために用いられる。

ラベル付けは、1つのノードについて、そのノードを接続可能なフィーダの数だけ2元対 (d, lab) が付される方法で行われる。ラベルはフィーダごとに供給点（電源側）に最も近いノードから遠いノードに向かって順に付される。

2元対で、 d は負荷ノードを任意のフィーダに接続する場合に経由しなければならないノード数を表す。 d はそのノードがフィーダへ接続されるまでの順番を表すことから、「順序ラベル」と呼ぶことにする。順序ラベルはフィーダの供給点又は充電ノード（すでに供給点に接続されているノード）に直接接続できる（最も近い）負荷ノードに1と付し、順序ラベル1のノードに直接接続できるノードに2と付すように付ける。ここで、ラベル付けされた隣合う二つのノードの関係を先行・後続関係と呼ぶことにし

よう。また、先行・後続の関係を持つ二つのノードの中で順序ラベルが小さいノードを「先行ノード」、順序ラベルが大きいノードを「後続ノード」と呼ぶことにする。

もう一方のラベル lab には、考察中のフィーダに関して順序ラベルが付されたノードとそのノードより電源側にあるノードの負荷量の和が与えられる。これを「負荷量ラベル」と呼ぶことにする。すなわち、負荷量ラベルは(6)式で与えられる。

$$lab_{i,j} = \begin{cases} lab_{i,j-1} + z_j & (d > 1) \\ z_j & (d = 1) \end{cases} \quad \dots\dots\dots (6)$$

(6)式は未接続ノードの先行ノードを決める指標として用いられる。

ラベル付けの具体的な手順は以下になる。

（STEP1）：フィーダを一つずつ順番に選択し、選択されたフィーダの供給点または充電ノードから接続できる全てのノードに以下の手続きでラベルを付ける。

＜Sub STEP1-1＞選択されたフィーダに対して、供給点または既接続（充電）ノードの全ての後続ノードに $d = 1$ の順序ラベルを付す。またそれらのノードの負荷量ラベルを(6)式で計算して付す。

＜Sub STEP1-2＞まだラベルが付いてないノードの中で d の順序ラベルが付いたノードの後続ノードになるノードの順序ラベルを $d = d + 1$ にする。また、同時に(6)式により計算した負荷量ラベルを付す。負荷量ラベルの計算にあたって、ラベルを付けようとするノードの先行ノード候補が多数存在する場合がある。この場合どのような順序でラベル付けを行っても良いが、ここでは、まず、 $\min\{d\}$ のノードを優先して選択し、もし、 d の値が等しいものが多数あればその中から $\min\{lab\}$ を与えるノードを先行ノードとして選択する方針をとっている。これは、供給点に可能な限り近いノードに負荷を接続し、可能な限り負荷の増分を小さくおさえるという方針になる。なお、ラベル付けされたノードの中でそのノードだけからしか接続し得ない後続ノード集合がある場合、そのノードの負荷量ラベルに後続ノード集合の負荷量を合わせてラベルを付する。これらの後続（負荷量がまとめられた）ノードには、先行ノードの接続が決まると同時にこれらすべてのノードの接続が決まるため、先行ノードと一体として扱うことができ、ラベルを付ける必要はない(図7参照)。

＜Sub STEP1-3＞Sub STEP1-2の過程を繰り返し、全てのノードにラベルを付ける。

（STEP2）：STEP1の過程を全てのフィーダで繰り返す。

以上の操作が終れば、そのノードが接続されることが出来るフィーダの数だけ負荷ノードにラベルが付されることになる。なお、一つのノードが特定のフィーダに接続（充電）される度にラベルの値は変わるので、その都度、上記の方法でラベルを更新しなければならないことに注意されたい。

以上のラベル付けの方法を図4に示す一フィーダの例

題で具体的に見てみよう。図 4 において f_i は供給点、番号が付いているノードは負荷区間を表す。簡単のため、各負荷区間はノード番号の値に等しい負荷量を持つものと仮定しよう。

図 4 ラベル付けモデル
Fig. 4. Model for labeling

図 4 で、供給点に直接接続されるノード、すなわち $d = 1$ になるノードは 1, 2, 3 である。これらのノードの負荷量は 1, 2, 3 であるので、これらの各ノードにそれぞれ (1, 1), (1, 2), (1, 3) のラベルが付される (図 5 参照)。

図 5 供給点の後続ノードのラベル付け
Fig. 5. An example of labeling nodes connected with feeding point

次に、図 5 で Sub STEP1-2 の操作をすると、ノード 4, 5, 6, 8 に順序ラベル 2 が付き、先行ノード候補が 1 つしかないノード 4 と 6 の負荷量ラベルは各々 $1+4=5$, $3+6=9$ になり、図 6(a) のようにラベルが付される。ノード 5, 8 の場合、すでにラベルがついた複数のノードが先行ノード候補としてある。ノード 5 に対しては、 $d = 1$ のラベルが付いたノード 1, 2, 3 がその先行候補になるが、 d が等しいことから負荷量ラベルが最も小さいノード 1 が先行ノードとして選ばれる。ノード 8 の場合、ノード 3, 5, 6 が先行ノード候補になるが、 $\min\{d\} = 1$ のノード 3 が先行ノードとして選ばれる。負荷量ラベルは各々 $1+5=6$, $3+8=11$ になり、結局、図 6 (b) のようにラベルが付される。

図 6 ラベル付け優先順位の例
Fig. 6. An example of labeling priority

図 6(b) で、ノード 7 の先行ノードはノード 5 だけであり、ノード 7 の後続ノードも他のどのノードとも接続できない。このような場合、ノード 7 が接続される供給点からはノード 7 とノード 9, 10, 11 に負荷電流を供給しなければならないのでノード 5 の負荷量ラベルにノード 7, 9, 10, 11 の負荷量を反映してラベルを付す。また、ノード 7, 9, 10, 11 はノード 5 の接続が決まると同時に接続が決まるのでラベルは付けない。図 7 に図 6(b) からノード 5 のラベルを付け変えた結果を示す。

図 7 末端ノードのラベル付け例
Fig. 7. An example of labeling process for terminal nodes

以上のラベル付けにより、ある特定のフィーダ i の任意のノード j に接続可能な未充電ノードの負荷量の和を (7) 式から計算できる。

$$\Phi_j = \sum_{h_j \in K_{ij}} l_{h_j} - \sum_{b_k \in B_{ij}} l_{b_k} \times (n_{b_k} - 1) \quad (7)$$

但し、 l_{h_j} : 既接続ノード j から先の末端ノード h_j の負荷量ラベル、 K_{ij} : フィーダ i の既接続ノード j から先の末端ノードの集合、 l_{b_k} : 既接続ノード j から末端側の分岐点 b_k の負荷量ラベル、 b_k : 既接続ノード j から末端側にある分岐点の番号、 B_{ij} : フィーダ i の既接続ノード j から末端側の分岐点の集合、 n_{b_k} : 分岐点 b_k に後続する放射状ノード群の数

(7) 式の第 2 項は、ある分岐ノードの負荷量ラベル lab がそのノードから分岐して後続するすべてのノード群に加えられて末端ノードまで伝搬してしまうため、末端ノードのラベルの和から余分な分岐数分だけ分岐点の lab の値を引いておかねばならないことを表している。

図 7 に対して、(7) 式を用いて f_i に接続可能な未充電ノードの負荷量の和を計算してみると、末端ノード 2, 4, 5, 6, 8 の負荷量ラベルの和が $2+5+43+9+11=70$ 、分岐点ノード 1, 3 は各々分岐ノード数が 2 であるので、 $1 \times (2-1) + 3 \times (2-1) = 4$ となり、接続可能な負荷量は $70-4=66$ になる。

(2) 充電ノードの決定 図 3 の (2) の詳細な手続きを図 8 のフローチャートに示す。

図 8 では、まず、新たにノードを接続して負荷電流を増やすツリー拡張フィーダとして、現在の時点で電流値が最も小さい ($a - x_i$ 最大) フィーダを選ぶ。次に、そのフィーダから順序ラベル d が 1 である全てのノードを接続候補とする。もし、候補ノードが 1 個であればそのノードを接続し、ツリーを拡張できる。しかし、候補が 2 個以上存在する場合には接続すべきノードを何らかの方法で決定しなければならない。そこで、候補ノードを接続したと

図8 充電ノード決定の詳細手続きの流れ
Fig.8. Decision procedure of node connection

き、各フィーダに接続可能な残りの未接続ノードの負荷量の和の期待値を (9) 式で計算し、それを (1) 式の目的関数に反映した (8) 式を最小化するようなノードを接続 (充電) ノードとする。

$$\text{最小化 } Z' = \sum_{i=1}^p (x_i + x'_i - a)^2 \quad \dots\dots\dots (8)$$

$$\text{但し, } x'_i = \sum_{j \in R_i} (z_j / k_j) \quad (i = 1, 2, \dots, p) \quad \dots\dots\dots (9)$$

R_i : フィーダ i に接続可能なノードの集合
 k_j : ノード $j (j \in R_i)$ に接続可能なフィーダ数

(8) 式で、フィーダ電流値 x_i は現在までにフィーダ i に接続が決まった充電ノードの負荷量の和であり、 x'_i は (9) 式で与えられるように未接続ノードの中でフィーダ i に接続できるノードの負荷量をそのノードに接続できるフィーダ数で割った値の和 (未接続負荷のうちそのフィーダへ接続される負荷の和の期待値) である。(8) 式によって選ばれる解が必ずしも最終的に良い負荷バランスを与えとは限らないが、(8) 式は 1 個のノードが接続される毎に、残りの未接続ノードの影響を目的関数に反映したものであり、結果の負荷バランスが良くなる可能性を判断するための 1 つの指標と考えて良い。

さて、このような方法によっても、モデルによっては、未接続ノードが多く残っているにも関わらず特定のフィーダに接続可能なノードがなくなり、そのフィーダのツリーが拡張できなくなる (閉塞する) 可能性がある。

たとえば、図 9 の系統モデルを考えよう。図 9 のノード内の数値はそのノードの負荷量を表している。いま、(8) 式の指標を用いて最初から負荷の接続を試みてみよう。

最初はフィーダ電流がすべて 0 であるからノードを接続するフィーダをフィーダ番号順に選択することにする。すると f_1 にはラベル d を参照してノード a, d, i が接続可能であり、この中から (8) 式を用いて評価を行うと、 $x'_1 = x'_2 = x'_3 = 430/3$ から、 $x_1 = 20$ (ノード d) のとき最小値 $Z' = 266.7$ を与え、 f_1 には最初にノード d が接続される。続いて、 f_2 に接続可能なノードを探索するとノード b しかないので f_2 にはノード b が接続される。 f_3 には f_2 と同様にノード c が接続される。その後、 f_1 が最小電流値を

図9 ノード接続過程中的系統構成例
Fig.9. An example of configuration under allocating load

持っているので、 f_1 に接続すべきノードを探すとノード a が最小値の Z' を与える。 a を接続すると、 f_1 のフィーダ電流値が 45 になる。同様に最小電流値を持つフィーダにノードの接続を続けると、 f_1 に連続してノード e, f が接続される。図 9 から、ここで f_2 が閉塞状態になることがわかる。

このような閉塞を解決するために以下の手法を導入する。すなわち、ツリーの拡張を“妨害”しているノードの 1 つを閉塞したフィーダに取り込むことによってツリーの拡張を可能にする方法である。

(3) 閉塞フィーダの解除 いま、ツリー拡張が不能となった閉塞フィーダを D_B 、これとループを構成できるフィーダを D_A と名付けよう。

まず、 D_A に接続されているノードの中から D_B に接続可能なノードを選んでブランチ交換を行うと D_A, D_B の間で一部のノードの接続が変わる。この時、 D_A のツリー拡張ができるノードの少なくとも 1 つが D_B に接続されれば D_B のツリー拡張ができるようになる。もし、 D_B とループが構成できるフィーダが多数存在するならば、以下の (a), (b) のような評価基準によって選択する。

(a) ループを構成する場合の評価基準

次の (I) で D_A を選択し、(II) の基準で D_B とループを構成するノードを選択する。

(I) フィーダの選択: $\text{Max}\{x_{D_A} + x'_{D_A}\}$ を与える D_A

(II) ループを構成するためのノードの選択: (I) で選択されたフィーダのノードのうち $\text{Max}\Phi_j$ を与えるノード

(b) ループを開放する場合の評価基準

次の (I), (II), (III) の優先順で探索する。

(I) D_A, D_B とともに $x'_i > 0$ の時: $\text{Min}Z'_k$

(II) D_A, D_B の中で片方だけ $x'_i > 0$ の時:

$$\text{Max}\{\Omega_k | k = 1, 2, \dots, q\}$$

(III) D_A, D_B とともに $x'_i = 0$ の時: $\text{Max}\{\Omega_k | k = 1, 2, \dots, q\}$

ただし、 $\Omega_k = Z' - Z''_k > 0$,

Z' : ループ構成前の (8) 式の値

Z''_k : ブランチ k でループを開放後の (8) 式の値

q : D_A, D_B の間に構成可能なループの総数

上記の (a) のようにループを選択する理由は、フィーダ電流の期待値が最大となるフィーダの未充電負荷量が多いノードを閉塞フィーダ (負荷が小さい) へ移行するこ

とにより、フィード間の負荷バランスを試みるためである。また、(b) のループ開放時の基準は両フィードの負荷バランスをとるためであることは明らかである。

上記評価基準による閉塞フィードの解除の例を図 9 を用いて説明しよう。図 9 では、閉塞フィード f_2 とループ構成が可能なフィード D_A は f_1 しかない。また、 f_2 と接続可能な f_1 のノードは f しかないので f_1 のノード f が f_2 とループを構成する。続いて、構成されたループを開放するために (b) の評価基準により優先順位 (I) のノードのうち $MinZ'_k$ を与えるノード f を f_1 から f_2 へ取り込むように * のブランチを切断してループを開放する。この時、両フィードともツリー拡張が可能になり、フィード f_2 の閉塞が解除できる。

もし、上記の手順によってもツリーの拡張ができなければ、当該フィードのツリーの拡張を諦め、残りのフィードのツリー拡張によって可能な限りフィード間の負荷バランスをとる。

(4) フィード間の負荷バランスの微調整

以上の解法によっても必ずしも最適解に到達するとは限らないので、必要に応じて得られた放射状システムに対しブランチ交換法を適用して、さらに、負荷バランスの微調整を試みる。

4. 数値実験と考察

提案する手法の有効性を検証するため、4 種類のシステムモデルを用いて数値計算を行った。

本論文で提案した手法 (手法 I) による結果と逐次増分法に基づいた文献 (8) の解法 (手法 II)、文献 (8) のブランチ交換による解の調整を 2 段階ブランチ交換までに拡張した文献 (9) の解法 (手法 III) と並びに、分枝限定法 (手法 IV) を適用して得られた結果の比較を表 1 に示す。これらの中からモデル 4 の提案手法による結果を図 10 に示す。図 10 の × 印は本稿の解法による結果の開スイッチ位置を示す。

表 1 計算結果比較

Table 1. Comparison of calculation results

システムモデル	モデル1	モデル2	モデル3	モデル4
規模 (開閉器数)	25	46	77	96
手法 I	目的関数値	0.5	849.2	11014.0
	演算時間 (秒)	0.22	0.27	0.79
手法 II	目的関数値	0.5	985.2	40990.0
	演算時間 (秒)	0.11	0.35	1.23
手法 III	目的関数値	0.5	985.2	40990.0
	演算時間 (秒)	0.12	0.39	1.37
手法 IV (最適解)	目的関数値	0.5	849.2	2466.0
	演算時間 (秒)	0.33	0.38	326

表 1 から判るように提案手法による計算結果は手法 II や手法 III と同程度の演算時間 (SUN SPARC Station-20 使用) で手法 IV に近い目的関数値を与えている。なお、表 1 の手法 I のすべてのケースにおいて <3.2> 節 (4) の操作は

・図 10 提案手法による系統構成

Fig 10. Configuration through proposed algorithm

実質的な効果が見られなかった (ブランチ交換による負荷の移動はなかった)。すなわち、<3.2> 節の (3) までの操作で表 1 の解が得られている。

表 1 から判るように、提案手法によって必ずしも最適解が得られる保証はないが、手法 II または手法 III で得られる解よりは良い解が得られている。

さらに、従来手法の 1 つであるブランチ交換法と本手法を比較するために、モデル 3 とモデル 4 に対して提案手法とブランチ交換法だけを適用した結果との比較を表 2 に示す。

表 2 提案手法とブランチ交換法との比較

Table 2 Results comparison of Branch Exchange & Proposed Algorithm

	モデル3	モデル4
1つの負荷パターンにおいて異なった初期解からブランチ交換を50回適用したとき、提案手法によるものより悪い結果を与える解の数を50種類の負荷パターンについて求め、その平均をとった値	47	42
50種類の負荷パターンのうちブランチ交換法が提案手法より半数以上の良い解を得る負荷パターン数	1	2

表 2 は、モデル 3 とモデル 4 について 50 ケースの負荷パターンに対する提案手法による結果と各負荷パターンについて各々 50 ケースの初期解からのブランチ交換法による結果との比較を示している。

表 2 から判るように、提案手法によって得られる解が単にブランチ交換法を適用して得られる解よりも良いケースはるかに多いことがわかる。

5. むすび

本論文では、フィード間の最適な負荷バランスを与える配電系統構成を求める組合せ最適化問題に対し、逐次増分法の数理的な考え方を利用したヒューリスティック解法を提案した。提案した手法では、電源側からフィードに順次ノードを接続していく過程で、これから先に各フィードに接続されるであろう負荷を考慮したフィード間のアンバランスを見ながらフィードを拡張する方法を採用した。数値例から、他手法と比較して同程度に高速に、かつ、最適解により近い解を得られることを確認した。今後、区間単位の電流容量制約や電圧降下制約を考慮したより実用的な手

法として確立したい。

(平成9年10月30日受付, 同10年3月3日再受付)

文 献

- (1) D.W.Ross et al. : "Development of Advanced Methods for Planning Electric Energy Distribution Systems", U.S.DOE Report, ET-78-C-03-1845, Feb.(1980)
- (2) Mesut E Baran, et.al. : "Network Reconfiguration in Distribution Systems for Loss Reduction and Load Balancing", IEEE Trans. PWRD Vol.4, No.2, April (1989)
- (3) K.Aoki, K.Nara et al. : "New Approximate Optimization Method for Distribution System Planning", IEEE Trans. PWRD, Vol.5, No.1, Feb.(1990)
- (4) K.Nara et al. : "Implementation of Genetic Algorithm for Distribution Systems Loss Minimum Re-configuration", IEEE Trans. PWRD, Vol.7, No.3, Aug. (1992)
- (5) T.P.Wagner, A.Y.Chikhani, R.Hackam : "Feeder Re-configuration for Loss Reduction : An Application of Distribution Automation", IEEE Trans. PWRD Vol.6, No.4, Oct. (1991)
- (6) 加藤直木 : "離散構造とアルゴリズム I - ばらつき最小化組合せ問題", 近代科学社 (1993)
- (7) 南, 金, 林, 奈良 : "負荷バランスを考慮した放射状配電系統の構成手法", 電力技術研究会, PE-96-5 (1996)
- (8) 南, 金, 林, 奈良 : "放射状配電系統負荷バランス問題の新しい高速近似解法", 電学論 B, 117 巻, 10 号, 平成9年
- (9) 南, 金, 林, 奈良 : "配電系統の負荷バランス問題の近似解法", 電気学会全国大会, 平成9年

南 基榮 (学生員) 1958年5月18日生。1982年成均館大学電気工学科卒業, 1984年同大学院修了。1984年3月韓国電気研究所入所。1994年茨城大学大学院工学研究科博士課程入学。配電系統の運用最適化に関する研究に従事。

林 泰弘 (正員) 1967年1月5日生。1989年早稲田大学理工学部電気工学科卒業。1991年同大学院修了。1993年3月より1年間同大学助手。1994年同大学院博士課程修了。同年4月より茨城大学工学部システム工学科助手, 1997年4月より同学科講師, 現在に至る。工学博士。主として, 電力系統の計画・運用における最適化に関する研究に従事。1995年電気学会論文発表賞受賞。日本OR学会, IEEE会員

奈良 宏一 (正員) 1945年8月20日生。1970年3月北海道大学大学院工学研究科修士課程電気工学専攻修了。同年4月三菱電機(株)入社。1977年4月北見工業大学講師, 助教授, 1987年4月広島大学工学部助教授を経て, 1992年4月より茨城大学工学部システム工学科教授, 現在に至る。工学博士。主として, 電力系統並びに配電系統の計画・運用最適化に関する研究に従事。IEEE, 日本OR学会, 情報処理学会会員。