

(12) 特許協力条約に基づいて公開された国際出願

(19) 世界知的所有権機関
国際事務局

(43) 国際公開日
2022年6月16日(16.06.2022)



(10) 国際公開番号

WO 2022/123749 A1

- (51) 国際特許分類:
H04J 14/02 (2006.01) *H04B 10/27* (2013.01)
- (21) 国際出願番号: PCT/JP2020/046147
- (22) 国際出願日: 2020年12月10日(10.12.2020)
- (25) 国際出願の言語: 日本語
- (26) 国際公開の言語: 日本語
- (71) 出願人: 日本電信電話株式会社 (NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE CORPORATION) [JP/JP]; 〒1008116 東京都千代田区大手町一丁目5番1号 Tokyo (JP).
- (72) 発明者: 中村 健吾 (NAKAMURA, Kengo); 〒1808585 東京都武蔵野市緑町3丁目9-11 N T T 知的財産センタ内 Tokyo (JP). 井

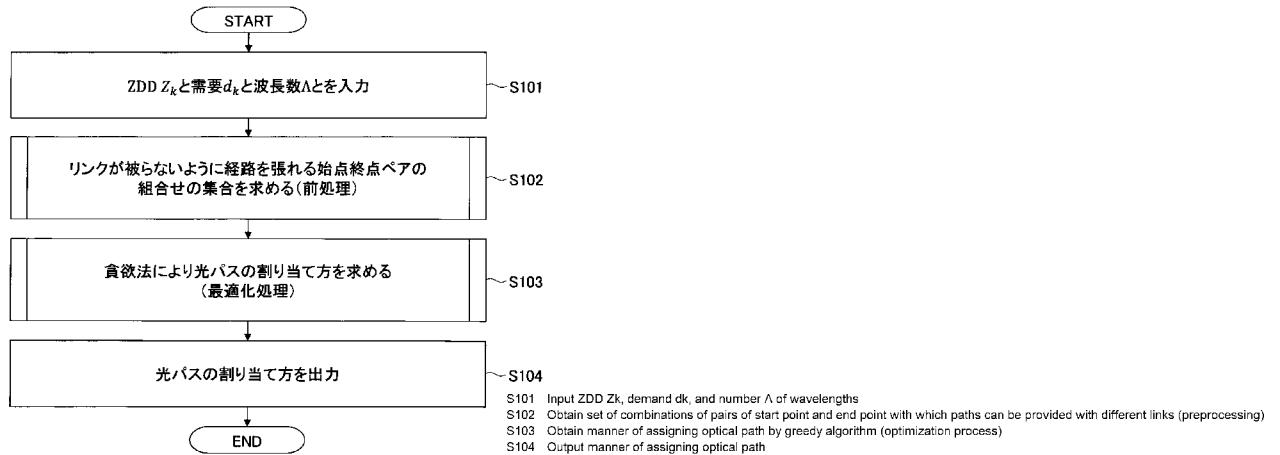
上 武(INOUE, Takeru); 〒1808585 東京都武蔵野市緑町3丁目9-11 N T T 知的財産センタ内 Tokyo (JP). 西野 正彬(NISHINO, Masaaki); 〒1808585 東京都武蔵野市緑町3丁目9-11 N T T 知的財産センタ内 Tokyo (JP). 安田 宜仁(YASUDA, Norihito); 〒1808585 東京都武蔵野市緑町3丁目9-11 N T T 知的財産センタ内 Tokyo (JP).

- (74) 代理人: 伊東 忠重, 外(ITO, Tadashige et al.); 〒1000005 東京都千代田区丸の内二丁目1番1号 丸の内 M Y P L A Z A (明治安田生命ビル) 16階 Tokyo (JP).
- (81) 指定国(表示のない限り、全ての種類の国内保護が可能): AE, AG, AL, AM, AO, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BH, BN, BR, BW, BY, BZ, CA, CH,

(54) Title: SOLUTION CALCULATION METHOD, SOLUTION CALCULATION DEVICE, AND PROGRAM

(54) 発明の名称: 解算出方法、解算出装置及びプログラム

[図3]



(57) Abstract: A solution calculation method according to an embodiment of the present invention is for calculating a solution of an optical wavelength assignment problem on an optical network, said method being characterized in that a computer carries out: an input procedure for inputting a zero-suppressed type binary decision diagram Z_k that represents a set of paths which satisfy a predetermined constraint between a start point s_k and an end point t_k in the optical network (where $k=1, \dots, K$), a demand d_k that corresponds to the zero-suppressed type binary decision diagram Z_k , and the number Λ of wavelengths that can be used in the optical network; a preprocessing procedure for using the zero-suppressed type binary decision diagram Z_k to calculate a binary decision diagram R that represents a set of combinations of pairs of the start point s_k and the end point t_k which have different links constituting the paths; an optimization procedure for using the zero-suppressed type binary decision diagram Z_k , the demand d_k , the binary decision diagram R , and the number Λ of wavelengths to calculate, by a

[続葉有]

CL, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DJ, DK, DM, DO, DZ,
EC, EE, EG, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, GT, HN,
HR, HU, ID, IL, IN, IR, IS, IT, JO, JP, KE, KG, KH,
KN, KP, KR, KW, KZ, LA, LC, LK, LR, LS, LU, LY,
MA, MD, ME, MG, MK, MN, MW, MX, MY, MZ,
NA, NG, NI, NO, NZ, OM, PA, PE, PG, PH, PL, PT,
QA, RO, RS, RU, RW, SA, SC, SD, SE, SG, SK, SL,
ST, SV, SY, TH, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG,
US, UZ, VC, VN, WS, ZA, ZM, ZW.

- (84) 指定国(表示のない限り、全ての種類の広域保護が可能): ARIPO (BW, GH, GM, KE, LR, LS, MW, MZ, NA, RW, SD, SL, ST, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), ユーラシア (AM, AZ, BY, KG, KZ, RU, TJ, TM), ヨーロッパ (AL, AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HR, HU, IE, IS, IT, LT, LU, LV, MC, MK, MT, NL, NO, PL, PT, RO, RS, SE, SI, SK, SM, TR), OAPI (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, KM, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

添付公開書類:

一 国際調査報告(条約第21条(3))

greedy algorithm with respect to a submodular function maximization problem, an optical path that represents a path between the start point s_k and the end point t_k and the wavelength used in the path; and an output procedure for outputting the optical path for the start point s_k and the end point t_k as a solution of the optical wavelength assignment problem.

(57) 要約: 一実施形態に係る解算方法は、光ネットワーク上の光波長割当問題の解を算出する解算方法であって、前記光ネットワークの始点 s_k 及び終点 t_k 間で所定の制約を満たす経路の集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k (ただし、 $k = 1, \dots, K$) と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k に対応する需要 d_k と、前記光ネットワークで使用可能な波長の数 Λ とを入力する入力手順と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k を用いて、前記経路を構成するリンクが被らない前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアの組合せの集合を表す二分決定グラフ R を算出する前処理手順と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k と、前記需要 d_k と、前記二分決定グラフ R と、前記波長の数 Λ とを用いて、劣モジュラ関数最大化問題に対する貪欲法により、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間における経路と該経路で使用する波長とを表す光パスを算出する最適化手順と、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k における光パスを、前記光波長割当問題の解として出力する出力手順と、をコンピュータが実行することを特徴とする。

明 細 書

発明の名称： 解算出方法、解算出装置及びプログラム

技術分野

[0001] 本発明は、解算出方法、解算出装置及びプログラムに関する。

背景技術

[0002] 伝送路として光ファイバを利用する光ネットワーク（フォトリックネットワーク）が知られており、特に、バックボーンネットワーク等の基幹系ネットワークでよく用いられている。基幹系ネットワークでは多くのデータが流れるため、その通信容量を大きくすることを目的として光波長多重通信（WDM：Wavelength Division Multiplexing）と呼ばれる技術が用いられることが多い。この技術は異なる波長の光信号同士は干渉しないことを利用したものであり、同じ光ファイバ内に異なる波長の複数の光信号を通すことによってその光ファイバが結ぶ地点間にあたかも多くの伝送路があるかのようなデータ通信を行うことができるものである。

[0003] 光ネットワークは、各地点のノード、あるノードから別のノードまでを結ぶ各光ファイバをリンク（又は、エッジともいう。）と抽象化すれば、グラフ理論における有向グラフとみなすことができる。この有向グラフにおいて、ある1つの光波長を用いて、ある2つのノード間を1本以上のリンクを介して繋ぐ経路のことを光パス（lightpath）ともいう。

[0004] このとき、与えられた接続要求（つまり、通信を確立したい始点及び終点のノードペアとそのノードペアが何本の光パスを必要としているかを表す要求）に対して、最大で合計何本の光パスを確立できるかを求める問題は光波長割当問題（RWA：Routing and Wavelength Assignment Problem）と呼ばれる。なお、光波長割当問題には、同じ波長を用いている光パス同士は干渉を防ぐために同じリンクを使ってはならないという重要な制約がある。

[0005] 光波長割当問題は光ネットワークの性能を測ったり、その性能を引き出すための光パスの割り当て方を求めたりするのに重要な問題であるが、一般に

はNP困難な問題であることが知られており、あらゆるインスタンスに対して効率的に最適解を求めるのは困難である。そのため、光波長割当問題を近似的に解く手法が多く提案されている。

[0006] 現在提案されている手法の多くは、何等かのヒューリスティクス（発見的手法）を用いて光波長割当問題を解く手法に分類される。例えば、非特許文献1や非特許文献2等には様々なヒューリスティクスが記載されている。

[0007] 一方で、一部の手法では、列生成法やBranch-and-priceと呼ばれる、非常に多くの数の変数を持つ整数計画問題を解く枠組みを用いて光波長割当問題を解くという方法を採用している。例えば、非特許文献3には、Branch-and-priceの枠組みを用いることで、最適解にかなり近いと思われる解を得ることができる手法が記載されている。

[0008] また、より単純に、始点及び終点のノードペアに対して考える経路の本数を制限したり、光波長割当問題に対して別の定式化を与えたりすることで、より簡単な整数計画問題に変換した上で整数計画ソルバーによって解く等といった手法も存在する。

先行技術文献

非特許文献

[0009] 非特許文献1: Hui Zang, Jason P. Jue, and Biswanath Mukherjee. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. Optical Networks Magazine, Vol. 1, pp. 47-60, 2000.

非特許文献2: Wenhao Lin. Physically aware agile optical networks. PhD Thesis, Montana State University, Bozeman, Montana, pp. 137-169, 2008.

非特許文献3: Brigitte Jaumard and Maryam Daryalal. Efficient spectrum utilization in large scale RWA problems. IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 25, pp. 1263-1278, 2017.

発明の概要

発明が解決しようとする課題

- [0010] しかしながら、光波長割当問題を解くための従来手法には、主に、以下の2つの問題点がある。
- [0011] 1つ目は、近似解を求める手法に関しては、その近似精度について保証がないという点である。例えば、ヒューリスティクスを用いる手法やノードペアに対して考える経路の本数を制限する手法について、その手法で得られた解が、真の最適解と比べてどの程度悪いのか、すなわちどの程度少ない本数の光パスしか割り当てられていないか、ということに関して保証をつけることができない。
- [0012] 2つ目は、現実に見れる細かな制約を取り入れるのが難しいという点である。特に、例えば、列生成法等を用いる手法については、このような制約を取り入れるのが困難である。このため、現実には存在する様々な制約（例えば、ホップ数を一定数以下に抑える、同一の経路に対して2つ以上の波長を割り当てない、等といった制約）を考慮することができない。
- [0013] 本発明の一実施形態は、上記の点に鑑みてなされたもので、様々な制約を考慮可能で、かつ、近似精度に対して保証がある光波長割当問題の解を算出することを目的とする。

課題を解決するための手段

- [0014] 上記目的を達成するため、一実施形態に係る解算方法は、光ネットワーク上の光波長割当問題の解を算出する解算方法であって、前記光ネットワークの始点 s_k 及び終点 t_k 間で所定の制約を満たす経路の集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k （ただし、 $k = 1, \dots, K$ ）と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k に対応する需要 d_k と、前記光ネットワークで使用可能な波長の数 Λ とを入力する入力手順と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k を用いて、前記経路を構成するリンクが被らない前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアの組合せの集合を表す二分決定グラフ R を算出する前処理手順と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k と、前記需要 d_k と、前記二分決定グラフ R と、前記波長の数 Λ とを用いて、劣モジュラ関数最大化問題

に対する貪欲法により、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間における経路と該経路で使用する波長とを表す光パスを算出する最適化手順と、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k における光パスを、前記光波長割当問題の解として出力する出力手順と、をコンピュータが実行することを特徴とする。

発明の効果

[0015] 様々な制約を考慮可能で、かつ、近似精度に対して保証がある光波長割当問題の解を算出することができる。

図面の簡単な説明

[0016] [図1]本実施形態に係る解算出装置のハードウェア構成の一例を示す図である。

[図2]本実施形態に係る解算出装置の機能構成の一例を示す図である。

[図3]光波長割当問題の解を算出する処理の流れの一例を示すフローチャートである。

[図4]リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組み合わせを求める処理の流れの一例を示すフローチャートである。

[図5] $\text{Search}(d, Z, S)$ の一例を示す図である。

[図6] $\text{UpdateTrack}(S)$ の一例を示す図である。

[図7]貪欲法により光パスの割り当て方を求める処理の流れの一例を示すフローチャートである。

[図8] $\text{GetDisjointCombs}(S, Z_1, \dots, Z_K)$ の一例を示す図である。

[図9] $\text{Decompose}(F, G, C)$ の一例を示す図である。

発明を実施するための形態

[0017] 以下、本発明の一実施形態について説明する。本実施形態では、現実に見える様々な細かい制約を考慮可能で、かつ、近似精度に対して保証がある光波長割当問題の解を算出することができる解算出装置10について説明する。なお、現実に見える細かな制約としては、例えば、ホップ数（通信で経由する光ファイバの本数）を一定数以下に抑える、同一の経路に対して2つ以

上の波長を割り当てない、等といったものが挙げられる。

[0018] <光波長割当問題>

まず、光波長割当問題について説明する。光波長割当問題を定式化すると以下ようになる。なお、以下の定式化は、参考文献1「Rajiv Ramaswani and Kumar N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 3, pp. 489-500, 1995.」を参考にしている。

[0019] 光ネットワークを表す有向グラフ $G = (V, E)$ と、WDM技術により使用できる波長の数 Λ とが与えられたものとする。ここで、 V は光ネットワークの各地点を表すノードの集合、 E はノード間を結ぶリンクを表す集合である。

[0020] また、通信を確立したい始点及び終点のノードペア $(s_k, t_k) \in V \times V$ と、始点 s_k から終点 t_k に割り当てたい光パスの本数 $d_k \in \mathbb{Z}_{>0}$ とが与えられる。ただし、 $k = 1, \dots, K$ とする。ここで、 $\mathbb{Z}_{>0}$ は1以上の整数全体の集合である。なお、以下、始点及び終点のノードペアを「始点終点ペア」ともいう。また、始点から終点に割り当てたい光パスの本数のことを「需要」ともいう。

[0021] このとき、各始点終点ペア (s_k, t_k) 間の経路を1つ1つ列挙し、

[0022] [数1]

$$p_1^k, p_2^k, \dots, p_{P_k}^k$$

とすると（つまり、始点終点ペア (s_k, t_k) に対して P_k 本の経路があるとすると）、光波長割当問題は、以下のような最大化問題として定式化できる。

[0023]

[数2]

$$\text{Maximize } \sum_k m_k \quad (1)$$

$$\text{subject to } m_k \in \{0, \dots, d_k\} \quad (k = 1, \dots, K), \quad (2)$$

$$c_{i\lambda}^k \in \{0, 1\} \quad (k = 1, \dots, K, i = 1, \dots, P_k, \lambda = 1, \dots, \Lambda), \quad (3)$$

$$\sum_k \sum_i c_{i\lambda}^k b_{ij}^k \leq 1 \quad (j \in E, \lambda = 1, \dots, \Lambda), \quad (4)$$

$$m_k = \sum_i \sum_\lambda c_{i\lambda}^k \quad (k = 1, \dots, K). \quad (5)$$

ここで、 m_k は (s_k, t_k) 間に何本の光パスを割り当てるかを表す変数、 $c_{i\lambda}^k$ は経路が p_i^k で波長が $\lambda \in \{1, \dots, \Lambda\}$ である光パスを割り当てるか否かを表す変数である。

[0024] 式(1)により各始点終点ペア (s_k, t_k) で割り当てられた光パスの本数の合計を最大化するのが光波長割当問題の目的となる。式(2)は、始点終点ペア (s_k, t_k) に割り当てる光パスの本数を需要の本数 d_k にまで抑える制約である。また、式(3)は、変数 $c_{i\lambda}^k$ は経路 p_i^k で波長 λ の光パスを使う($c_{i\lambda}^k = 1$)か、使わない($c_{i\lambda}^k = 0$)かの2値しか取らないという制約を表している。

[0025] 式(4)が重要な制約であり、波長 λ の光パスはリンク j を1回しか使えないという制約である。ここで、 b_{ij}^k は経路 p_i^k がリンク j を使っている($b_{ij}^k = 1$)か、使っていない($b_{ij}^k = 0$)かを表す定数である。最後に、式(5)は、変数 m_k と $c_{i\lambda}^k$ の関係を表す制約である。

[0026] なお、上記の数2に示す定式化は線形整数計画(ILP: Integer Linear Programming)による定式化であり、これ以外にも様々な定式化が考えられる。一般に1つの始点終点ペア (s_k, t_k) に対してその間の経路はグラフの大きさに対して指数的に多く存在し得るため、上記の数2に示す定式化も指数的に多くの変数を含む整数計画問題になっている。このため、上記の数2に示す定式化をそのまま市販の整数計画ソルバーに入力し解かせることは困難である。

[0027] これに対して、上述したように、ヒューリスティクスを用いて光波長割当問題を解く手法（例えば、非特許文献 1 や非特許文献 2 等）、列生成やBranch-and-priceと呼ばれる枠組みを用いて光波長割当問題を解く手法（例えば、非特許文献 3 等）が知られている。また、始点終点ペア間で考慮する経路の本数を制限したり、光波長割当問題に対して別の定式化を与えたりすることで、より簡単な整数計画問題に変換した上で整数計画ソルバーによって解く等といった手法も知られている。しかしながら、上述したように、これらの従来手法はいずれも、近似精度について保証がなかったり、現実に見れる細かな制約を取り入れるのが難しかったりするという課題がある。

[0028] <課題を解決するためのアプローチ>

そこで、本実施形態では、以下により上記の 2 つの課題を解決する。

[0029] 近似精度の保証については、劣モジュラ関数最大化問題に対する貪欲法を援用したアプローチを行う。このアプローチにより、本実施形態に係る解算装置 10 によって算出された解で割り当てられる光パスの本数は、最適解で割り当てられる光パスの本数に対して $1 - 1/e \div 0.632$ 倍よりも悪くなることはないことが保証される。また、このアプローチは、実用的には最適解にかなり近い解を求められることが知られている。

[0030] なお、光波長割当問題の文脈における「劣モジュラ関数最大化問題に対する貪欲法」とは、以下のようなアルゴリズムのことをいう。

[0031] (a) 1 つの波長 $\lambda \in \{1, \dots, \Lambda\}$ のみに着目して、まだ需要を満たしていない始点終点ペアの中で、リンクを被らせずに経路を張れる最大本数を求める。

[0032] (b) 上記の (a) を全ての波長 λ に対して繰り返す。

[0033] 上記の (a) で、ある波長のみに着目して最大の本数を求めているのが貪欲法と呼ばれる所以である。

[0034] また、現実に見れる細かな制約を取り入れるために、上記のアプローチに対して二分決定グラフ (BDD : Binary Decision Diagram) とゼロサプレス型二分決定グラフ (ZDD : Zero-suppressed Binary Decision Diagram) と

を組み合わせる。なお、BDDについては、参考文献2「Randal E. Bryant, Graph-based algorithms for Boolean function manipulation, IEEE Transactions on Computers, Vol. C-35, pp. 677-691, 1986.」を参照されたい。また、ZDDについては、参考文献3「Shin-ichi Minato, Zero-suppressed BDDs for set manipulation in combinatorial problems, In Proceedings of 30th ACM/IEEE Design Automation Conference, pp. 272-277, 1993.」を参照されたい。

[0035] BDDやZDDは、複数の経路の集合のような「組合せ集合」をコンパクトに表現できるデータ構造である。各始点終点ペア (s_k, t_k) に対してその間の経路のうち細かな制約を満たすもの全てをZDDとして保持することにより、実際の経路の本数に比べてコンパクトにこれらの各経路を保持することができる。

[0036] ここで、グラフGと始点終点ペア (s_k, t_k) とが与えられたとき、 (s_k, t_k) 間の経路の集合を表すZDDは、フロンティア法と呼ばれる手法により効率的に構築することができる。また、そのZDDに対して細かな制約を加えていくのも、上記の参考文献2や参考文献3に記載されているApply演算を用いることで容易に実現することができる。例えば、ホップ数をH以下に抑えるという制約は、要素数がH以下の組合せのみを集めた集合を表すZDDと、経路の集合を表すZDDとの共通部分を取るApply演算を行うことで実現することができる。

[0037] そこで、本実施形態では、始点終点ペア (s_k, t_k) の代わりに、その始点終点ペア (s_k, t_k) 間の経路で所望の制約を満たすものの集合を表すZDD Z_k ($k = 1, \dots, K$) が解算出装置10に与えられるものとする。

[0038] <BDD及びZDD>

本実施形態の具体的な説明に入る前に、その準備としてBDD及びZDDの構造について説明する。

[0039] BDD及びZDDは、ノードと向きのあるエッジとの集まりでできたルー

プのない有向非巡回グラフ（DAG: Directed acyclic graph）で組合せ集合を表現するデータ構造である。BDDとZDDは構造としては同一であるため、以下、まとめて説明する。

[0040] BDD（及びZDD）は、終端ノード

[0041] [数3]

$T, \perp$

（以下、これらの終端ノードをそれぞれ「第1終端ノード」及び「第2終端ノード」という。）と、分岐ノードとの2種類のノードを持つ。第1終端ノード及び第2終端ノードからは出るエッジはなく、各分岐ノードからは0-枝と1-枝という2つのエッジが出る。

[0042] 分岐ノード v に対して、この分岐ノード v から出る0-枝が指す先のノードを0-子ノードといい、 $lo(v)$ で表すものとする。同様に、分岐ノード v から出る1-枝が指す先のノードを1-子ノードといい、 $hi(v)$ で表すものとする。

[0043] また、各分岐ノード v にはラベルと呼ばれる整数値 $label(v) \in \{1, \dots, c\}$ が付与されており、これがアイテムの番号と対応している。アイテムとは、組合せ集合のもととなる集合（この例の場合、例えば、 $\{a_1, \dots, a_c\}$ といった集合）の要素のことである。なお、第1終端ノード及び第2終端ノードについては、ラベルの値を $c+1$ と定義しておく。

[0044] このとき、各0-枝と1-枝は必ずラベルが小さい方のノードから大きい方のノードに向かうようにする。すなわち、任意の分岐ノード v に対して、 $label(v) < label(lo(v))$ 、かつ、 $label(v) < label(hi(v))$ を満たすようにする。

[0045] BDD（及びZDD）は、分岐ノードから出る0-枝や1-枝の指す先が

再びBDD（又はZDD）のノード（分岐ノード又は終端ノード）になっているという再帰的な構造を有している。このため、あるBDDノードvのことを「BDD v」ということもある。このBDD vは、BDDノードvと、このBDDノードvから辿れるすべてのBDDノードとを含んだ構造のBDDを意味する。一方で、あるBDD Vに対して、そのBDDの一番上のBDDノード（つまり、そのBDDで最もラベルの値が小さいノード）のことを「ノードV」又は「BDDノードV」ということもある。すなわち、BDDノードと、このBDDノードを一番上のノードとするBDDとは同一視することができる。ZDDについても同様である。なお、BDD及びZDDで一番上のノードはただ1つである。

[0046] なお、BDDとZDDの違いは表現している組合せ集合にあるが、これについては上記の参考文献2や参考文献3を参照されたい。

[0047] <ハードウェア構成>

次に、本実施形態に係る解算出装置10のハードウェア構成について、図1を参照しながら説明する。図1は、本実施形態に係る解算出装置10のハードウェア構成の一例を示す図である。

[0048] 図1に示すように、本実施形態に係る解算出装置10は一般的なコンピュータ又はコンピュータシステムのハードウェア構成で実現され、入力装置101と、表示装置102と、外部I/F103と、通信I/F104と、プロセッサ105と、メモリ装置106とを有する。これら各ハードウェアは、それぞれがバス107を介して通信可能に接続される。

[0049] 入力装置101は、例えば、キーボードやマウス、タッチパネル等である。表示装置102は、例えば、ディスプレイ等である。なお、解算出装置10は、例えば、入力装置101及び表示装置102のうちの少なくとも一方を有していなくてもよい。

[0050] 外部I/F103は、記録媒体103a等の外部装置とのインタフェースである。解算出装置10は、外部I/F103を介して、記録媒体103aの読み取りや書き込み等を行うことができる。なお、記録媒体103aとし

ては、例えば、C D (Compact Disc)、D V D (Digital Versatile Disk)、S D メモリカード (Secure Digital memory card)、U S B (Universal Serial Bus) メモリカード等が挙げられる。

[0051] 通信 I / F 1 0 4 は、解算出装置 1 0 を通信ネットワークに接続するためのインタフェースである。プロセッサ 1 0 5 は、例えば、C P U (Central Processing Unit) や G P U (Graphics Processing Unit) 等の各種演算装置である。メモリ装置 1 0 6 は、例えば、H D D (Hard Disk Drive) や S S D (Solid State Drive)、R A M (Random Access Memory)、R O M (Read Only Memory)、フラッシュメモリ等の各種記憶装置である。

[0052] 本実施形態に係る解算出装置 1 0 は、図 1 に示すハードウェア構成を有することにより、後述する各種処理を実現することができる。なお、図 1 に示すハードウェア構成は一例であって、解算出装置 1 0 は、他のハードウェア構成を有していてもよい。例えば、解算出装置 1 0 は、複数のプロセッサ 1 0 5 を有していてもよいし、複数のメモリ装置 1 0 6 を有していてもよい。

[0053] <機能構成>

次に、本実施形態に係る解算出装置 1 0 の機能構成について、図 2 を参照しながら説明する。図 2 は、本実施形態に係る解算出装置 1 0 の機能構成の一例を示す図である。ここで、本実施形態に係る解算出装置 1 0 には、始点終点ペア (s_k, t_k) に対応する Z D D Z_k 及び需要 d_k ($k = 1, \dots, K$) と、WDM 技術により使用できる波長数 Λ とが与えられる。上述したように、 Z_k は始点終点ペア (s_k, t_k) 間の経路で所望の制約を満たすものの集合である。なお、各経路はリンク (光ファイバ) の組合せで表現される。

[0054] 図 2 に示すように、本実施形態に係る解算出装置 1 0 は、入力部 2 0 1 と、前処理部 2 0 2 と、最適化部 2 0 3 と、出力部 2 0 4 とを有する。これら各機能部は、例えば、解算出装置 1 0 にインストールされた 1 以上のプログラムがプロセッサ 1 0 5 に実行させる処理により実現される。

[0055] 入力部 2 0 1 は、与えられた Z D D Z_k 及び需要 d_k ($k = 1, \dots,$

K) と波長数 Λ とを入力する。

[0056] 前処理部 202 は、入力部 201 によって入力された Z_k を用いて、1つの波長 λ だけを用いるときに光パスを詰め込む方法を列挙する。より正確には、前処理部 202 は、入力部 201 によって入力された Z_k を用いて、複数の始点終点ペアを選んだときにそれらの始点終点ペア間でリンクが被らないように経路を張れるかどうかを網羅的に調べる。そして、前処理部 202 は、リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組合せの集合を表す BDD R を出力する。

[0057] 最適化部 203 は、前処理部 202 から出力された R と、入力部 201 によって入力された ZDD Z_k 、需要 d_k 及び波長数 Λ とを用いて、劣モジュラ関数最大化問題に対する貪欲法により光パスの割り当て方を求める。

[0058] 出力部 204 は、最適化部 203 によって求めた光パスの割り当て方を出力する。なお、出力部 204 の出力先は特に限定されず、任意の出力先としてよい。このような出力先としては、例えば、ディスプレイや補助記憶装置、通信ネットワークを介して接続される他の機器又は装置等が挙げられる。

[0059] <光波長割当問題の解を算出する処理の流れ>

次に、本実施形態に係る解算装置 10 によって光波長割当問題の解（近似解）を算出する処理の流れについて、図 3 を参照しながら説明する。図 3 は、光波長割当問題の解を算出する処理の流れの一例を示すフローチャートである。

[0060] まず、入力部 201 は、与えられた ZDD Z_k 及び需要 d_k ($k = 1, \dots, K$) と波長数 Λ とを入力する（ステップ S101）。

[0061] 次に、前処理部 202 は、上記のステップ S101 で入力された Z_k を用いて、リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組合せの集合を表す BDD R を求める（ステップ S102）。なお、本ステップの処理の詳細については後述する。

[0062] 次に、最適化部 203 は、上記のステップ S102 で求めた BDD R と、上記のステップ S101 で入力された ZDD Z_k 、需要 d_k 及び波長数 Λ

とを用いて、劣モジユラ関数最大化問題に対する貪欲法により光パスの割り当て方を求める（ステップS 1 0 3）。なお、本ステップの処理の詳細については後述する。

[0063] そして、出力部2 0 4は、上記のステップS 1 0 3で求めた光パスの割り当て方を出力する（ステップS 1 0 4）。

[0064] 以上により、本実施形態に係る解算装置1 0は、光波長割当問題の解（光パスの割り当て方）を得ることができる。しかも、この解は、最適解に対して $1 - 1/e \doteq 0.632$ 倍よりも悪くなることはないことが保証される。なお、本実施形態が採用する貪欲法のアプローチは、実用的には、最適解にかなり近い解が求められることが知られている。

[0065] また、本実施形態に係る解算装置1 0は、B D D及びZ D Dというデータ構造を組み入れることにより、現実に現れる細かな制約も取り入れて光波長割当問題を解くことができる。

[0066] 《リンクが被らないように張れる始点終点ペアの組合せを求める処理》
次に、上記のステップS 1 0 2の処理の詳細について、図4を参照しながら説明する。図4は、リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組み合わせを求める処理の流れの一例を示すフローチャートである。ただし、以下では説明を簡単にするため1つの波長で同じ始点終点ペア間に2本以上の光パスを割り当ててことはないものとする。なお、1つの波長で同じ始点終点ペア間に2本以上の光パスを割り当ててもよい場合には、始点終点ペア (s_k, t_k) に対応するZ D D Z_k を複数個入力することで実現可能である。

[0067] 前処理部2 0 2は、 $R \leftarrow \perp$ とする（ステップS 2 0 1）。すなわち、前処理部2 0 2は、リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組合せの集合を表すB D D R を、組合せを1つも含まない集合 $\{\}$ に初期化する。なお、 $\perp$ は組合せを1つも含まない集合 $\{\}$ を表すB D Dを意味する。

[0068] 次に、前処理部2 0 2は、各 $d = 1, \dots, K$ に対して $T_d \leftarrow \perp$ （ステップS 2 0 2）。すなわち、前処理部2 0 2は、B D Dノードを表す変数 T_d を

第2 終端ノードに初期化する。

[0069] 次に、前処理部202は、

[0070] [数4]

Search(1, T, $\emptyset$)

を呼び出す（ステップS203）。ここで、Search手続きは、上記のdと、ZDDのノードを表すZと、 $\{1, \dots, K\}$ の部分集合Sとを引数として取るサブルーチンである。d = 1, $\dots$, Kに対してSearch手続きが再帰的に呼び出されることで、BDD Rが更新される。Search(d, Z, S)の詳細については後述する。

[0071] そして、前処理部202は、上記のステップS203におけるSearch手続きで更新されたBDD Rを出力する（ステップS204）。このBDD Rが、リンクが被らないように経路を張れる始点終点ペアの組合せの集合である。

[0072] ・Search(d, Z, S)

ここで、Search(d, Z, S)の詳細について、図5を参照しながら説明する。図5は、Search(d, Z, S)の一例を示す図である。このSearch手続きは深さ優先探索に基づいており、Sは現在経路を張っている始点終点ペアの番号の集合を表し、dは現在注目している始点終点ペアの番号を表す。このとき、Search手続きでは、集合Sにdを追加するかしないか、すなわちd番目の始点終点ペアに経路を張るか張らないかで探索を分岐させる。また、探索中に同じリンクを使わずに経路を張ることができなくなったら、その時点で探索を打ち切る。一方で、最後の始点終点ペアを処理した時点で経路を張れたならば、Sのべき集合をRに加える。この「経路を張ることができるかできないか」という部分の判定にZDD ZとZDD同士のDisjoint Join演算と呼ばれる演算とを用いる。

[0073] まず、前処理部202は、Zが第2終端ノードであれば、何もせずにSearch手続きを終了する（2～3行目）。

[0074] 次に、前処理部202は、 $d > K$ が成り立つならば、まずApply演算により、Rが表す組合せ集合とSのべき集合との和を演算し、この和でRを更新する（4～5行目）。続いて、前処理部202は、UpdateTrack手続きを呼び出し、Search手続きを終了する（6～7行目）。ここで、PowerSet(S)はSのべき集合を表すBDDノードを出力するサブルーチンである。また、UpdateTrack手続きはSを引数として取るサブルーチンであり、BDDノードを表す変数 T_d を更新する。なお、PowerSet(S)についてはその実現が容易であるため省略する。一方で、UpdateTrack(S)の詳細については後述する。

[0075] 上記の2行目の条件と4行目の条件とが成り立たない場合、前処理部202は、8行目以降の処理を行う。まず、前処理部202は、BDDノード T_d のラベルがdならば、 T_{d+1} に $hi(T_d)$ を代入し（8行目）、そうでなければ T_{d+1} に T_d を代入し（9行目）、Search手続きを再帰的に呼び出す（10行目）。この8～10行目の処理は、d番目の始点終点ペアに経路を張る場合の探索に対応する。ここで、10行目で呼び出すSearch手続きの第1引数には $d+1$ 、第2引数にはZと Z_d とのDisjointJoin演算の結果、第3引数にはSと{d}の和をそれぞれ指定する。このとき、Zと Z_d とのDisjointJoin演算の結果を第2引数に指定することで、「同じリンクを使わずに経路を張ることができるかどうか」の探索が実現される。なお、ZDDにおけるDisjointJoin演算の詳細については、例えば、参考文献4「Jun Kawahara, Toshiki Saitoh, Hirofumi Suzuki, and Ryo Yoshinaka. Solving the longest one-way ticket problem and enumerating letter graphs by augmenting the two representative approaches with ZDDs. In Proceedings of Computational Intelligence in Information Systems Conference, pp. 294-305, 2016.」等を参照されたい。

[0076] 続く 11 行目～15 行目の処理は d 番目の始点終点ペアに経路を張らない場合の探索に対応する。まず、前処理部 202 は、BDD ノード T_d のラベルが d ならば、 T_{d+1} に $lo(T_d)$ を代入し (11 行目)、そうでなければ T_{d+1} に T_d を代入する (12 行目)。次に、前処理部 202 は、 T_{d+1} が第 1 終端ノードであればこれ以上の探索は行わずに *Search* 手続きを終了する (13 行目～14 行目)。 T_{d+1} が第 1 終端ノードであるという条件は、 $d+1$ 番目以降のどの始点終点ペアにもリンクを被らせることなく経路を張れる、という意味になるため、この場合はこれ以上の探索を行う必要はないためである。

[0077] 一方で、前処理部 202 は、 T_{d+1} が第 1 終端ノードでなければ、*Search* 手続きを再帰的に呼び出す (15 行目)。ここで、15 行目で呼び出す *Search* 手続きの第 1 引数には $d+1$ 、第 2 引数には Z 、第 3 引数には S をそれぞれ指定する。

[0078] ・ *UpdateTrack* (S)

次に、*UpdateTrack* (S) の詳細について、図 6 を参照しながら説明する。図 6 は、*UpdateTrack* (S) の一例を示す図である。この *UpdateTrack* 手続きは、BDD ノードを表す変数 T_d を更新する手続きである。なお、 S は、 $\{1, \dots, K\}$ の部分集合である。

[0079] まず、前処理部 202 は、 T_1 に R を代入する (2 行目)。なお、上述したように、 R は、BDD R の一番上のノードを指す。

[0080] 次に、前処理部 202 は、各 $d = 1, \dots, K$ に対して以下の処理を繰り返し実行する (3 行目)。すなわち、前処理部 202 は、 T_d のラベルが d ならば (4 行目)、 $d \in S$ のとき T_{d+1} に $hi(T_d)$ を代入し (5 行目)、 $d \in S$ でないとき T_{d+1} に $lo(T_d)$ を代入 (6 行目) する。一方で、前処理部 202 は、 T_d のラベルが d でないならば、 T_{d+1} に T_d を代入する (7 行目)。

[0081] ≪貪欲法により光パスの割り当て方を求める処理≫

次に、上記のステップ S103 の処理の詳細について、図 7 を参照しながら

ら説明する。図7は、貪欲法により光パスの割り当て方を求める処理の流れの一例を示すフローチャートである。この処理は劣モジュラ関数最大化問題に対する貪欲法に基づくものであり、未だ需要が満たされていない始点終点ペアの中でリンクを被らせずに経路を張れる最大の部分集合をR上の動的計画法により求めた上で、その部分集合に含まれる各始点終点ペア間の経路に対して波長 λ を割り当てる、ということを1波長ずつ逐次的に繰り返していくものである。

[0082] 最適化部203は、各 $\lambda = 1, \dots, \Lambda$ に対して、ステップS310～ステップS340の処理を繰り返す（ステップS300）。

[0083] ステップS310では、最適化部203は、各 $k = 1, \dots, K$ に対して、ステップS311の処理と、ステップS312又はステップS313の処理とを繰り返す（ステップS310）。すなわち、最適化部203は、まず k 番目の始点終点ペアの需要 d_k が未だ満たされていないかを判定し（ステップS311）、満たされていなければ重み w_k に1を設定し（ステップS312）、満たされていれば重み w_k に0を設定する（ステップS313）。

[0084] ステップS320では、最適化部203は、重み w_k ($k = 1, \dots, K$)を用いて、以下の参考文献5に記載されているAlgorithm Bを実行し、始点終点ペアの集合Sを得る。このAlgorithm Bは、R上の動的計画法に基づいて、BDD Rに含まれる組合せ（つまり、始点終点ペアの組合せ）の中で重みの和が最大となるような組合せを求める手続きである。これにより、未だ需要が満たされていない始点終点ペアの中でリンクを被らせずに経路を張ることができ、かつ、最大の始点終点ペア数を持つ集合がSとして得られる。

[0085] 参考文献5「Donald E. Knuth. The Art of Computer Programming, Volume 4 Fascicle 1: Bitwise Tricks & Techniques; Binary Decision Diagrams. Addison-Wesley Educational Publishers Inc., Verlag, pp. 0-10, 2009. ISBN: 978-0-321-58050-4.」

次に、ステップS330では、最適化部203は、上記のステップS32

0で得られた始点終点ペア集合Sに含まれる各始点集合ペア間の経路（ただし、他の経路とリンクが被らない経路）の集合Qを、GetDisjointCombs手続きにより得る。ここで、GetDisjointCombs手続きは、上記の始点終点ペア集合Sと、 $ZDD = Z_1, \dots, Z_K$ とを引数として取るサブルーチンである。GetDisjointCombs($S, Z_1, \dots, Z_K$)の詳細については後述する。

[0086] そして、ステップS340では、最適化部203は、上記のステップS330で得られた経路集合Qに含まれる各経路に対して波長 λ を割り当てる。これにより、波長 λ の光パスの集合が得られる。すなわち、波長 λ の繰り返しのときに得られた経路集合Qに対して、当該波長 λ を割り当てた光パス集合を Q_λ とすれば、 $\{Q_\lambda \mid \lambda = 1, \dots, \Lambda\}$ が光波長割当問題の解であり、光パスの割り当て方を表す。

[0087] ・GetDisjointCombs($S, Z_1, \dots, Z_K$)

次に、GetDisjointCombs($S, Z_1, \dots, Z_K$)の詳細について、図8を参照しながら説明する。図8は、GetDisjointCombs($S, Z_1, \dots, Z_K$)の一例を示す図である。このGetDisjointCombs手続きは、始点終点ペア集合Sに含まれる各始点集合ペアで、実際にリンクが被らない経路の集合Qを求める手続きである。

[0088] ここで、以下では説明を簡単にするため、始点集合ペア集合Sは始点集合ペアの番号を要素とする集合で与えられるものとする。例えば、 (s_3, t_3) 、 (s_5, t_5) 、 (s_6, t_6) という3つの始点終点ペアの集合は、 $\{3, 5, 6\}$ という集合で与えられるものとする。

[0089] まず、最適化部203は、 Y_0 を第1終端ノードに初期化する（2行目）と共に、 i を0に初期化する（3行目）。ここで、 i は0以上の整数を表す変数、 Y_i はZDDノードを表す変数である。

[0090] 次に、最適化部203は、各 $k \in S$ に対して5行目～6行目の繰り返し実行する（4行目）。5行目～6行目では、最適化部203は、 i に1を加算

した上で、 Y_{i-1} と Z_k とのDisjoint Join演算の結果を Y_i に代入する。これにより、元のグラフGに対してその「辺（リンク）の組合せ」を表現するZDD Y_i が得られる。

[0091] 次に、最適化部203は、 Y_i の中から任意の組合せを選び、Cに代入する（7行目）。

[0092] 続いて、最適化部203は、4行目でkを選んだときの逆順で $k \in S$ を選び、各kに対して9行目～10行目を繰り返し実行する（8行目）。9行目～10行目では、最適化部203は、Decompose手続きにより（ r ，C， P_k ）を求めた後、iから1を減じる。ここで、Decompose手続きはZDD FとZDD Gと組合せ集合Cとを引数として取るサブルーチンであり、経路 P_k を求めて（ r ，C， P_k ）を出力する。Decompose（ Y_{i-1} ， Z_k ，C）の詳細については後述する。なお、rはtrue又はfalseの2値を取る変数である。

[0093] そして、最適化部203は、経路集合 $Q = \{P_k \mid k \in S\}$ を出力する（11行目）。

[0094] ・Decompose（F，G，C）

次に、Decompose（F，G，C）の詳細について、図9を参照しながら説明する。図9は、Decompose（F，G，C）の一例を示す図である。このDecompose手続きは、2つのZDD F，Gが与えられたときに、Fに含まれる組合せ C_F とGに含まれる組合せ C_G であって、 $C_F \cup C_G = C$ かつ $C_F \cap C_G = \phi$ であるような組合せ C_F 及び C_G か、もしこのような組合せ C_F 及び C_G が見つからなければその旨を出力する手続きである。r=trueは上記のような組合せ C_F 及び C_G が見つかったことを表し、r=falseは見つからなかったことを表す。なお、Decompose手続きの第2引数を表す記号にGを用いているが、光ネットワークを表す有向グラフGを指すものではないため留意されたい。

[0095] ここで、上述したように、BDDやZDDはアイテムの組合せ集合を表現するデータ構造であり、アイテムに番号を付けることでノードのラベルの値

と対応させている。そこで、以下では簡単のため組合せ C はアイテムの番号のリストである（又は、このようなリストを保持している）とする。例えば、 C が $\{a_3, a_5, a_6\}$ といった組合せを表す場合、 $C = \{3, 5, 6\}$ であるものとする。

- [0096] まず、2行目～5行目では探索を行わなくても解を出力できる場合を扱う。すなわち、2行目では、最適化部203は、 F のラベルの値より小さく、かつ、 G のラベルの値よりも小さい番号が C にあれば、組合せ C_F 及び C_G は見つからない旨（`false`, ϕ , ϕ ）を出力する。なお、上述したように、`label` (F) は ZDD F の一番上のノードのラベルの値である。`label` (G) についても同様である。
- [0097] 3行目では、最適化部203は、 F と G が共に第1終端ノードである場合、（`true`, ϕ , ϕ ）を出力する。この場合、 $C_F = C_G = \phi$ である。
- [0098] 4行目では、最適化部203は、 F 又は G のいずれかが第2終端ノードである場合、見つからない旨（`false`, ϕ , ϕ ）を出力する。
- [0099] 5行目では、最適化部203は、 F と G の組が失敗ペア集合 X に入っている場合、見つからない旨（`false`, ϕ , ϕ ）を出力する。ここで、失敗ペア集合 X は該当する組合せが見つからないケースを保持しておくキャッシュであり、予め $X = \phi$ と初期化されている。
- [0100] 次に、6行目以降は探索を行わないと解を出力できない場合を扱う。最適化部203は、 F のラベルの値が G のラベルよりも値よりも小さい場合（6行目）に、 F のラベルの値が C の中にあれば（7行目）、`Decompose`手続きを再帰的に呼び出す（8行目）。このとき、`Decompose`手続きの第1引数には`hi` (F)、第2引数には G 、第3引数には $C \setminus \{\text{label} (F)\}$ をそれぞれ指定する。そして、最適化部203は、この8行目で呼び出された`Decompose`手続きの結果（ r , C_F , C_G ）のうち r が`true`である場合（つまり、該当の組合せ C_F 及び C_G が見つかった場合）、 C_F に対して F のラベルの値を追加する（9行目）。
- [0101] 一方で、最適化部203は、 F のラベルの値が G のラベルよりも値よりも

小さい場合に、Fのラベルの値がCの中に無ければ（10行目）、Decompose手続きを再帰的に呼び出す（11行目）。このとき、Decompose手続きの第1引数にはlo(F)、第2引数にはG、第3引数にはCをそれぞれ指定する。

[0102] 続く12行目～17行目はGのラベルの値がFのラベルの値よりも小さい場合の処理である。この12行目～17行目の処理は、6行目～11行目の処理でFとGを入れ替えたものであるため、その説明を省略する。

[0103] 続く18行目～26行目はFのラベルの値とGのラベルの値とが同じ場合の処理である。最適化部203は、Fのラベルの値がCの中にあれば（19行目）、Decompose手続きを再帰的に呼び出す（20行目）。このとき、Decompose手続きの第1引数にはhi(F)、第2引数にはlo(G)、第3引数には $C \setminus \{\text{label}(F)\}$ をそれぞれ指定する。そして、最適化部203は、この20行目で呼び出されたDecompose手続きの結果(r, C_F, C_G)のうちrがtrueである場合、 C_F に対してFのラベルの値を追加する（21行目）。

[0104] これに対して、最適化部203は、20行目で呼び出されたDecompose手続きの結果(r, C_F, C_G)のうちrがfalseである場合（つまり、該当の組合せ C_F 及び C_G が見つからなかった場合）、別の引数でDecompose手続きを再帰的に呼び出す（23行目）。このとき、Decompose手続きの第1引数にはlo(F)、第2引数にはhi(G)、第3引数には $C \setminus \{\text{label}(G)\}$ をそれぞれ指定する。そして、最適化部203は、この23行目で呼び出されたDecompose手続きの結果(r, C_F, C_G)のうちrがtrueである場合、 C_G に対してGのラベルの値を追加する（24行目）。

[0105] 一方で、最適化部203は、Fのラベルの値とGのラベルの値とが同じ場合に、Fのラベルの値がCの中に無ければ（25行目）、Decompose手続きを再帰的に呼び出す（26行目）。このとき、Decompose手続きの第1引数にはlo(F)、第2引数にはlo(G)、第3引数には

Cをそれぞれ指定する。

[0106] 以上の6行目～26行目までの探索の結果、該当する組合せ C_F 及び C_G が見つからなければ、最適化部203は、失敗ペア集合Xに(F, G)を追加する(27行目)。

[0107] 最後に、最適化部203は、(r , C_F , C_G)を出力する(28行目)。

[0108] 本発明は、具体的に開示された上記の実施形態に限定されるものではなく、請求の範囲の記載から逸脱することなく、種々の変形や変更、既知の技術との組み合わせ等が可能である。

符号の説明

[0109]	10	解算出装置
	101	入力装置
	102	表示装置
	103	外部I/F
	103a	記録媒体
	104	通信I/F
	105	プロセッサ
	106	メモリ装置
	107	バス
	201	入力部
	202	前処理部
	203	最適化部
	204	出力部

請求の範囲

[請求項1] 光ネットワーク上の光波長割当問題の解を算出する解算出方法であって、

前記光ネットワークの始点 s_k 及び終点 t_k 間で所定の制約を満たす経路の集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k (ただし、 $k = 1, \dots, K$) と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k に対応する需要 d_k と、前記光ネットワークで使用可能な波長の数 Λ とを入力する入力手順と、

前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k を用いて、前記経路を構成するリンクが被らない前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアの組合せの集合を表す二分決定グラフ R を算出する前処理手順と、

前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k と、前記需要 d_k と、前記二分決定グラフ R と、前記波長の数 Λ とを用いて、劣モジユラ関数最大化問題に対する貪欲法により、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間における経路と該経路で使用する波長とを表す光パスを算出する最適化手順と、

前記始点 s_k 及び前記終点 t_k における光パスを、前記光波長割当問題の解として出力する出力手順と、

をコンピュータが実行することを特徴とする解算出方法。

[請求項2] 前記需要 d_k は、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間に割り当てる光パスの本数であり、

前記最適化手順は、

前記波長ごとに、未だ前記需要 d_k が満たされていない前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアを要素とする集合のうち、前記経路を構成するリンクが被らないペアを要素とする最大の部分集合 S を R 上の動的計画法により算出した上で、前記部分集合 S と前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k とを用いて、前記部分集合 S に含まれるペアが表す始点 s_k 及び終点 t_k 間における経路を算出し、算出した経路を、

前記波長を使用する光パスとする、ことを特徴とする請求項 1 に記載の解算出方法。

[請求項3] 前記制約は、前記経路のホップ数が所定の数 H 以下であることであり、

前記入力手順は、

前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間の経路の組合せの集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフと H 以下の要素数の組合せの集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフとの $Apply$ 演算結果を前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k として入力する、ことを特徴とする請求項 1 又は 2 に記載の解算出方法。

[請求項4] 前記前処理手順は、

前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアごとに、深さ優先探索に基づいて、他の始点 s_k 及び終点 t_k 間の経路を構成するリンクを使用しないで経路を張れるか否かを探索することで、前記二分決定グラフ R を算出する、ことを特徴とする請求項 1 乃至 3 の何れか一項に記載の解算出方法。

[請求項5] 光ネットワーク上の光波長割当問題の解を算出する解算出装置であって、

前記光ネットワークの始点 s_k 及び終点 t_k 間で所定の制約を満たす経路の集合を表すゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k (ただし、 $k = 1, \dots, K$) と、前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k に対応する需要 d_k と、前記光ネットワークで使用可能な波長の数 Λ とを入力する入力部と、

前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k を用いて、前記経路を構成するリンクが被らない前記始点 s_k 及び前記終点 t_k のペアの組合せの集合を表す二分決定グラフ R を算出する前処理部と、

前記ゼロサプレス型二分決定グラフ Z_k と、前記需要 d_k と、前記二分決定グラフ R と、前記波長の数 Λ とを用いて、劣モジュラ関数最

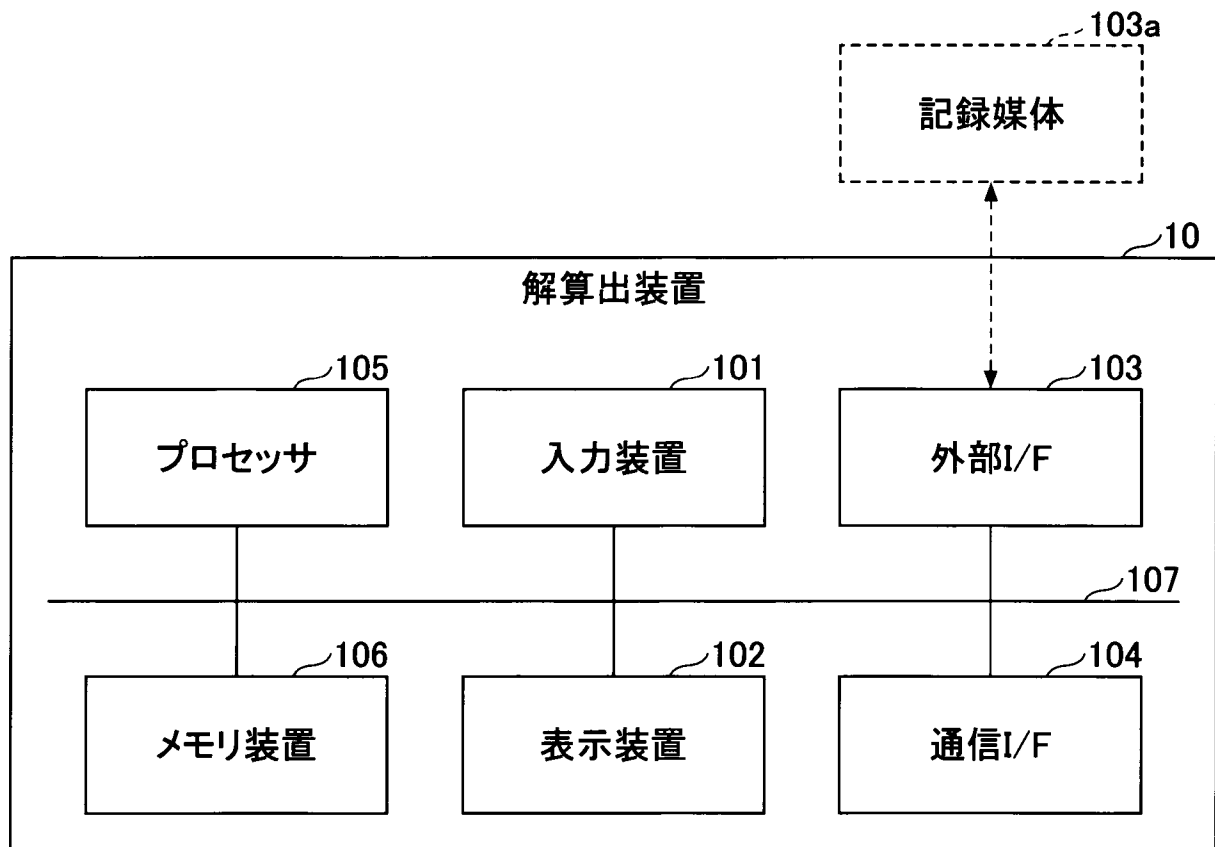
大化問題に対する貪欲法により、前記始点 s_k 及び前記終点 t_k 間における経路と該経路で使用する波長とを表す光パスを算出する最適化部と、

前記始点 s_k 及び前記終点 t_k における光パスを、前記光波長割当問題の解として出力する出力部と、

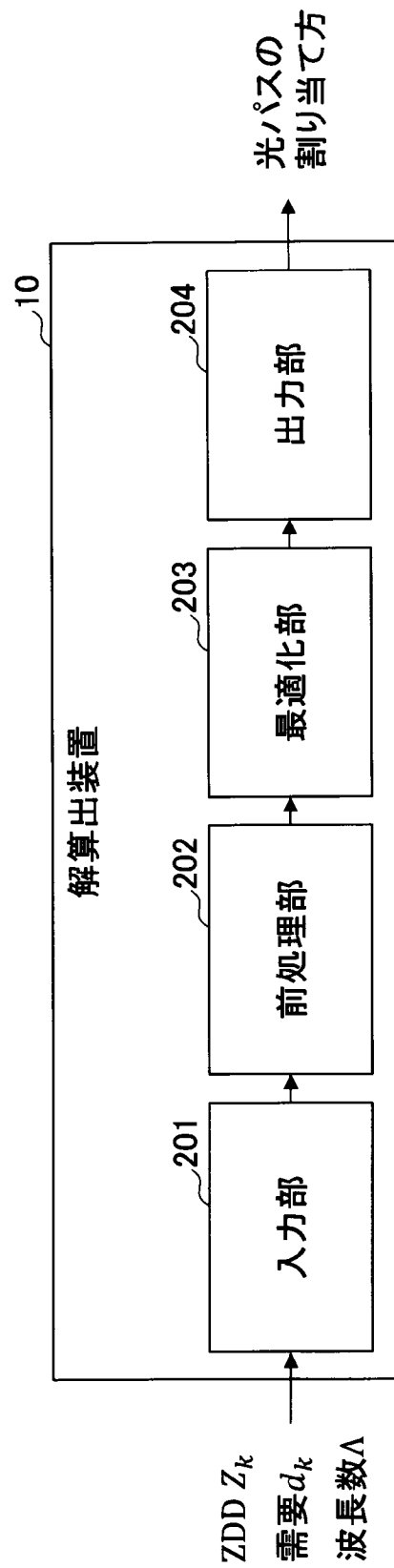
を有することを特徴とする解算装置。

[請求項6] コンピュータに、請求項 1 乃至 4 の何れか一項に記載の解算方法を実行させるプログラム。

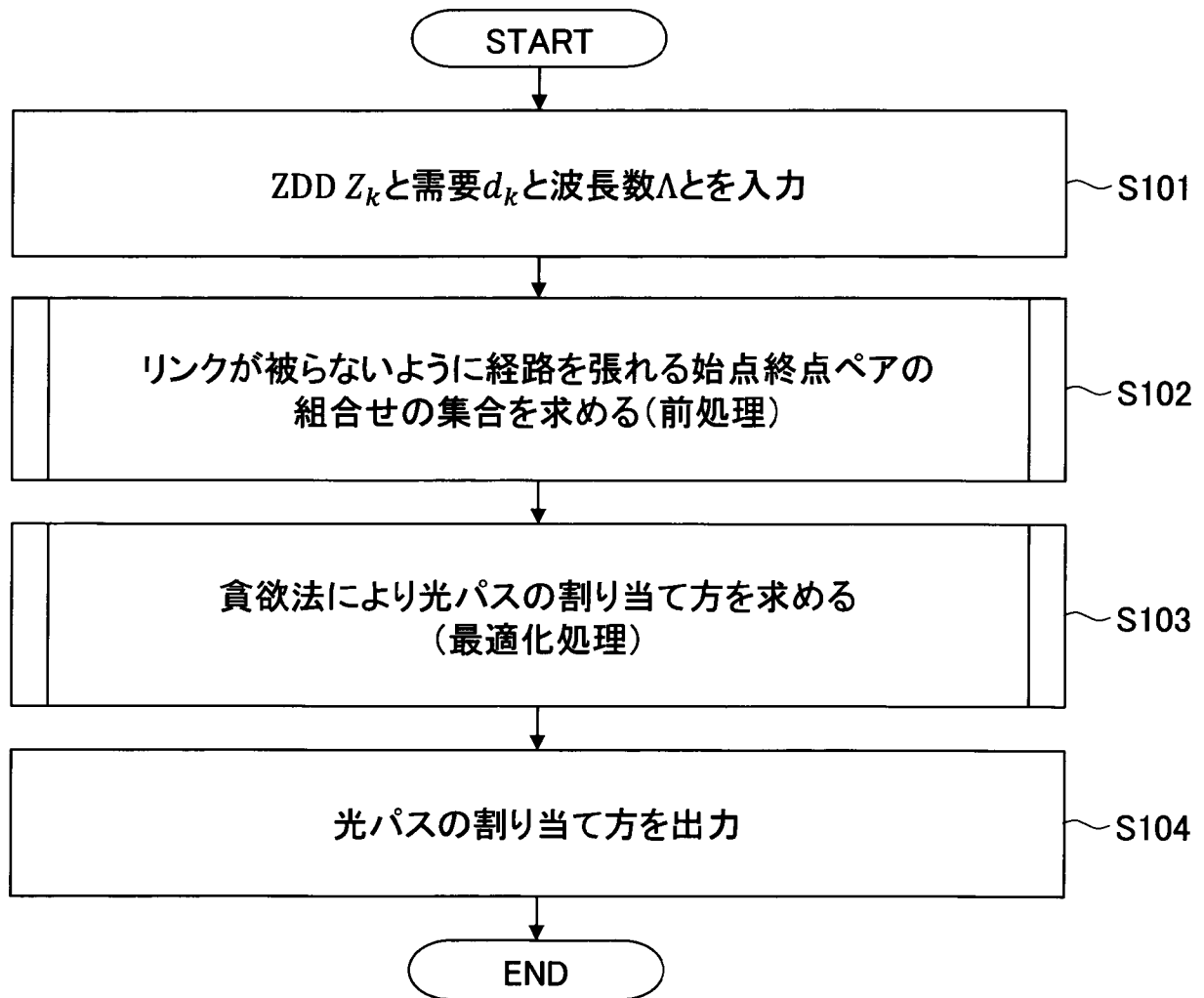
[図1]



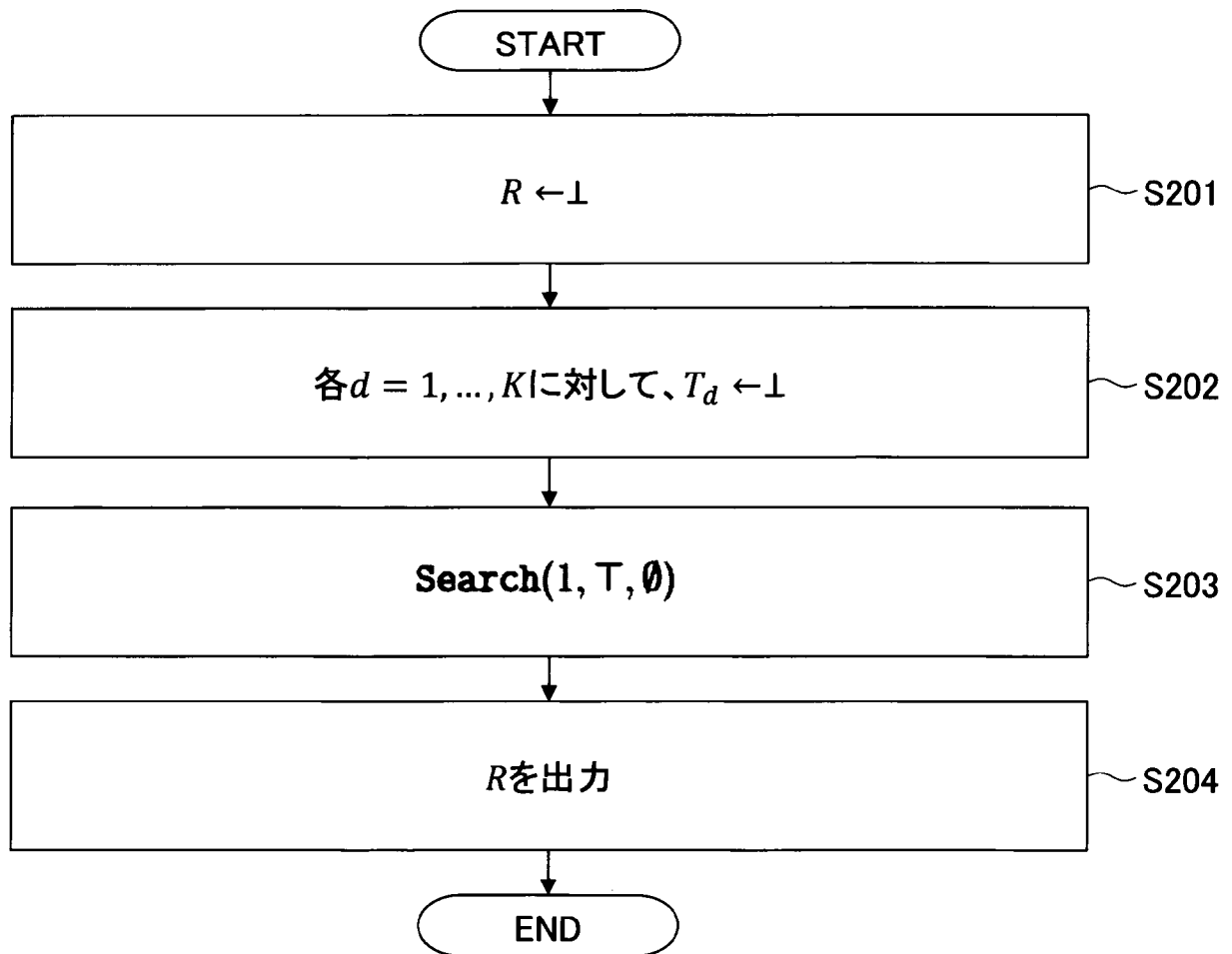
[図2]



[図3]



[図4]



[図5]

```

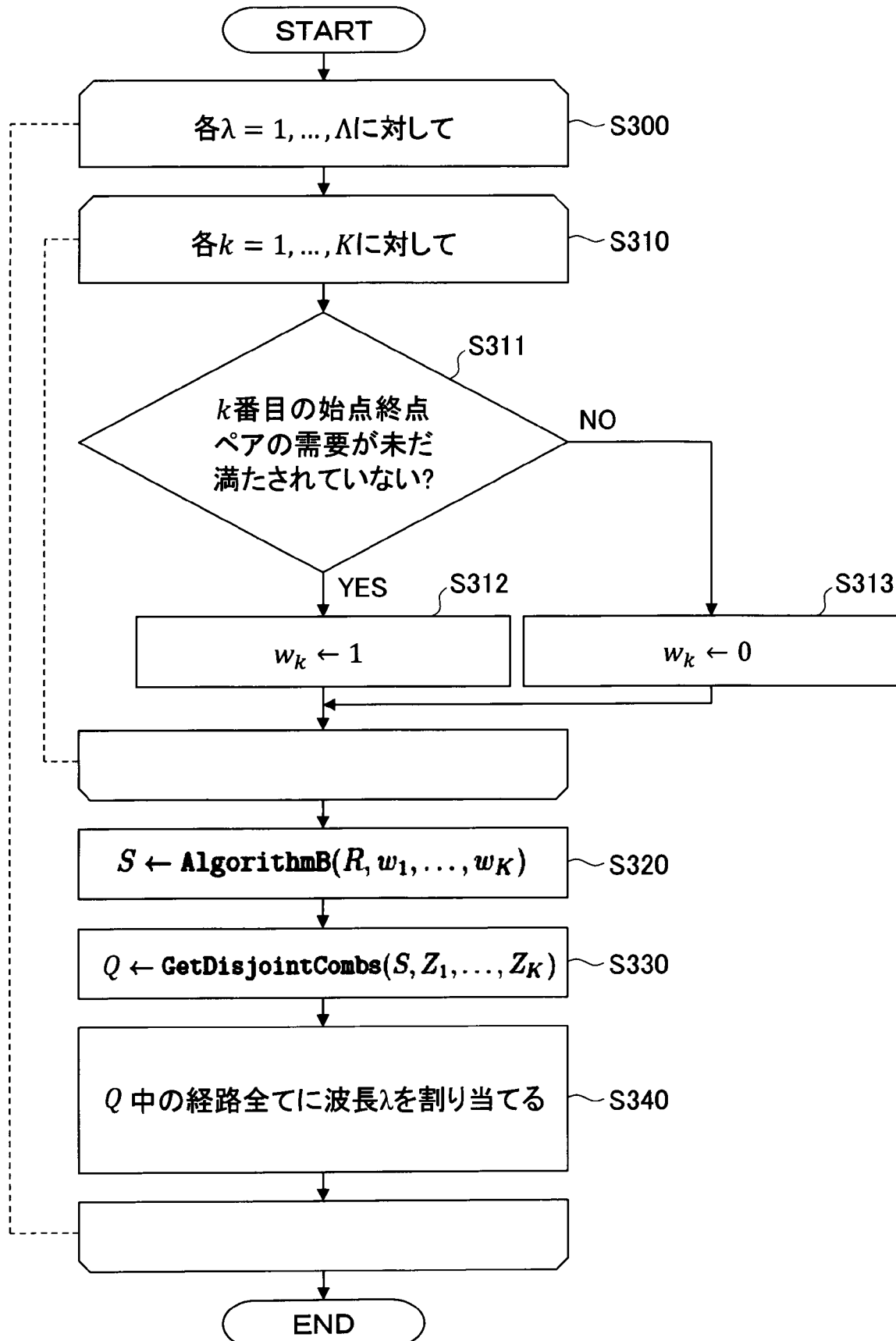
1  procedure Search( $d, Z, S$ ):
2      if  $Z = \perp$  then
3          return
4      if  $d > K$  then
5           $R \leftarrow \text{Apply}(R, \text{Powerset}(S), \vee)$ 
6          UpdateTrack( $S$ )
7          return
8      if label( $T_d$ ) =  $d$  then  $T_{d+1} \leftarrow \text{hi}(T_d)$ 
9      else  $T_{d+1} \leftarrow T_d$ 
10     Search( $d + 1, \text{DisjointJoin}(Z, Z_d), S \cup \{d\}$ )
11     if label( $T_d$ ) =  $d$  then  $T_{d+1} \leftarrow \text{lo}(T_d)$ 
12     else  $T_{d+1} \leftarrow T_d$ 
13     if  $T_{d+1} = \top$  then
14         return
15     Search( $d + 1, Z, S$ )

```

[図6]

```
1 procedure UpdateTrack( $S$ ):  
2    $T_1 \leftarrow R$   
3   for  $d \leftarrow 1$  to  $K$  do  
4     if label( $T_d$ ) =  $d$  then  
5       if  $d \in S$  then  $T_{d+1} \leftarrow \text{hi}(T_d)$   
6       else  $T_{d+1} \leftarrow \text{lo}(T_d)$   
7     else  $T_{d+1} \leftarrow T_d$ 
```

[図7]



[図8]

```
1 procedure GetDisjointCombs( $S, Z_1, \dots, Z_K$ ):  
2    $Y_0 \leftarrow \top$   
3    $i \leftarrow 0$   
4   foreach  $k \in S$  do  
5      $i \leftarrow i + 1$   
6      $Y_i \leftarrow \text{DisjointJoin}(Y_{i-1}, Z_k)$   
7    $C \leftarrow (Y_i \text{ の組合せのうち任意の一つ})$   
8   foreach  $k \in S$  in reverse order do  
9      $(r, C, P_k) \leftarrow \text{Decompose}(Y_{i-1}, Z_k, C)$   
10     $i \leftarrow i - 1$   
11  return  $\{P_k \mid k \in S\}$ 
```

[図9]

```

1  procedure Decompose( $F, G, C$ ):
2      if  $\exists k \in C$  s.t.  $(k < \text{label}(F)) \wedge (k < \text{label}(G))$  then return  $(\text{false}, \emptyset, \emptyset)$ 
3      if  $(F = \top) \wedge (G = \top)$  then return  $(\text{true}, \emptyset, \emptyset)$ 
4      if  $(F = \perp) \vee (G = \perp)$  then return  $(\text{false}, \emptyset, \emptyset)$ 
5      if  $(F, G) \in X$  then return  $(\text{false}, \emptyset, \emptyset)$ 
6      if  $\text{label}(F) < \text{label}(G)$  then
7          if  $\text{label}(F) \in C$  then
8               $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(\text{hi}(F), G, C \setminus \{\text{label}(F)\})$ 
9              if  $r = \text{true}$  then  $C_F \leftarrow C_F \cup \{\text{label}(F)\}$ 
10         else
11              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(\text{lo}(F), G, C)$ 
12     else if  $\text{label}(F) > \text{label}(G)$  then
13         if  $\text{label}(G) \in C$  then
14              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(F, \text{hi}(G), C \setminus \{\text{label}(G)\})$ 
15             if  $r = \text{true}$  then  $C_G \leftarrow C_G \cup \{\text{label}(G)\}$ 
16         else
17              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(F, \text{lo}(G), C)$ 
18     else
19         if  $\text{label}(F) \in C$  then
20              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(\text{hi}(F), \text{lo}(G), C \setminus \{\text{label}(F)\})$ 
21             if  $r = \text{true}$  then  $C_F \leftarrow C_F \cup \{\text{label}(F)\}$ 
22         else
23              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(\text{lo}(F), \text{hi}(G), C \setminus \{\text{label}(G)\})$ 
24             if  $r = \text{true}$  then  $C_G \leftarrow C_G \cup \{\text{label}(G)\}$ 
25         else
26              $(r, C_F, C_G) \leftarrow \text{Decompose}(\text{lo}(F), \text{lo}(G), C)$ 
27     if  $r = \text{false}$  then  $X \leftarrow X \cup \{(F, G)\}$ 
28     return  $(r, C_F, C_G)$ 

```

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP2020/046147

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

H04J 14/02 (2006.01) i; H04B 10/27 (2013.01) i
FI: H04B10/27; H04J14/02

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

H04J14/02; H04B10/27

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Published examined utility model applications of Japan	1922-1996
Published unexamined utility model applications of Japan	1971-2021
Registered utility model specifications of Japan	1996-2021
Published registered utility model applications of Japan	1994-2021

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	JP 2004-336199 A (NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE CORP.) 25 November 2004 (2004-11-25) entire text, all drawings	1-6
A	JP 2005-522090 A (MATISSE NETWORKS) 21 July 2005 (2005-07-21) entire text, all drawings	1-6
A	鈴木 浩史、石畠 正和、湊 真一、ZDDを用いた種々のネットワーク設計問題の解法、人工知能学会全国大会論文集, 05 June 2018, 4K2-OS-16b-03, pp. 1-4, entire text, all drawings, (SUZUKI, Hirofumi, ISHIHATA, Masakazu, MINATO, Shin-ichi, "Solving Various Network Design Problems Using ZDDs", Proceedings of the Annual Conference of JSAI)	1-6



Further documents are listed in the continuation of Box C.



See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance

"E" earlier application or patent but published on or after the international filing date

"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)

"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means

"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search
17 March 2021 (17.03.2021)

Date of mailing of the international search report
30 March 2021 (30.03.2021)

Name and mailing address of the ISA/
Japan Patent Office
3-4-3, Kasumigaseki, Chiyoda-ku,
Tokyo 100-8915, Japan

Authorized officer

Telephone No.

INTERNATIONAL SEARCH REPORT
Information on patent family members

International application No.

PCT/JP2020/046147

Patent Documents referred in the Report	Publication Date	Patent Family	Publication Date
JP 2004-336199 A	25 Nov. 2004	(Family: none)	
JP 2005-522090 A	21 Jul. 2005	US 2003/0185229 A1 entire text, all drawings WO 2003/084107 A1 KR 10-2004-0111439 A	

A. 発明の属する分野の分類（国際特許分類（IPC）） H04J 14/02(2006.01)i; H04B 10/27(2013.01)i FI: H04B10/27; H04J14/02										
B. 調査を行った分野 調査を行った最小限資料（国際特許分類（IPC）） H04J14/02; H04B10/27 最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの <table border="0"> <tr> <td>日本国実用新案公報</td> <td>1922-1996年</td> </tr> <tr> <td>日本国公開実用新案公報</td> <td>1971-2021年</td> </tr> <tr> <td>日本国実用新案登録公報</td> <td>1996-2021年</td> </tr> <tr> <td>日本国登録実用新案公報</td> <td>1994-2021年</td> </tr> </table> 国際調査で使用した電子データベース（データベースの名称、調査に使用した用語）			日本国実用新案公報	1922-1996年	日本国公開実用新案公報	1971-2021年	日本国実用新案登録公報	1996-2021年	日本国登録実用新案公報	1994-2021年
日本国実用新案公報	1922-1996年									
日本国公開実用新案公報	1971-2021年									
日本国実用新案登録公報	1996-2021年									
日本国登録実用新案公報	1994-2021年									
C. 関連すると認められる文献										
引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求項の番号								
A	JP 2004-336199 A（日本電信電話株式会社）25.11.2004（2004-11-25） 全文全文	1-6								
A	JP 2005-522090 A（マティス ネットワークス）21.07.2005（2005-07-21） 全文全文	1-6								
A	鈴木 浩史、石畠 正和、湊 真一，ZDDを用いた種々のネットワーク設計問題の解法，人工知能学会全国大会論文集，2018.06.05，4K2-O S-16b-03，p. 1-4 全文全文	1-6								
☐ C欄の続きにも文献が列挙されている。 ☒ パテントファミリーに関する別紙を参照。										
<table border="0"> <tr> <td> * 引用文献のカテゴリー “A” 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの “E” 国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの “L” 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献（理由を付す） “O” 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献 “P” 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願の日の後に公表された文献 </td> <td> “T” 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と抵触するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの “X” 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの “Y” 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの “&” 同一パテントファミリー文献 </td> </tr> </table>			* 引用文献のカテゴリー “A” 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの “E” 国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの “L” 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献（理由を付す） “O” 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献 “P” 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願の日の後に公表された文献	“T” 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と抵触するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの “X” 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの “Y” 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの “&” 同一パテントファミリー文献						
* 引用文献のカテゴリー “A” 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの “E” 国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの “L” 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献（理由を付す） “O” 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献 “P” 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願の日の後に公表された文献	“T” 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と抵触するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの “X” 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの “Y” 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの “&” 同一パテントファミリー文献									
国際調査を完了した日 17.03.2021		国際調査報告の発送日 30.03.2021								
名称及びあて先 日本国特許庁(ISA/JP) 〒100-8915 日本国 東京都千代田区霞が関三丁目4番3号		権限のある職員（特許庁審査官） 工藤 一光 5K 9274 電話番号 03-3581-1101 内線 3576								

国際調査報告
パテントファミリーに関する情報

国際出願番号

PCT/JP2020/046147

引用文献			公表日	パテントファミリー文献	公表日
JP	2004-336199	A	25.11.2004	(ファミリーなし)	
JP	2005-522090	A	21.07.2005	US 2003/0185229	A1
				全文全図	
				W0 2003/084107	A1
				KR 10-2004-0111439	A