

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 公開特許公報(A)

(11) 特許出願公開番号

特開2017-204239

(P2017-204239A)

(43) 公開日 平成29年11月16日(2017.11.16)

(51) Int.Cl.	F I	テーマコード (参考)
G06F 13/00 (2006.01)	G06F 13/00 540C	5B069
G06F 3/14 (2006.01)	G06F 3/14 400	5B084
H04W 28/12 (2009.01)	H04W 28/12	5K067

審査請求 未請求 請求項の数 9 O L (全 19 頁)

(21) 出願番号 特願2016-97349 (P2016-97349)
 (22) 出願日 平成28年5月13日 (2016.5.13)

(71) 出願人 00005223
 富士通株式会社
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号
 (74) 代理人 100087480
 弁理士 片山 修平
 (72) 発明者 今井 岳
 神奈川県川崎市中原区上小田中4丁目1番1号 富士通株式会社内
 Fターム(参考) 5B069 AA01 BB18 LA03 LA07
 5B084 AA02 AA04 AB37 BB11 CD10
 CD12 CD25 CE08 CE11 DB10
 DB11 DC05 FA04 FA24
 5K067 AA28 DD30 EE02 EE10 FF05

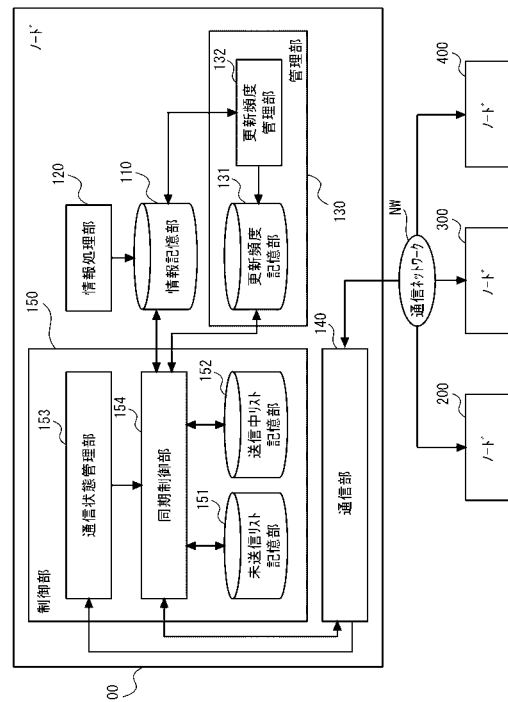
(54) 【発明の名称】 情報処理装置、情報処理システム、情報処理プログラム、及び情報処理方法

(57) 【要約】

【課題】 通信先と共有する情報の送信量を通信先との通信状態に応じて調整できる情報処理装置を提供する。

【解決手段】 情報処理装置は、通信先と共有する第1の情報を記憶する情報記憶部110と、第1の情報が更新された第1の頻度と通信先が記憶する第1の情報と少なくとも一部が同じ第2の情報によって第1の情報が更新された第2の頻度とを管理する管理部130と、第1の頻度と第2の頻度と通信先との通信状態に基づいて、第1の情報の通信先への送信を制御する制御部150と、を有する。

【選択図】 図3



【特許請求の範囲】**【請求項 1】**

通信先と共有する第 1 の情報を記憶する情報記憶部と、

前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理する管理部と、

前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する制御部と、

を有する情報処理装置。

【請求項 2】

10

前記制御部は、複数の前記第 1 の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第 1 の情報が送信される前に前記第 1 の情報が前記第 2 の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第 1 の情報毎に算出し、前記貢献度が高い順から複数の前記第 1 の情報の送信を実行する、

ことを特徴とする請求項 1 に記載の情報処理装置。

【請求項 3】

前記制御部は、複数の前記第 1 の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第 1 の情報が送信される前に前記第 1 の情報が前記第 2 の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第 1 の情報毎に算出し、前記通信状態が所定の通信状態より安定しない場合、前記貢献度が所定値未満になる前記第 1 の情報の送信を抑制する、

20

ことを特徴とする請求項 1 に記載の情報処理装置。

【請求項 4】

前記制御部は、前記通信先の最新化が遅れる遅れ時間と前記第 1 の頻度及び前記第 2 の頻度に基づいて予想される次の予想更新時間とを利用して前記遅れ時間の積分値を前記第 1 の情報毎に算出し、算出した前記積分値を最小化するように前記第 1 の情報を選択し、選択した前記第 1 の情報を前記貢献度が最も高いと判断して前記送信を実行する、

ことを特徴とする請求項 2 又は 3 に記載の情報処理装置。

【請求項 5】

前記制御部は、さらに、前記通信状態と前記第 1 の情報の情報量を利用して前記積分値を前記第 1 の情報毎に算出する、

30

ことを特徴とする請求項 4 に記載の情報処理装置。

【請求項 6】

前記制御部は、さらに、前記遅れ時間の遅れを許容する許容遅れ時間を利用して前記積分値を前記第 1 の情報毎に算出する、

ことを特徴とする請求項 4 又は 5 に記載の情報処理装置。

【請求項 7】

互いに通信する複数の情報処理装置を含む情報処理システムであって、

前記情報処理装置の各々は、

通信先と共有する第 1 の情報を記憶する情報記憶部と、

前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理する管理部と、

40

前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する制御部と、

を有する情報処理システム。

【請求項 8】

通信先と共有する第 1 の情報を情報記憶部に記憶させ、

前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理し

50

前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する、

処理をコンピュータに実行させるための情報処理プログラム。

【請求項 9】

通信先と共有する第 1 の情報を情報記憶部に記憶させ、

前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理し

、
前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する、

処理をコンピュータが実行する情報処理方法。

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本件は、情報処理装置、情報処理システム、情報処理プログラム、及び情報処理方法に関する。

【背景技術】

【0002】

複数の端末装置（以下、情報処理装置という）がアクセスポイントを介して相互に無線通信し、連携して動作する技術が知られている（例えば特許文献 1 参照）。特許文献 1 は連携した動作の一例として 2 台のタブレット端末がコンテンツを共有して表示することを開示する。

【先行技術文献】

【特許文献】

【0003】

【特許文献 1】特開 2015 - 184876 号公報

【発明の概要】

【発明が解決しようとする課題】

【0004】

ところが、無線通信環境内では情報処理装置は自由に移動することができるため、情報処理装置間の通信状態は刻々と変化し、安定した通信状態が維持されにくい。また、無線通信環境に属する情報処理装置が増加し、リアルタイムの情報共有が活発になると、通信帯域を超える通信により通信が破綻するおそれがある。

【0005】

そこで、1 つの側面では、通信先と共有する情報の送信量を通信先との通信状態に応じて調整できる情報処理装置、情報処理システム、情報処理プログラム、及び情報処理方法を提供することを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【0006】

本明細書に開示の情報処理装置は、通信先と共有する第 1 の情報を記憶する情報記憶部と、前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理する管理部と、前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する制御部と、を有する情報処理装置である。

【0007】

本明細書に開示の情報処理システムは、互いに通信する複数の情報処理装置を含む情報処理システムであって、前記情報処理装置の各々は、通信先と共有する第 1 の情報を記憶する情報記憶部と、前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2

10

20

30

40

50

の頻度とを管理する管理部と、前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する制御部と、を有する情報処理システムである。

【 0 0 0 8 】

本明細書に開示の情報処理プログラムは、通信先と共有する第 1 の情報を情報記憶部に記憶させ、前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理し、前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する、処理をコンピュータに実行させるための情報処理プログラムである。

10

【 0 0 0 9 】

本明細書に開示の情報処理方法は、通信先と共有する第 1 の情報を情報記憶部に記憶させ、前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理し、前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する、処理をコンピュータが実行する情報処理方法である。

【 発明の効果 】

【 0 0 1 0 】

本明細書に開示の情報処理装置、情報処理システム、情報処理プログラム、及び情報処理方法によれば、通信先と共有する情報の送信量を通信先との通信状態に応じて調整することができる。

20

【 図面の簡単な説明 】

【 0 0 1 1 】

【 図 1 】 図 1 は情報処理システムの一例を説明するための図である。

【 図 2 】 図 2 はノードのハードウェア構成の一例である。

【 図 3 】 図 3 はノードのブロック図の一例である。

【 図 4 】 図 4 は情報記憶部の一例である。

【 図 5 】 図 5 は更新頻度記憶部の一例である。

【 図 6 】 図 6 は未送信リスト記憶部の一例である。

30

【 図 7 】 図 7 は送信中リスト記憶部の一例である。

【 図 8 】 図 8 は共有情報の更新処理の一例を示すフローチャートである。

【 図 9 】 図 9 は共有情報の更新処理の他の一例を示すフローチャートである。

【 図 1 0 】 図 1 0 は通信部の処理の一例を示すフローチャートである。

【 図 1 1 】 図 1 1 は同期制御部による送信管理処理の一例を示すフローチャートである。

【 図 1 2 】 図 1 2 は同期制御部による送信制御処理の一例を示すフローチャートである。

【 図 1 3 】 図 1 3 は貢献度に応じた共有情報の送信制御の一例を説明するための図である。

。

【 図 1 4 】 図 1 4 は貢献度の判断に利用する積分値の算出手法の一例である。

【 図 1 5 】 図 1 5 は貢献度の判断に利用する積分値の算出手法の他の一例である。

40

【 図 1 6 】 図 1 6 は貢献度の判断に利用する積分値の算出手法の他の一例である。

【 図 1 7 】 図 1 7 は貢献度の判断に利用する積分値の算出手法の他の一例である。

【 図 1 8 】 図 1 8 は貢献度の判断に利用する積分値の算出手法の他の一例である。

【 発明を実施するための形態 】

【 0 0 1 2 】

以下、本件を実施するための形態について図面を参照して説明する。

【 0 0 1 3 】

図 1 は情報処理システム S の一例を説明するための図である。情報処理システム S は Eventual Consistency (結果整合性) を実現するコンピュータシステムである。情報処理システム S は複数のノード 1 0 0 , 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 をそれぞれ情報処理装置として

50

含んでいる。ノード100, 200, 300, 400は無線基地局(例えばアクセスポイント)APを含む通信ネットワークNWを介して互いに接続されている。図1に示すように、通信ネットワークNWは有線ネットワークNW1及び無線ネットワークNW2を含んでいる。このため、ノード100, 200, 300, 400は互いに無線や有線を利用して通信する。尚、ノード100, 200, 300間では無線基地局APを介さないアドホックネットワークが利用されていてもよい。

【0014】

ここで、ノード100, 200, 300, 400としては例えば端末装置やスマートデバイスなどがある。端末装置としては、例えば携帯型(モバイルタイプ)のPersonal Computer(PC)や据置型(デスクトップタイプ)のPCなどがある。スマートデバイスとしては、例えばスマートフォン、スマートウォッチ、タブレット端末、ウェアラブルコンピュータなどがある。尚、ノード100, 200, 300, 400は端末装置やスマートデバイスに限定されず、通信機能を備えていれば、例えばスマートテレビ、電子レンジ、ヘルスケア用品といった家庭用の電気機器のほか、デジタルカメラや携帯ゲーム機などであってもよい。ノード100, 200, 300, 400は同じ識別情報を含む情報を互いに送信し合うことによって情報を共有する。以下、当該情報を共有情報と呼ぶ。

10

【0015】

次に、図2を参照して、ノード100のハードウェア構成について説明する。尚、上述したノード200, 300, 400については基本的にノード100と同様のハードウェア構成であるため説明を省略する。

20

【0016】

図2はノード100のハードウェア構成の一例である。図2に示すように、ノード100は、少なくともCentral Processing Unit(CPU)100A、Random Access Memory(RAM)100B、Read Only Memory(ROM)100C、ネットワークI/F(インタフェース)100D、及び通信回路100Kを含んでいる。通信回路100Kにはアンテナ100K'が接続されている。通信回路100Kに代えて通信機能を実現するCPUが利用されてもよい。ノード100は、通信回路100K及びアンテナ100K'を介してノード200, 300と接続される。

【0017】

また、ノード100は、入力部100F及び表示部100Gも含んでいる。入力部100Fとしては、例えばキーボード、ポインティングデバイス、タッチパネルなどがある。表示部100Gとしては、例えば液晶ディスプレイがある。さらに、ノード100は、必要に応じて、Hard Disk Drive(HDD)100E、入出力I/F100H、ドライブ装置100Iの少なくとも1つを含んでいてもよい。CPU100A、・・・、ドライブ装置100I及び通信回路100Kは、内部バス100Jによって互いに接続されている。少なくともCPU100AとRAM100Bとが協働することによってコンピュータが実現される。

30

【0018】

入出力I/F100Hには、半導体メモリ730が接続される。半導体メモリ730としては、例えばUniversal Serial Bus(USB)メモリやフラッシュメモリなどがある。入出力I/F100Hは、半導体メモリ730に記憶されたプログラムやデータを読み取る。入出力I/F100Hは、例えばUSBポートを備えている。

40

【0019】

ドライブ装置100Iには、可搬型記録媒体740が挿入される。可搬型記録媒体740としては、例えばCompact Disc(CD)-ROM、Digital Versatile Disc(DVD)といったリムーバブルディスクがある。ドライブ装置100Iは、可搬型記録媒体740に記録されたプログラムやデータを読み込む。

ネットワークI/F100Dは、例えばLocal Area Network(LAN)ポートを備えている。

【0020】

50

上述したRAM100Bには、HDD100Eに記憶されたプログラムがCPU100Aによって格納される。RAM100Bには、可搬型記録媒体740に記録されたプログラムがCPU100Aによって格納される。格納されたプログラムをCPU100Aが実行することにより、後述する各種の機能が実現され、また、後述する各種の動作が実行される。尚、プログラムは後述するフローチャートに応じたものとすればよい。

【0021】

次に、図3乃至図7を参照して、ノード100の機能について説明する。尚、上述したノード200, 300, 400については基本的にノード100と同様の機能であるため説明を省略する。

【0022】

図3はノード100のブロック図の一例である。図4は情報記憶部110の一例である。図5は更新頻度記憶部131の一例である。図6は未送信リスト記憶部151の一例である。図7は送信中リスト記憶部152の一例である。図3に示すように、ノード100は情報記憶部110、情報処理部120、管理部130、通信部140、及び制御部150を含んでいる。

【0023】

情報記憶部110は、ノード100の通信先であるノード200, 300, 400と共有する共有情報を記憶する。より詳しくは、図4に示すように、情報記憶部110は共有情報テーブルT1により各共有情報を管理する。各共有情報はそれぞれ少なくともキー(Key)とバリュー(Value:値)と論理時刻(又は論理クロック)を構成要素として含んでいる。キーは共有情報を識別する識別情報である。図4に示すように、共有情報にその共有情報の説明を含めてもよいし、含めなくてもよい。図4において共有情報はキー・バリュー型で示されているが、必ずしもキー・バリュー型に限定されない。

【0024】

論理時刻はノード100, 200, 300, 400間の処理の順序関係を表すために使用される。例えば、ノード100が共有情報を送信する場合、ノード100は送信時点の論理時刻を共有情報に含めて送信し、ノード200, 300, 400は共有情報に含まれる論理時刻に所定値(例えば値「1」)を加算した値を新たな論理時刻として算出する。したがって、論理時刻は一方向に進み、逆方向に戻らない。

【0025】

情報記憶部110が記憶する共有情報は情報処理部120によって追加されたり書き換えられたりする。情報処理部120は例えばアプリケーションプログラムによって実現される。例えば情報処理部120はCPU100A(図2参照)の温度を検知する温度センサーから温度を表すセンシング情報を定期的を取得する。情報処理部120は、センシング情報の取得が1度目であると判断すると、キーを生成して取得したセンシング情報をバリューとして論理時刻とともに情報記憶部110に追加する。情報処理部120は、センシング情報の取得が2度目以降であると判断すると、そのキーを含む共有情報のバリューを取得したセンシング情報により書き換える。すなわち、情報処理部120は共有情報(より詳しくはバリュー)を定期的を更新する。尚、詳細は後述するが、共有情報はノード200, 300, 400から送信された共有情報によっても更新される。

【0026】

管理部130は、図3に示すように、更新頻度記憶部131と更新頻度管理部132を含んでいる。更新頻度記憶部131は共有情報の更新頻度に関する更新頻度情報を記憶する。より詳しくは、図5に示すように、更新頻度記憶部131は更新頻度情報テーブルT2により各更新頻度情報を管理する。各更新頻度情報はそれぞれキー、タイプ、自ノードの更新頻度、他ノードの更新頻度、許容遅れ時間を構成要素として含んでいる。キーは上述したように共有情報を識別する識別情報である。タイプはキーの型を表している。例えばタイプ「String」は文字列を表し、タイプ「Byte[]」はバイト配列を表している。本実施形態において、自ノードはノード100を表し、他ノードはノード200, 300, 400を表している。

10

20

30

40

50

【 0 0 2 7 】

自ノードの更新頻度は情報記憶部 1 1 0 に記憶された各共有情報（より詳しくはバリュ
ー）が情報処理部 1 2 0 によって更新された頻度を表している。他ノードの更新頻度はノ
ード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 から送信された共有情報によって情報記憶部 1 1 0 に記憶さ
れた共有情報が更新された頻度を表している。更新頻度はいずれも 1 秒あたりの更新回数
である。

【 0 0 2 8 】

例えば更新頻度「 0 . 3 」は 1 秒間に 0 . 3 回、すなわち、 3 ~ 4 秒に 1 回の割合でそ
の共有情報が更新されていることを表している。すなわち、図 5 において、キー「 a a a
. b b b . 0 」の共有情報は 3 ~ 4 秒に 1 回の割合で情報処理部 1 2 0 によって更新され
ており、他ノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 から送信された共有情報によって更新されてい
ないことを表している。

10

【 0 0 2 9 】

例えば更新頻度「 0 . 2 」は 1 秒間に 0 . 2 回、すなわち、 5 秒に 1 回の割合でその共
有情報が更新されていることを表している。すなわち、図 5 において、キー「 a a a . b
b b . A 」の共有情報は他ノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 のいずれかから送信された共有
情報によって 5 秒に 1 回の割合で更新されており、情報処理部 1 2 0 によって更新されて
いないことを表している。

【 0 0 3 0 】

許容遅れ時間は通信ネットワーク NW の運用ルールを定める静的ポリシーの一種であって
本実施形態では遅れ時間の許容限度を表している。遅れ時間はノード 1 0 0 の通信先であ
るノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 が記憶する共有情報の最新化が遅れる時間である。した
がって、許容遅れ時間はどの程度の時間まで最新化が遅れてもよいかを判断するための時
間である。許容遅れ時間は通信ネットワーク NW の運用ルールに基づいて共有情報毎に設
定することができる。

20

【 0 0 3 1 】

更新頻度管理部 1 3 2 は上述した自ノードの更新頻度と他ノードの更新頻度を管理する
。より詳しくは、更新頻度管理部 1 3 2 は情報記憶部 1 1 0 に記憶された共有情報が更新
されると、共有情報の更新を検出してその共有情報の更新頻度を算出する。更新頻度管理
部 1 3 2 は算出した更新頻度を利用して該当する共有情報の自ノードの更新頻度又は他ノ
ードの更新頻度を更新する。

30

【 0 0 3 2 】

通信部 1 4 0 は共有情報を送信したり、ノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 から送信された
共有情報を受信したりする。通信部 1 4 0 は後述する同期制御部 1 5 4 から送信された共
有情報の送信を終えると、送信完了通知を発行し、同期制御部 1 5 4 に送信する。

【 0 0 3 3 】

制御部 1 5 0 は自ノードの更新頻度と他ノードの更新頻度と通信先との通信状態に基づ
いて、共有情報の通信先への送信を制御する。通信状態には安定した通信状態と不安定な
通信情報が含まれる。制御部 1 5 0 は未送信リスト記憶部 1 5 1、送信中リスト記憶部 1
5 2、通信状態管理部 1 5 3、及び同期制御部 1 5 4 を含んでいる。

40

【 0 0 3 4 】

未送信リスト記憶部 1 5 1 は送信開始前の共有情報を含む未送信情報を記憶する。より
詳しくは、図 6 に示すように、未送信リスト記憶部 1 5 1 は未送信テーブル T 3 により各
未送信情報を一覧にして管理する。各未送信情報はそれぞれキー、バリュ
ー、更新時刻、
更新論理時刻、情報量を構成要素として含んでいる。キー及びバリュ
ーについては既に説
明しているため省略する。更新時刻はバリュ
ーが更新された実時刻であり H H M M S S F
F F 形式で登録される。更新論理時刻はバリュ
ーが更新された論理時刻である。情報量は
バリュ
ーの量をビット単位で表している。情報量はバリュ
ーに基づいて同期制御部 1 5 4
によって算出される。更新時刻、更新論理時刻及び情報量は同期制御部 1 5 4 によって未
送信情報に登録される。

50

【 0 0 3 5 】

送信中リスト記憶部 1 5 2 は送信を開始する共有情報又は送信中の状態にある共有情報を含む送信情報を記憶する。より詳しくは、図 7 に示すように、送信中リスト記憶部 1 5 2 は送信情報テーブル T 4 により各送信情報を管理する。送信情報の構成要素は上述した未送信情報の構成要素と同じであるため、説明を省略する。

【 0 0 3 6 】

通信状態管理部 1 5 3 は通信先との通信状態を通信対象毎に定期的又は非定期的に管理する。より詳しくは、通信状態管理部 1 5 3 は通信部 1 4 0 にアクセスして通信状態を取得する。通信状態管理部 1 5 3 は取得した通信状態を同期制御部 1 5 4 に出力する。尚、通信状態としては例えば通信スループット（ビット/秒）がある。

10

【 0 0 3 7 】

同期制御部 1 5 4 は自ノードであるノード 1 0 0 と他ノードであるノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 との同期を制御する。より詳しくは、同期制御部 1 5 4 は更新頻度記憶部 1 3 1 から自ノードの更新頻度と他ノードの更新頻度を取得する。また、同期制御部 1 5 4 は未送信リスト記憶部 1 5 1 から未送信情報を取得する。同期制御部 1 5 4 は取得した自ノード及び他ノードの各更新頻度、未送信情報に含まれる更新時刻又は更新論理時刻、及び通信状態管理部 1 5 3 から出力された通信状態に基づいて、共有情報の通信先への送信を制御する。同期制御部 1 5 4 はさらに未送信情報に含まれる情報量を利用して共有情報の通信先への送信を制御してもよい。同期制御部 1 5 4 はさらに更新頻度記憶部 1 3 1 から許容遅れ時間を取得し、取得した許容遅れ時間を利用して共有情報の通信先への送信を制御してもよい。

20

【 0 0 3 8 】

例えば、複数の共有情報が更新された場合、同期制御部 1 5 4 はこれらの共有情報を複製した共有情報を送信対象として情報記憶部 1 1 0 から取得し、取得した共有情報を含む未送信情報を生成して未送信リスト記憶部 1 5 1 に格納する。同期制御部 1 5 4 は送信中リスト記憶部 1 5 2 に共有情報を含む送信情報を格納できる空き容量がある場合、共有情報が通信先の共有情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を共有情報毎に算出する。

【 0 0 3 9 】

同期制御部 1 5 4 は算出した貢献度が高い順から共有情報を未送信リスト記憶部 1 5 1 から送信中リスト記憶部 1 5 2 に移動させる。より詳しくは、同期制御部 1 5 4 は共有情報を含む送信情報を生成して送信中リスト記憶部 1 5 2 に格納するとともに、その共有情報を含む未送信情報を未送信リスト記憶部 1 5 1 から削除する。これにより、実質的に共有情報が未送信リスト記憶部 1 5 1 から送信中リスト記憶部 1 5 2 に移動する。同期制御部 1 5 4 は送信情報テーブル T 4 に管理された送信情報の順番に従って通信部 1 4 0 に共有情報を送信する。通信部 1 4 0 は共有情報を受信すると、送信先に向けて共有情報を送信する。

30

【 0 0 4 0 】

また、同期制御部 1 5 4 は、通信先との通信状態が所定の通信状態より安定しない場合（すなわち不安定な場合）、貢献度が所定値未満になる共有情報の送信を抑制する。具体的には、同期制御部 1 5 4 は共有情報の送信中リスト記憶部 1 5 2 への移動を中止する。その他、詳細は後述するが、同期制御部 1 5 4 は共有情報を送信中リスト記憶部 1 5 2 から未送信リスト記憶部 1 5 1 に戻すことによって共有情報の送信を抑制する。

40

【 0 0 4 1 】

続いて、図 8 乃至図 1 3 を参照して、ノード 1 0 0 の動作について説明する。尚、ノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 もノード 1 0 0 の動作と同様であるため、説明を省略する。

【 0 0 4 2 】

図 8 は共有情報の更新処理の一例を示すフローチャートである。より詳しくは、図 8 は情報処理部 1 2 0 が共有情報を更新した際に行われる処理を表している。

【 0 0 4 3 】

まず、図 8 に示すように、情報処理部 1 2 0 は共有情報の更新が発生するまで待機を続

50

け(ステップS101:NO)、共有情報の更新が発生すると(ステップS101:YES)、情報記憶部110を更新する(ステップS102)。例えば情報処理部120はセンシング情報を取得すると、該当するキーのバリュー及び論理時刻を更新する。

【0044】

ステップS102の処理が完了すると、次いで、更新頻度管理部132は更新頻度記憶部131を更新する(ステップS103)。例えば情報記憶部110が更新されると、更新頻度管理部132は情報記憶部110の更新を検出し、更新頻度記憶部131を更新する。具体的には更新頻度管理部132は自ノードの更新頻度を更新する。

【0045】

ステップS103の処理が完了すると、次いで、同期制御部154は未送信リスト記憶部151を更新する(ステップS104)。例えば更新されたバリューと関連付けられたキーと同じキーを含む未送信情報が未送信リスト記憶部151に存在していれば、同期制御部154はそのキーのバリュー、更新時刻、更新論理時刻、及び情報量を差し替える。逆に、更新されたバリューと関連付けられたキーと同じキーが未送信リスト記憶部151に存在していなければ、同期制御部154はそのキー、バリュー、更新論理時刻、更新時刻及び情報量を未送信情報として追加する。ステップS104の処理が完了すると、ステップS101の処理に戻る。このように、共有情報の更新が発生すると、共有情報、更新頻度情報、及び未送信情報が更新される。

【0046】

図9は共有情報の更新処理の他の一例を示すフローチャートである。より詳しくは、図9は同期制御部154が共有情報を受信した際に行われる処理を表している。図9に示すように、同期制御部154は更新された共有情報を受信するまで待機を続ける(ステップS201:NO)。より詳しくは、ノード200,300,400のいずれかから送信された共有情報を通信部140が受信すると、通信部140は受信した共有情報を同期制御部154に送信する。

【0047】

同期制御部154は更新された共有情報を受信すると(ステップS201:YES)、情報記憶部110を確認し(ステップS202)、受信した共有情報に含まれるキーと同じキーを有する共有情報の論理時刻を比較する(ステップS203)。同期制御部154は比較した結果、論理時刻が新しくないと判断すると(ステップS204:NO)、ステップS201の処理に戻る。したがって、後述する各種の更新は実行されない。一方、同期制御部154は比較した結果、論理時刻が新しいと判断すると(ステップS204:YES)、情報記憶部110を更新する(ステップS205)。例えば同期制御部154は受信した共有情報に含まれるキーと同じキーを有する共有情報のバリューを、受信した共有情報に含まれるバリューに更新する。

【0048】

ステップS205の処理が完了すると、次いで、更新頻度管理部132は更新頻度記憶部131を更新する(ステップS206)。上述したように、情報記憶部110が更新されると、更新頻度管理部132は情報記憶部110の更新を検出し、更新頻度記憶部131を更新する。具体的には更新頻度管理部132は他ノードの更新頻度を更新する。

【0049】

ステップS206の処理が完了すると、次いで、同期制御部154は未送信リスト記憶部151を更新する(ステップS207)。例えば更新されたバリューと関連付けられたキーと同じキーが未送信リスト記憶部151に存在していれば、同期制御部154はそのキーを含む未送信情報を削除する。逆に、更新されたバリューと関連付けられたキーと同じキーが未送信リスト記憶部151に存在していなければ、同期制御部154はそのキー、バリュー、更新論理時刻、更新時刻及び情報量を未送信情報として追加する。ステップS207の処理が完了すると、ステップS201の処理に戻る。このように、受信した共有情報が自身が管理する共有情報より新しいと、共有情報、更新頻度情報、及び未送信情報が更新される。

10

20

30

40

50

【 0 0 5 0 】

次に、図 1 0 を参照して、通信部 1 4 0 の動作について説明する。

【 0 0 5 1 】

図 1 0 は通信部 1 4 0 の処理の一例を示すフローチャートである。通信部 1 4 0 は共有情報を受信するまで待機を続け（ステップ S 3 0 1 : N O ）、共有情報を受信すると（ステップ S 3 0 1 : Y E S ）、共有情報を送信する（ステップ S 3 0 2 ）。より詳しくは、通信部 1 4 0 は同期制御部 1 5 4 から送信された共有情報を受信すると、受信した共有情報をノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 に向けて送信する。逆に、通信部 1 4 0 はノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 から送信された共有情報を受信すると、受信した共有情報を同期制御部 1 5 4 に向けて送信する。

10

【 0 0 5 2 】

ここで、ステップ S 3 0 2 の処理が完了すると、通信部 1 4 0 は同期制御部 1 5 4 から共有情報を受信したか否かを判断する（ステップ S 3 0 3 ）。同期制御部 1 5 4 から共有情報を受信した場合（ステップ S 3 0 3 : Y E S ）、通信部 1 4 0 は送信完了通知を発行し（ステップ S 3 0 4 ）、送信完了通知を同期制御部 1 5 4 に送信する（ステップ S 3 0 5 ）。送信完了通知は送信の成功又は送信の失敗のいずれかを含んでいる。ステップ S 3 0 5 の処理が完了すると、ステップ S 3 0 1 の処理に戻る。一方、ノード 4 0 0 から共有情報を受信した場合（ステップ S 3 0 3 : N O ）、ステップ S 3 0 4 及び S 3 0 5 の処理をスキップし、ステップ S 3 0 1 の処理に戻る。

【 0 0 5 3 】

次に、図 1 1 を参照して、同期制御部 1 5 4 が実行する送信管理処理の一例について説明する。

20

【 0 0 5 4 】

図 1 1 は同期制御部 1 5 4 による送信管理処理の一例を示すフローチャートである。まず、同期制御部 1 5 4 は送信完了通知を受信するまで待機を続ける（ステップ S 4 0 1 : N O ）。同期制御部 1 5 4 は送信完了通知を受信すると（ステップ S 4 0 1 : Y E S ）、次いで、送信が成功したか否かを判断する（ステップ S 4 0 2 ）。ここで、上述したように送信完了通知は送信の成功又は失敗のいずれかを含んでいる。送信の失敗は例えば通信状態が不安定であるために通信中に通信が途切れた場合などが該当する。

【 0 0 5 5 】

同期制御部 1 5 4 は送信完了通知に基づいて送信が失敗したと判断すると（ステップ S 4 0 2 : N O ）、送信が失敗した該当の共有情報が最新であるかを確認する（ステップ S 4 0 3 ）。具体的には、同期制御部 1 5 4 は情報記憶部 1 1 0 にアクセスし、該当の共有情報の論理時刻とその共有情報と同じキーを有する情報記憶部 1 1 0 の共有情報の論理時刻を比較し、該当の共有情報が最新であるかを確認する。

30

【 0 0 5 6 】

同期制御部 1 5 4 は該当の共有情報が最新であると判断すると（ステップ S 4 0 4 : Y E S ）、送信中リスト記憶部 1 5 2 から未送信リスト記憶部 1 5 1 に該当の共有情報を移動する（ステップ S 4 0 5 ）。したがって、当該共有情報は貢献度の算出対象になる。ステップ S 4 0 5 の処理が完了すると、ステップ S 4 0 1 の処理に戻る。

40

【 0 0 5 7 】

一方、同期制御部 1 5 4 は送信完了通知に基づいて送信が成功したと判断した場合（ステップ S 4 0 2 : Y E S ）、又は、該当の共有情報が最新でないと判断すると（ステップ S 4 0 4 : N O ）、送信中リスト記憶部 1 5 2 から該当の共有情報を削除する（ステップ S 4 0 6 ）。より詳しくは、同期制御部 1 5 4 は送信中リスト記憶部 1 5 2 から該当の共有情報を含む送信情報を削除する。すなわち、送信が成功していればその送信情報を管理する必要がなくなるため、同期制御部 1 5 4 は送信情報を削除する。また、共有情報が最新でない場合、その送信情報を送信してもノード 2 0 0 , 3 0 0 , 4 0 0 の最新化に貢献しないため同期制御部 1 5 4 は送信情報を削除する。ステップ S 4 0 6 の処理が完了すると、ステップ S 4 0 1 の処理に戻る。

50

【 0 0 5 8 】

次に、図 1 2 及び図 1 3 を参照して、同期制御部 1 5 4 が実行する送信制御処理の一例について説明する。

【 0 0 5 9 】

図 1 2 は同期制御部 1 5 4 による送信制御処理の一例を示すフローチャートである。図 1 3 は貢献度に応じた共有情報の送信制御の一例を説明するための図である。尚、同期制御部 1 5 4 は図 1 1 に示す送信管理処理と図 1 2 に示す送信制御処理を並行して実行する。また、図 1 3 では未送信情報及び送信情報の一部である更新時刻、更新論理時刻、及び情報量が省略されて示されている。

【 0 0 6 0 】

まず、図 1 2 に示すように、同期制御部 1 5 4 は送信中リスト記憶部 1 5 2 に空きがあるか判断し（ステップ S 5 0 1）、空きがなければ空きができるまで待機する（ステップ S 5 0 1 : N O）。すなわち、同期制御部 1 5 4 は送信情報を格納可能な容量ができるまで送信情報の格納を待機する。

【 0 0 6 1 】

同期制御部 1 5 4 は送信中リスト記憶部 1 5 2 に空きがあると判断すると（ステップ S 5 0 1 : Y E S）、次いで、未送信リスト記憶部 1 5 1 を確認する（ステップ S 5 0 2）。同期制御部 1 5 4 は共有情報が存在していなければ（ステップ S 5 0 3 : N O）、ステップ S 5 0 2 に戻り、未送信リスト記憶部 1 5 1 を確認する。すなわち、共有情報が更新され、その共有情報を複製した共有情報を含む未送信情報が未送信リスト記憶部 1 5 1 に格納されるまで同期制御部 1 5 4 は未送信リスト記憶部 1 5 1 を確認する。

【 0 0 6 2 】

同期制御部 1 5 4 は未送信リスト記憶部 1 5 1 に共有情報が存在すると判断すると（ステップ S 5 0 3 : Y E S）、貢献度を算出する（ステップ S 5 0 4）。より詳しくは、図 1 3 (a) に示すように、未送信リスト記憶部 1 5 1 に複数の未送信情報が存在する場合、同期制御部 1 5 4 は未送信情報に含まれる共有情報が送信されると、その共有情報が送信先の共有情報の最新化にどの程度貢献するかを判断する。尚、貢献度の具体的な算出手法については後述する。

【 0 0 6 3 】

同期制御部 1 5 4 は貢献度を算出すると、次いで、貢献度が高い共有情報を選択し（ステップ S 5 0 5）、選択した共有情報を未送信リスト記憶部 1 5 1 から送信中リスト記憶部 1 5 2 に移動する（ステップ S 5 0 6）。より詳しくは、図 1 3 (b) に示すように、同期制御部 1 5 4 は所定値以上の貢献度となった共有情報を含む送信情報を生成して送信中リスト記憶部 1 5 2 に格納し、その共有情報を含む未送信情報を未送信リスト記憶部 1 5 1 から削除する。送信中リスト記憶部 1 5 2 に送信情報が格納されるため、その送信情報に含まれる共有情報は送信される。すなわち、図 1 3 (b) において、貢献度が高いと判断されたキー「K 2」及び「K 5」の各共有情報はそれぞれ送信される。ステップ S 5 0 6 の処理が完了すると、再び、ステップ S 5 0 1 の処理に戻る。

【 0 0 6 4 】

次に、図 1 4 から図 1 8 までを参照して、上述した貢献度の算出手法について説明する。

【 0 0 6 5 】

図 1 4 は貢献度の判断に利用する積分値 I N T の算出手法の一例である。まず、図 1 4 に示すように、同期制御部 1 5 4 は共有情報の直前の更新発生時刻 t_2 から現在時刻 T である最終更新時刻 t_1 までの時間を送信保留による遅れ時間として算出する。ここで、最終更新時刻 t_1 は未送信情報に含まれる更新時刻に相当する。更新発生時刻 t_2 は所定の原因によりその共有情報の送信が保留された場合に記録される時刻である。所定の原因としては例えば通信状態が不安定である場合などがある。すなわち、通信スループットが所定値未満であるために共有情報の送信が途中で途切れる可能性がある通信状態である場合、共有情報の送信は保留され、その時刻が記録される。

10

20

30

40

50

【 0 0 6 6 】

一方、次の予想更新時刻 $\min(1/a, 1/b)$ における a, b はそれぞれ自ノードの更新頻度 (回/秒) 及び他ノードの更新頻度 (回/秒) を表している。例えば更新頻度 a, b (回/秒) は、 $1/a, 1/b$ (秒) 後に更新が発生すると予想される。すなわち、共有情報が情報処理部 120 によって更新される時刻と共有情報がノード 200, 300, 400 から送信された共有情報によって更新される時刻のうち、最初に訪れる方の時刻を同期制御部 154 は現在時刻 T を起点とする次の予想更新時刻として決定する。そして、同期制御部 154 は現在時刻 T から次の予想更新時刻までの時間を次の予想更新時間として算出する。

【 0 0 6 7 】

尚、更新頻度 a, b の値が大きいほど共有情報は高い頻度で更新される。言い換えれば、更新から次の更新までの時間は短くなり、共有情報の陳腐化が早くなる。陳腐化が速い共有情報は送信してもまたすぐに更新されるため、通信状態が不安定である場合には、同期制御部 154 はこのような共有情報の送信を抑制する。

【 0 0 6 8 】

また、ノード 200, 300, 400 から送信された共有情報によって更新される時刻の方が情報処理部 120 によって更新される時刻より先である場合、情報処理部 120 によって更新された共有情報を送信しても、その共有情報によるノード 200, 300, 400 への貢献度は低いと考えられる。したがって、通信状態が不安定である場合には、同期制御部 154 はこのような共有情報の送信も抑制する。情報量の大きい共有情報もノード 200, 300, 400 が有する共有情報の更新に多大な時間を要するため、通信状態が不安定である場合には、同期制御部 154 は共有情報の送信を抑制する。

【 0 0 6 9 】

すなわち、図 14 において、同期制御部 154 は通信先の共有情報の最新化を妨げる要因である遅れに相当する積分値 INT を共有情報毎に予測し、積分値 INT を常に最小化するように共有情報を選択して送信する。結果として、積分値 INT が小さな共有情報は最新化に対する貢献度が低い共有情報であると判断されて選択されなくなる。逆に、積分値 INT が大きな共有情報は最新化に対する貢献度が高い共有情報であると判断されて選択され、送信される。すなわち、積分値 INT は最新化に対する貢献度に相当する。ここで、積分値 INT は台形の面積に準じ以下の算出式により算出される。

$$\begin{aligned} INT &= [\text{上底} (T - t_2) \\ &\quad + \text{下底} \{ \min(1/a, 1/b) + (T - t_2) \}] \\ &\quad \times \text{高さ} \min(1/a, 1/b) \times 0.5 \\ &= \{ \min(1/a, 1/b) \times 0.5 + (T - t_2) \} \\ &\quad \times \min(1/a, 1/b) \end{aligned}$$

【 0 0 7 0 】

したがって、同期制御部 154 は積分値 INT を最小化するような共有情報の選択を貢献度が最も高い共有情報の選択であると判断し、選択した共有情報を未送信リスト記憶部 151 から送信中リスト記憶部 152 に移動し送信する。また、送信中リスト記憶部 152 に空きが存在する場合には、次に貢献度が高い共有情報を未送信リスト記憶部 151 から送信中リスト記憶部 152 に移動し送信する。このような処理を繰り返すことで、同期制御部 154 は貢献度が高い共有情報を順に送信する。結果的に、貢献度が低い共有情報は送信が抑制される。

【 0 0 7 1 】

図 15 は貢献度の判断に利用する積分値 INT の算出手法の他の一例である。図 15 では、図 14 と対比して次の送信判断時刻 t_3 を利用して積分値 INT が算出される。例えば、同期制御部 154 は、現在時刻 T から時刻 t_3 後に共有情報を再度送信するか否かを判断する場合、次の予想更新時刻 $\min(1/a, 1/b)$ を $\min(1/a, 1/b, t_3)$ とすればよい。この場合、積分値 INT は以下の算出式により算出される。

$$INT = \{ \min(1/a, 1/b, t_3) \times 0.5 + (T - t_2) \}$$

$$\times \min(1/a, 1/b, t3)$$

【0072】

図16は貢献度の判断に利用する積分値INTの算出手法の他の一例である。図16では、図15と対比して通信状態dと情報量eを利用して積分値INTが算出される。具体的には、通信状態dと情報量eに基づく予想通信時間e/dが考慮されて積分値INTが算出される。この場合、積分値INTは以下の算出式により算出される。尚、 $\min(1/a, 1/b, t3) - e/d$ の算出結果が負になる場合、 $INT = 0$ になる。

$$INT = [\{ \min(1/a, 1/b, t3) + e/d \} \times 0.5 + (T - t2)] \\ \times \max[\{ \min(1/a, 1/b, t3) - e/d \}, 0]$$

【0073】

図17及び図18は貢献度の判断に利用する積分値INTの算出手法の他の一例である。図17及び図18では、図16と対比して許容遅れ時間t4を利用して積分値INTが算出される。この場合、許容遅れ時間t4の大きさにより場合分けされて積分値INTが算出される。具体的には、許容遅れ時間t4が、図17に示すように、座標K1以下である場合と、図18に示すように、座標K1より大きく座標K2より小さい場合と、座標K2以上である場合の3つの場合に場合分けされる。

【0074】

まず、許容遅れ時間t4が、図17に示すように、座標K1以下である場合、積分値INTは以下の算出式により算出される。尚、座標K1における遅れは $(T - t2) + e/d$ により表される。

$$INT = [\{ \min(1/a, 1/b, t3) + e/d \} \\ \times 0.5 + (T - t2) - t4] \\ \times \max[\{ \min(1/a, 1/b, t3) - e/d \}, 0]$$

【0075】

次に、許容遅れ時間t4が、図18に示すように、座標K1より大きく座標K2より小さい場合、積分値INTは以下の算出式により算出される。尚、座標K2における遅れは $(T - t2) + \min(1/a, 1/b, t3)$ により表される。

$$INT = [\{ \min(1/a, 1/b, t3) \\ + (T - t2) - t4 \}] \times 0.5] \\ \times \{ (T - t2) + \min(1/a, 1/b, t3) - t4 \}$$

【0076】

最後に、許容遅れ時間t4が、座標K2以上の場合、面積が形成されないため、積分値INTは0と算出される。

【0077】

以上説明したように、ノード100は、通信先と共有する共有情報を記憶する情報記憶部110と、その共有情報が更新された自ノードの更新頻度及び他ノードの更新頻度を管理する管理部130と、自ノード及び他ノードの各更新頻度と通信先との通信状態に基づいて、共有情報の通信先への送信を制御する制御部150と、を有する。これにより、通信先と共有する情報の送信量を通信先との通信状態に応じて調整することができる。

【0078】

以上、本発明の好ましい実施形態について詳述したが、本発明に係る特定の実施形態に限定されるものではなく、特許請求の範囲に記載された本発明の要旨の範囲内において、種々の変形・変更が可能である。例えば、許容遅れ時間t4は予想通信時間e/dを利用しない形態に適用してもよい。

【0079】

なお、以上の説明に関して更に以下の付記を開示する。

(付記1) 通信先と共有する第1の情報を記憶する情報記憶部と、前記第1の情報が更新された第1の頻度と前記通信先が記憶する前記第1の情報と少なくとも一部が同じ第2の情報によって前記第1の情報が更新された第2の頻度とを管理する管理部と、前記第1の頻度と前記第2の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第1の情報の前記通信

10

20

30

40

50

先への送信を制御する制御部と、を有する情報処理装置。

(付記2) 前記制御部は、複数の前記第1の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第1の情報が送信される前に前記第1の情報が前記第2の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第1の情報毎に算出し、前記貢献度が高い順から複数の前記第1の情報の送信を実行する、ことを特徴とする付記1に記載の情報処理装置。

(付記3) 前記制御部は、複数の前記第1の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第1の情報が送信される前に前記第1の情報が前記第2の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第1の情報毎に算出し、前記通信状態が所定の通信状態より安定しない場合、前記貢献度が所定値未満になる前記第1の情報の送信を抑制する、ことを特徴とする付記1に記載の情報処理装置。

(付記4) 前記制御部は、前記通信先の最新化が遅れる遅れ時間と前記第1の頻度及び前記第2の頻度に基づいて予想される次の予想更新時間とを利用して前記遅れ時間の積分値を前記第1の情報毎に算出し、算出した前記積分値を最小化するように前記第1の情報を選択し、選択した前記第1の情報を前記貢献度が最も高いと判断して前記送信を実行する、ことを特徴とする付記2又は3に記載の情報処理装置。

(付記5) 前記制御部は、さらに、前記通信状態と前記第1の情報の情報量を利用して前記積分値を前記第1の情報毎に算出する、ことを特徴とする付記4に記載の情報処理装置。

(付記6) 前記制御部は、さらに、前記遅れ時間の遅れを許容する許容遅れ時間を利用して前記積分値を前記第1の情報毎に算出する、ことを特徴とする付記4又は5に記載の情報処理装置。

(付記7) 互いに通信する複数の情報処理装置を含む情報処理システムであって、前記情報処理装置の各々は、通信先と共有する第1の情報を記憶する情報記憶部と、前記第1の情報が更新された第1の頻度と前記通信先が記憶する前記第1の情報と少なくとも一部が同じ第2の情報によって前記第1の情報が更新された第2の頻度とを管理する管理部と、前記第1の頻度と前記第2の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第1の情報の前記通信先への送信を制御する制御部と、を有する情報処理システム。

(付記8) 通信先と共有する第1の情報を情報記憶部に記憶させ、前記第1の情報が更新された第1の頻度と前記通信先が記憶する前記第1の情報と少なくとも一部が同じ第2の情報によって前記第1の情報が更新された第2の頻度とを管理し、前記第1の頻度と前記第2の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第1の情報の前記通信先への送信を制御する、処理をコンピュータに実行させるための情報処理プログラム。

(付記9) 前記制御部は、複数の前記第1の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第1の情報が送信される前に前記第1の情報が前記第2の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第1の情報毎に算出し、前記貢献度が高い順から複数の前記第1の情報の送信を実行する、ことを特徴とする付記8に記載の情報処理プログラム。

(付記10) 前記制御部は、複数の前記第1の情報が更新された場合に、更新された複数の前記第1の情報が送信される前に前記第1の情報が前記第2の情報の最新化に貢献する度合いを表す貢献度を前記第1の情報毎に算出し、前記通信状態が所定の通信状態より安定しない場合、前記貢献度が所定値未満になる前記第1の情報の送信を抑制する、ことを特徴とする付記8に記載の情報処理プログラム。

(付記11) 前記制御部は、前記通信先の最新化が遅れる遅れ時間と前記第1の頻度及び前記第2の頻度に基づいて予想される次の予想更新時間とを利用して前記遅れ時間の積分値を前記第1の情報毎に算出し、算出した前記積分値を最小化するように前記第1の情報を選択し、選択した前記第1の情報を前記貢献度が最も高いと判断して前記送信を実行する、ことを特徴とする付記9又は10に記載の情報処理プログラム。

(付記12) 前記制御部は、さらに、前記通信状態と前記第1の情報の情報量を利用して前記積分値を前記第1の情報毎に算出する、ことを特徴とする付記11に記載の情報処理プログラム。

(付記13) 前記制御部は、さらに、前記遅れ時間の遅れを許容する許容遅れ時間を利用

10

20

30

40

50

して前記積分値を前記第 1 の情報毎に算出する、ことを特徴とする付記 1 1 又は 1 2 に記載の情報処理プログラム。

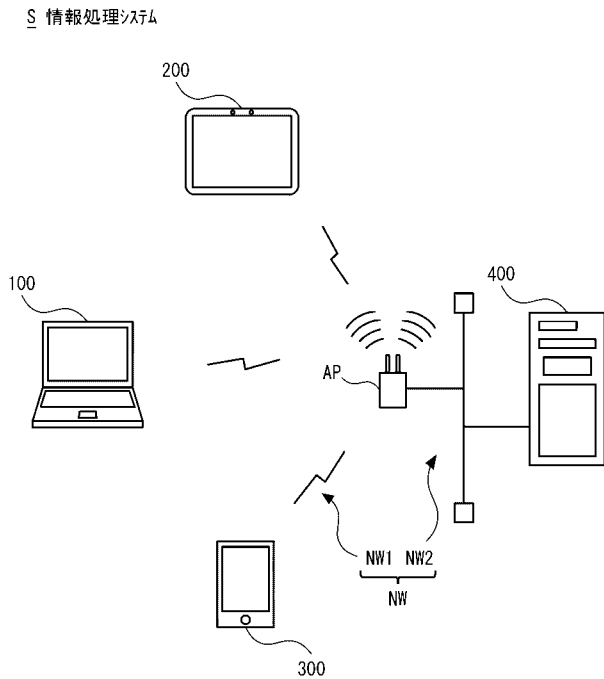
(付記 1 4) 通信先と共有する第 1 の情報を情報記憶部に記憶させ、前記第 1 の情報が更新された第 1 の頻度と前記通信先が記憶する前記第 1 の情報と少なくとも一部が同じ第 2 の情報によって前記第 1 の情報が更新された第 2 の頻度とを管理し、前記第 1 の頻度と前記第 2 の頻度と前記通信先との通信状態に基づいて、前記第 1 の情報の前記通信先への送信を制御する、処理をコンピュータが実行する情報処理方法。

【符号の説明】

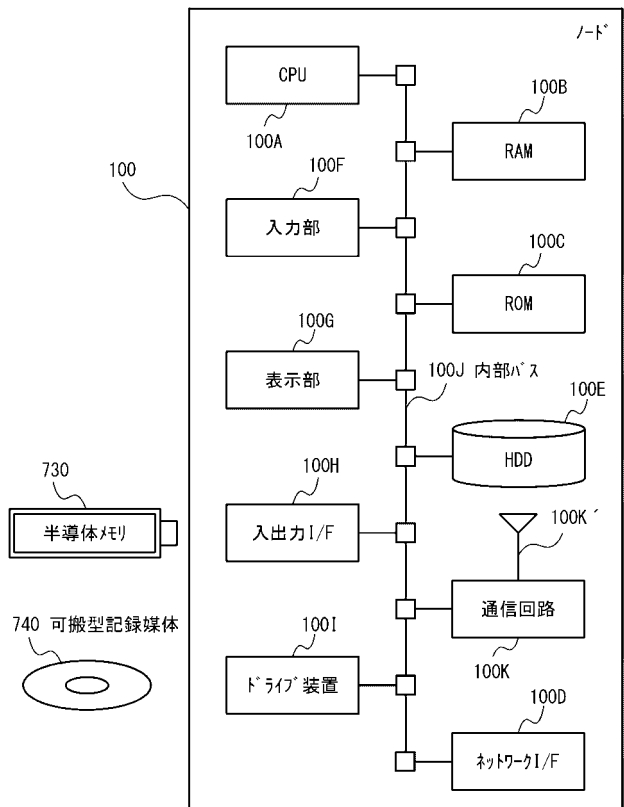
【0080】

- S 情報処理システム
- 100, 200, 300, 400 ノード
- 110 情報記憶部
- 120 情報処理部
- 130 管理部
- 140 通信部
- 150 制御部

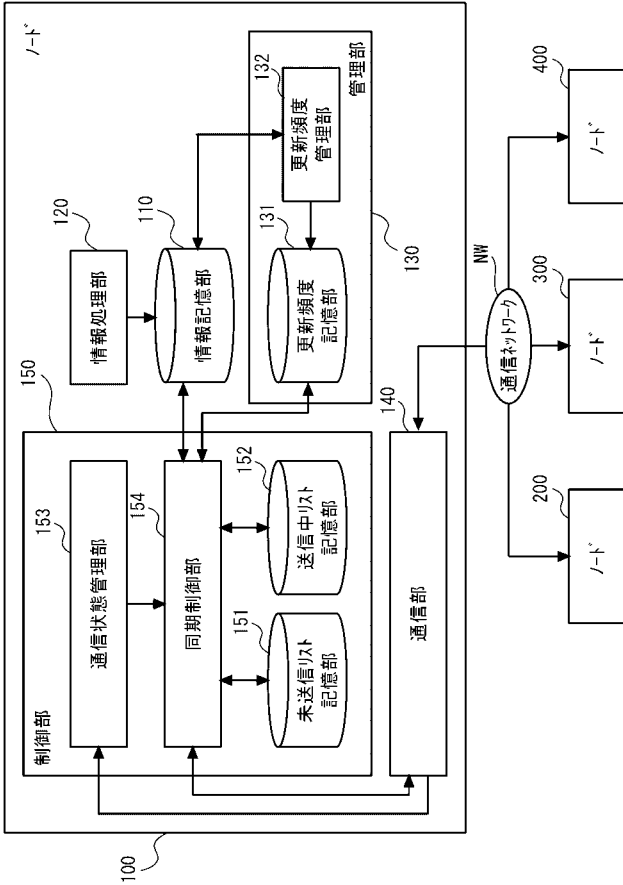
【図 1】



【図 2】



【 図 3 】



【 図 4 】

キー	パリュ-	論理時刻	説明
aaa. bbb. 0	23. 4	54737	自ノードのセンシング情報を3秒に1回送信
aaa. bbb. A	26. 7	54651	他ノードがセンシング情報を5秒に1回送信
aaa. bbb. B	22. 5	54384	他ノードがセンシング情報を3秒に1回送信
aaa. bbb. X	24. 2	54765	各ノードが全ノードのセンシング情報の平均値を各時刻に更新
xxx. 0	第1画像情報	54654	自ノードが取得した画像を毎秒送信
xxx. A	第2画像情報	54650	他ノードが取得した画像を毎秒送信
xxx. B	第3画像情報	54585	他ノードが取得した画像を毎秒送信
xxx. X	第4画像情報	38787	各ノードが不審な画像を発見したときに送信

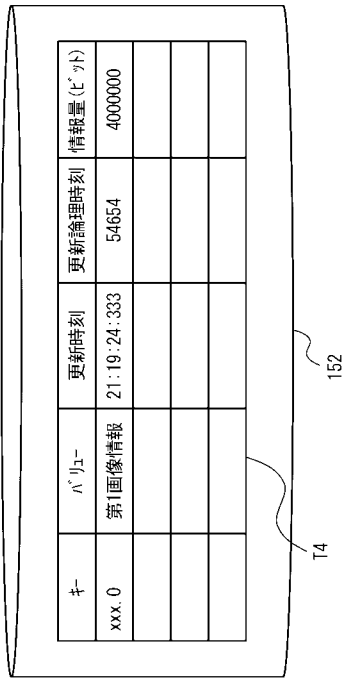
【 図 5 】

キー	タグ	自ノードの更新頻度(回/秒)	他ノードの更新頻度(回/秒)	許容遅れ時間(秒)
aaa. bbb. 0	String	0.3	0	0.5
aaa. bbb. A	String	0	0.2	0.5
aaa. bbb. B	String	0	0.3	0.5
aaa. bbb. X	String	0.3	0.5	1
xxx. 0	Byte	1.0	0	5
xxx. A	Byte	0	1.0	5
xxx. B	Byte	0	1.0	5
xxx. X	Byte	0.001	0.004	1

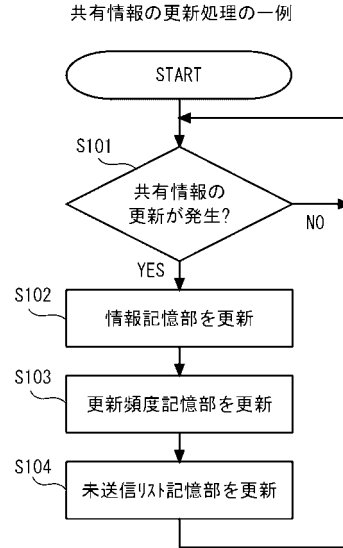
【 図 6 】

キー	パリュ-	更新時刻	更新論理時刻	情報量(ビット)
aaa. bbb. 0	23. 4	21:19:25:555	54737	32
aaa. bbb. X	24. 2	21:19:25:666	54765	32

【 図 7 】

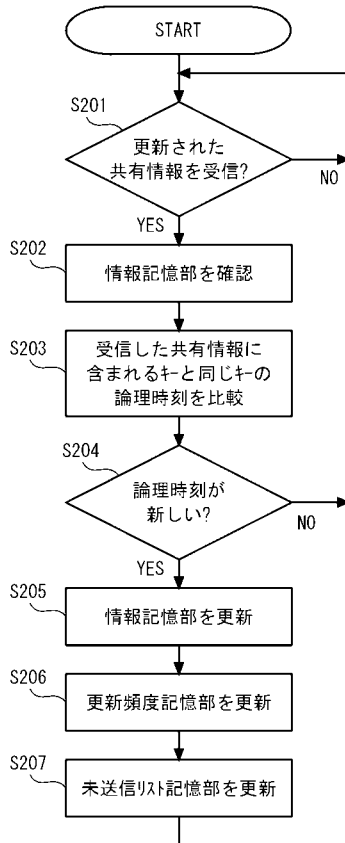


【 図 8 】



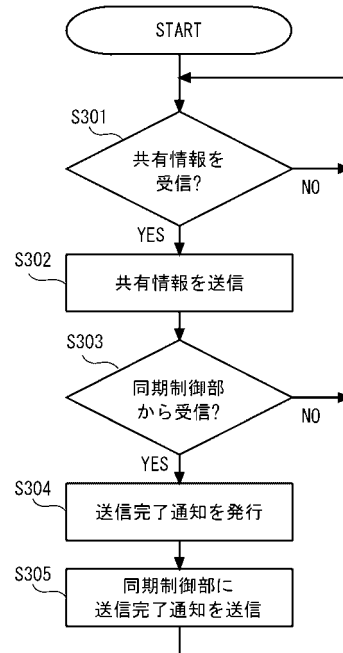
【 図 9 】

受信した共有情報による更新処理の他の一例

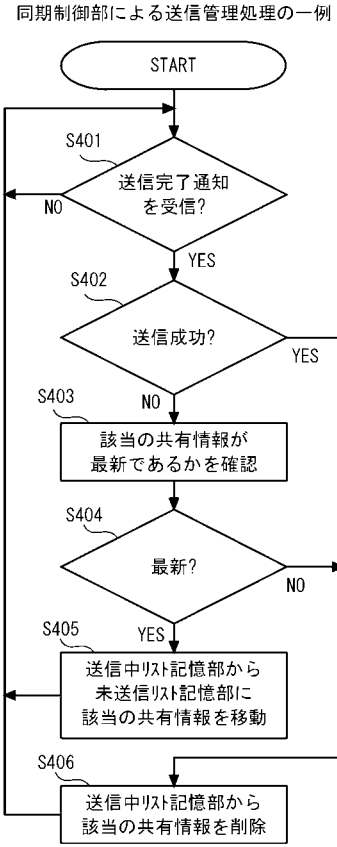


【 図 10 】

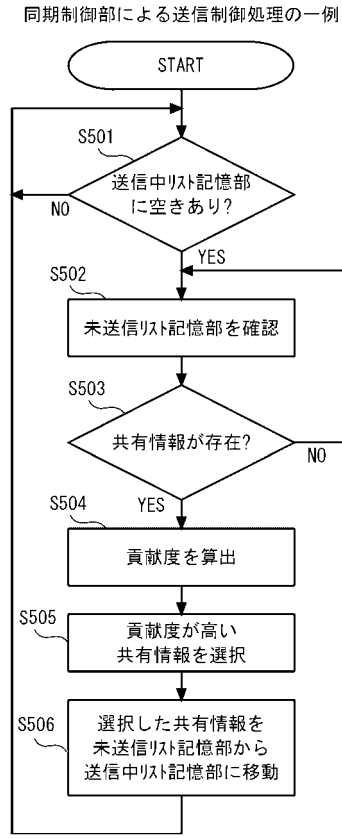
通信部の処理の一例



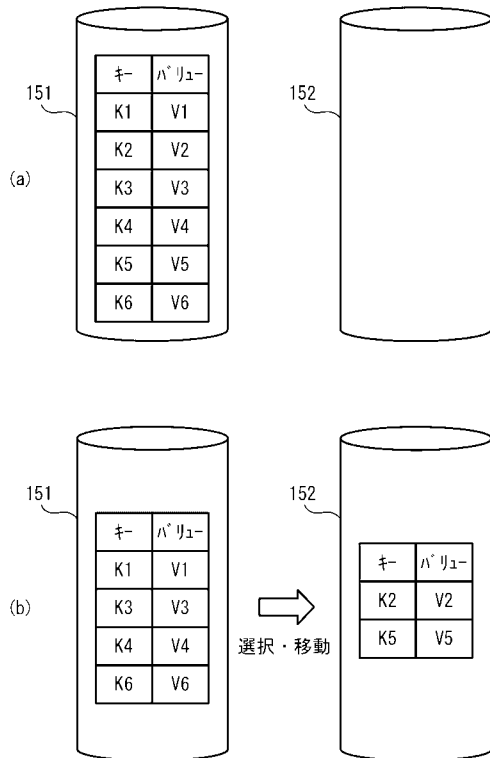
【 図 1 1 】



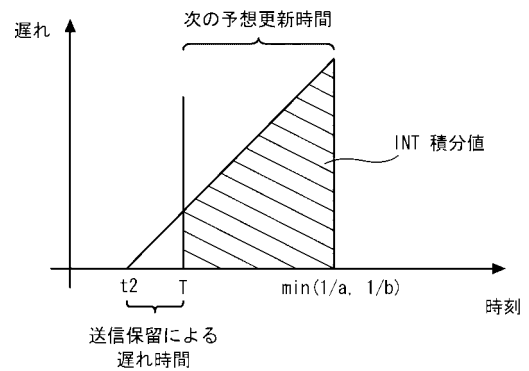
【 図 1 2 】



【 図 1 3 】

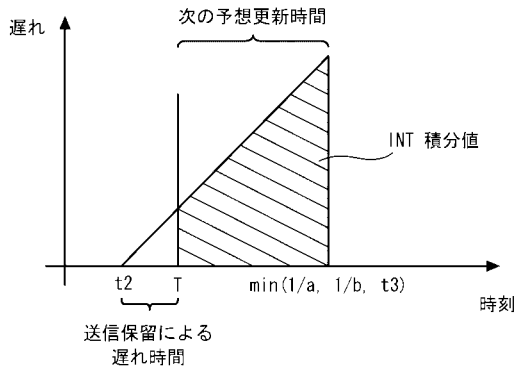


【 図 1 4 】



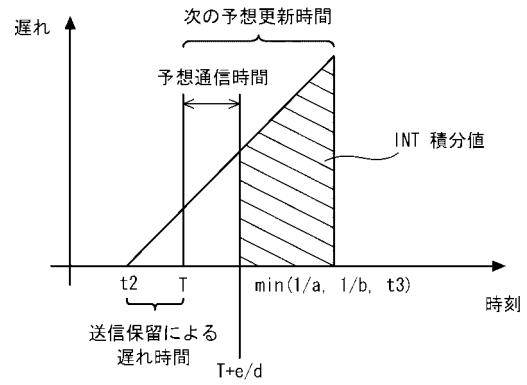
$t_1=T$:最終更新時刻 (=現在時刻)
 t_2 :直前の更新発生時刻
 $\min(1/a, 1/b)$:次の予想更新時刻

【 図 1 5 】



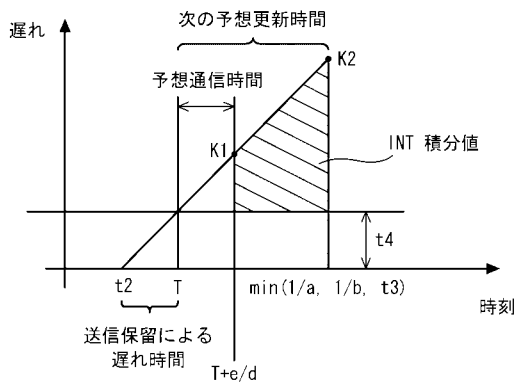
t1 (=T) : 最終更新時刻 (=現在時刻)
 t2 : 直前の更新発生時刻
 t3 : 次の送信判断時刻
 min(1/a, 1/b, t3) : 次の予想更新時刻

【 図 1 6 】



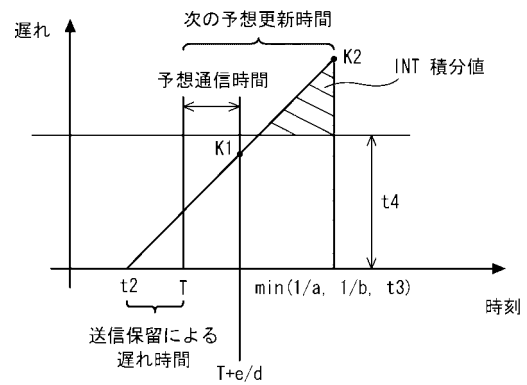
t1 (=T) : 最終更新時刻 (=現在時刻)
 t2 : 直前の更新発生時刻
 t3 : 次の送信判断時刻
 min(1/a, 1/b, t3) : 次の予想更新時刻
 d : 通信状態 (bit/second)
 e : 情報量 (bit)

【 図 1 7 】



t1 (=T) : 最終更新時刻 (=現在時刻)
 t2 : 直前の更新発生時刻
 t3 : 次の送信判断時刻
 t4 : 許容遅れ時間 (秒)
 min(1/a, 1/b, t3) : 次の予想更新時刻
 d : 通信状態 (bit/秒)
 e : 情報量 (bit)

【 図 1 8 】



t1 (=T) : 最終更新時刻 (=現在時刻)
 t2 : 直前の更新発生時刻
 t3 : 次の送信判断時刻
 t4 : 許容遅れ時間 (秒)
 min(1/a, 1/b, t3) : 次の予想更新時刻
 d : 通信状態 (bit/秒)
 e : 情報量 (bit)