

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第3878553号
(P3878553)

(45) 発行日 平成19年2月7日(2007.2.7)

(24) 登録日 平成18年11月10日(2006.11.10)

(51) Int.C1.

HO4L 12/56 (2006.01)

F 1

HO4L 12/56 200C

請求項の数 16 (全 11 頁)

(21) 出願番号 特願2002-538626 (P2002-538626)
(86) (22) 出願日 平成13年10月19日 (2001.10.19)
(65) 公表番号 特表2004-520731 (P2004-520731A)
(43) 公表日 平成16年7月8日 (2004.7.8)
(86) 國際出願番号 PCT/IT2001/000536
(87) 國際公開番号 WO2002/035777
(87) 國際公開日 平成14年5月2日 (2002.5.2)
審査請求日 平成16年10月13日 (2004.10.13)
(31) 優先権主張番号 T02000A001000
(32) 優先日 平成12年10月23日 (2000.10.23)
(33) 優先権主張国 イタリア (IT)

(73) 特許権者 503148270
テレコム・イタリア・エッセ・ピー・アー
イタリア国 アイ-20123 ミラノ
ピアツツア テグリ アッファーリ 2
(74) 代理人 100064355
弁理士 川原田 一穂
(72) 発明者 ルチアーノ・レンツィニ
イタリア国 アイ-10148 トリノ
ヴィア ジー. レイス ロモリ 274
、テレコム・イタリア・エッセ・ピー・ア
一気付

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】複数の情報パケットフロー間で共用資源をスケジュールするための手順及びシステム

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

関連するそれぞれの待ち行列を生成してトークンの属性に従ってサービスを受ける複数の情報パケットフロー間で共用されているサービス資源のスケジューリング手順であって、これら複数のフローは、保証された最小サービスレートを必要とする同期フロー ($h = 1, 2, \dots, N_s$) と、同期フローにより使用されずに残った前記資源のサービス容量を利用するように定められた非同期フロー ($i = 1, 2, \dots, N_a$) とを含む上記手順において、

- 連続サイクルにて前記フロー (h, i) に関連したそれぞれの待ち行列にアクセスするサーバー (10) を設け、サーバー (10) が前記それぞれの待ち行列へのアクセスサイクルを完了するのに必要な時間を特定する予想巡回時間値 (TTRT) を求め；
- トークンを手放す前に同期フローがサービスを受けることができる時間の最大長さを示すそれぞれの同期容量値 (H_h) を、各々の同期フロー (h) に関連付け；
- サービスを受ける権利を有するべくそれぞれの待ち行列に対して設定されるべき値を特定するそれぞれの第1遅延値 (lateness (i)) と、前のサイクルにおいてサーバー (10) がそれぞれの待ち行列にアクセスした時間を示す第2値 (last_time) とを各々の非同期フロー (i) に関連付け、前記それぞれの待ち行列について、サーバー (10) の前のアクセスからの経過時間を求め；
- 同期容量の前記それぞれの値 (H_h) に等しい最大サービス時間の間、同期フロー (h) に関連した各待ち行列にサービスを行い；そして

複数の(2) ケットフロー間で共用資源をスケジュールするための手順

- サーバーのアクセスが予定時間に先行して為された場合にのみ、非同期フロー(i)に関連した各待ち行列にサービスを行い、前記先行は、前記予想巡回時間値(TTRT)と前記サーバー(10)の前のアクセスからの経過時間に累積遅延を加えたものとの差として求められ、それが正ならば、この差が各々の前記待ち行列に対する最大サービス時間を定める、

操作を含む上記手順。

【請求項2】

サーバーが待ち行列にアクセスしたとき待ち行列が空ならば、相対最大サービス時間が経過する前であってもサーバー(10)に次の待ち行列にアクセスさせる操作を含むことを特徴とする、請求項1記載の手順。

【請求項3】

前記差が負の場合、非同期フロー(i)に関連した各々の前記待ち行列はサービスを受けず、前記差の値が前記遅延に累積されることを特徴とする請求項1又は2に記載の手順。

【請求項4】

それぞれの第1遅延値(lateness(i))とそれぞれの前記第2値(last_token_time)が零に初期化されることを特徴とする請求項1～3のいずれか一項に記載の手順。

【請求項5】

それぞれの前記同期容量値(H_h)が、前記予想巡回時間値(TTRT)に比例して決められることを特徴とする請求項1～4のいずれか一項に記載の手順。

【請求項6】

前記同期容量値(H_h)が、それぞれの同期フロー(h)により要求されるサービスレートと前記共用資源のサービス容量との間のそれぞれの比例係数(f_h)に関連して選択された比例定数(C_h)により、前記予想巡回時間値(TTRT)に比例して決められることを特徴とする請求項5記載の手順。

【請求項7】

前記それぞれの比例係数に等しい前記比例定数(C_h)が選択されることを特徴とする請求項6記載の手順。

【請求項8】

前記比例定数(C_h)が、次式

【数1】

$$C_h = \frac{N_A f_h}{N_A + 1 - \sum_{j=1}^{N_A} f_j}$$

に基づいて選択され、ここで、

- f_j は、j番目の同期フローに関する前記それぞれの比例係数を表し、
- N_A は、前記非同期フローの数である、

ことを特徴とする請求項6記載の手順。

【請求項9】

関連する待ち行列を生成してトークンの属性に従ってサービスを受ける複数の情報パケットフローの間で共用されるサービス資源のスケジューリング用システムであって、これら複数のフローは、保証された最小サービスレートを必要とする同期フロー($h = 1, 2, \dots, N_S$)と、同期フローにより使用されずに残った前記資源のサービス容量を利用するよう定められた非同期フロー($i = 1, 2, \dots, N_A$)とを含む前記スケジューリング用システムにおいて、

連続サイクルにて前記フロー(h, i)に関連したそれぞれの待ち行列にアクセスできるサーバーを含み、以下の操作、すなわち

- サーバー(10)が前記それぞれの待ち行列のアクセスサイクルを完了するのに必要な時間を特定する予想巡回時間値(TTRT)を求め；
- トークンを手放す前に同期フローがサービスを受けることができる時間の最大長さを示すそれぞれの同期容量値(H_h)を、各々の同期フロー(h)に関連付け；

- サービスを受ける権利を有するべくそれぞれの待ち行列に対して設定すべき遅延を特定するそれぞれの第1遅延値 (lateness (i)) と、前のサイクルにおいてサーバー (10) がそれぞれの待ち行列にアクセスした時間を示すそれぞれの第2値 (last_token_time) とを各々の非同期フロー (i) に関連付け、前記それぞれの待ち行列について、サーバー (10) の前のアクセスからの経過時間を求め；
- それぞれの前記同期容量値 (H_h) に等しい最大サービス時間の間、同期フロー (h) に関連した各待ち行列にサービスを行い；そして
- サーバーのアクセスが予定時間に先行して為された場合にのみ、非同期フロー (i) に関連した各待ち行列にサービスを行い、前記先行は、前記予想巡回時間値 (TTRT) と前記サーバー (10) の前のアクセスから経過した時間に累積遅延を加えたものとの差として求められ、それが正ならば、この差が各々の前記待ち行列に対する最大サービス時間定めること。

操作を実行するよう構成されていることを特徴とする上記スケジューリング用システム。

【請求項10】

サーバー (10) は、待ち行列にアクセスするとき待ち行列が空ならば、たとえ相対最大サービス時間が経過する前でも先に進んで次の待ち行列にアクセスするように構成されていることを特徴とする請求項9記載のシステム。

【請求項11】

前記差が負の場合には、非同期フロー (i) に関連した各々の前記待ち行列は、前記サーバー (10) によるサービスを受けず、前記差の値が前記遅延に累積されることを特徴とする請求項9又は10に記載のシステム。

【請求項12】

それぞれの前記第1遅延値 (lateness (i)) とそれぞれの前記第2値 (last_token_time) が零に初期化されることを特徴とする請求項9～11のいずれか一項に記載のシステム。

【請求項13】

それぞれの前記同期容量値 (H_h) が、前記予想巡回時間値 (TTRT) に比例して決められることを特徴とする請求項9～12のいずれか一項に記載のシステム。

【請求項14】

前記同期容量値 (H_h) が、それぞれの同期フロー (h) により要求されるサービスリストと前記共用資源のサービス容量との間のそれぞれの比例係数 (f_h) に関連して選択された比例定数 (C_h) により、前記予想巡回時間値 (TTRT) に比例して決められることを特徴とする請求項13記載のシステム。

【請求項15】

前記それぞれの比例係数に等しい前記比例定数 (C_h) が選択されることを特徴とする請求項14記載のシステム。

【請求項16】

前記比例定数 (C_h) が、次式

【数2】

$$C_h = \frac{N_A \cdot f_h}{N_A + 1 - \sum_{j=1}^{N_h} f_j}$$

に基づいて選択され、ここで、

- f_j は、j 番目の同期フローに関する前記それぞれの比例係数を表し、
- N_A は、前記非同期フローの数である、

ことを特徴とする請求項14記載のシステム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

本発明は、パケット通信システムに係り、特に共用資源のスケジューリング基準、すなわ

ち、その発生毎に資源を割り当てるべきパケットを選択するのに用いる基準に関する。

【0002】

本発明で与えられる解決策は、無線通信の資源のスケジューリング（例えばMACレベルのスケジューリング）、及びネットワークノードにおける計算及び伝送資源のスケジューリング（例えばインターネットプロトコルルーター（IP）上での異なるサービスの質を有するフローのスケジューリング）の両方に対して開発された。以下の記載は、特に後者の用途の例に基づいているが、これは単に例として与えられたものであり、発明の範囲を限定するものではない。

【0003】

ここ数年間に、パケットネットワークの広範囲にわたる適用及び急速な発展により、古い世代のパケットネットワークにより提供される従来のサービス（電子メール、ウェブサーフィンなど）と回線交換ネットワークに対して予め予約された新しいサービス（リアルタイムビデオ、電話など）とを統合していわゆる統合サービスネットワークを作る課題が生じていた。従って、統合サービスネットワークは、異なる特性を有するトラフィックフローを取り扱うことができ、各種のフローに対して適当なサービスの品質、すなわちユーザーとサービス提供者の間で取り決められた1組の性能指標（合意期間内で保証されるべきもの）を提供できなければならない。

【0004】

要求されるサービスの品質を提供する上で重要な要素の一つは、ネットワークノード上で実行されるスケジューリングにより、すなわち、各々の時間にノード上に存在するパケットから伝送されるべきパケットを選択する基準により与えられる。よって、明らかにこの基準は、以下の特徴を有しなければならない。

- 異なる種類のサービスを提供する能力という意味での柔軟性；
- 大きい伝送速度と多量の伝送フローの取扱いが要求される環境において使用可能にする特性たる単純さ；及び
- 共用資源（例えば伝送手段）の使用における効率性。

【0005】

まず、特許請求の範囲に記載した特徴を有する本発明は、上述した要件を満たすことができるスケジューリング手順からなる。本発明の別の態様は、関連するシステムにも関する。

【0006】

特に、本発明により与えられる解決策は、少ない計算コストにて異なる種類のサービスを提供でき、よって、イントサーブ(intserv)又はディフサーブ(diffserv)技術におけるIPネットワークのように、そのユーザーにサービスの品質を保証しなければならないコンピュータネットワークに適用できる。本発明で与えられる解決策は、MACレベルのスケジューリングアルゴリズムのような無線通信の資源のスケジューリングシステム（W-LANシステム、第三世代の移動体無線通信サービス）にも適用される。

【0007】

特に、本発明で与えられる解決策は、種々のフローのビットレート、最大待合せ遅延、及び同期トラフィックのための各フローバッファの最大占有を保証する。

【0008】

現在のところ好ましい実施形態では、本発明で与えられる解決策は、以下の特徴を提供できる。

- 柔軟性： 本発明で与えられる解決策は、2つの異なる種類のサービス、すなわちレート保証型のもの（同期フローに適する）とベスト・エフォート型(best-effort) のもの（非同期フローに適する）を提供し、従って、サービス統合ネットワークにおいて機能し得る。
- フローの分離： 特別なアーキテクチャーにより、伝送フローを分離することが可能となる、すなわち、他のフローの存在や挙動とは独立に单一フローにサービスが提供される。

複数の(5) ケットフロー間で共用資源をスケジュールするための手

- 計算上の低複雑性： 毎回伝送されるパケットを選択するのに必要な操作数が、存在する伝送フローの数とは独立しており、よって、本システムは1つの計算上の複雑性0(1)を有する。この特徴により、本システムは伝送速度とフロー数が大きい環境に対して特に適する。
- 適応性： 本発明で与えられる解決策は、複雑な手順に頼る必要なくその資源を再分配することにより、操作パラメータ（例えば存在するフローの数）の変化に対応できる。
- 分析的な記述可能性： システムの挙動についての完全な分析的な記述が与えられる。これにより、サービスの品質の尺度をシステムパラメータに関係付けることができる。

【0009】

以下、非制限的な例として添付図面を参照して本発明を説明する。添付図面は、本発明によるシステムの稼働における動作基準を示す1つのブロック図を含む。

【0010】

本発明で与えられるスケジューリングシステムは、単一の伝送チャネルを複数の伝送フローに多重化することができる。

【0011】

本システムは、2つの異なる種類のサービス、すなわち、保証された最小サービスレートが要求される伝送フロー（以後、 h 同期フロー [$h = 1, 2, \dots, N_s$]）に適するレート保証型のサービス、及びサービスレートについて保証が要求されない伝送フロー（以後、 i 非同期フロー [$i = 1, 2, \dots, N_A$]）に適するベスト・エフォート型のサービスを提供する。しかしながら、本発明は、同期フローにより使用されない伝送容量の均衡のとれた共用を後者に対して与える。

【0012】

ノード上での各伝送フロー入力からのトラフィックが、その待ち行列（同期又は非同期待ち行列について後に説明する）に挿入され、この待ち行列から取り出されて伝送される。サーバー10は、固定した循環順序にて待ち行列にアクセス(visit)し（図面では軌線Tと矢印Aにて理想的に示されている）、各アクセスでの正確なタイミングの強制により設定されるサービス時間を各待ち行列に付与する。

【0013】

本発明で与えられるシステム動作は、初期化を含み、その後に循環的な待ち行列アクセス手順が続く。これらの手順は後に説明する。

【0014】

初期化

まず第一に、動作条件に関する情報、すなわち、同期フローがいくつ存在しているか（一般には N_A 個）、これらのフローの各々により要求される伝送レートはいくつか、非同期フローがいくつ存在しているか、予想される巡回時間(TTRT)、すなわちサーバーが一旦始まって総ての待ち行列をアクセスする間の完全なサイクルはどのくらいの長さか、をシステムに与える必要がある。

【0015】

システムパラメータは、この情報に基づいて次のように定めることができる。

- 各同期フロー h ($h = 1 \dots N_s$) は、適当な割当て方針により変数 H_h （同期容量）に関連付けられる。この変数 H_h は、同期フローのトラフィックがトーカンを手放す前に伝送され得る最大時間を表わす。可能な割当て方針を後に説明する。
- 各々の非同期フロー i ($i = 1 \dots N_A$) は、2つの変数、すなわち`latency` `ss` (i) と`last_token_time` (i) に関連付けられる。この最初の変数は、サービスを受ける権利を有するべく非同期待ち行列 i に対して設定されなければならない遅延を記憶する。二番目の変数は、サーバーが前のサイクルにおいて非同期待ち行列 i にアクセスした時間を記憶する。これらの変数は零に初期化される。

【0016】

また、システムクロックも開始される。すなわち、`current_time`変数の読み取りにより所望の精度の現在時間が与えられると仮定して、待ち行列の走査が開始される。

【0017】

一般的な同期待ち行列 h ($h = 1 \dots N_s$)へのアクセス

同期待ち行列は、初期化段階中に決められた最大同期容量 H_h に等しい時間からなる期間の間サービスを受けることができる。サービスを受けている待ち行列が空ならば、たとえ H_h 時間が過ぎていなくても、サーバーは先に進んで次の待ち行列にアクセスする。

【0018】

一般的な非同期待ち行列 i ($i = i \dots N_a$)へのアクセス

非同期コードは、予定される時間に先行してサーバーのアクセスが為される場合にのみサービスを受けることができる。サーバーのアクセスが先行するか否かを計算するために、前のアクセスから経過した時間と累積した遅延 $lateness(i)$ を予想される巡回時間 $TTRT$ から引く。この差が正ならば、非同期待ち行列 i がサービスを受ける権利を有する時間からなる期間を与え、この場合には $lateness$ 変数 (i) がリセットされる。差が負ならば、サーバーが遅れており、よって待ち行列 i はサービスを受けることができず、この場合には遅延が $lateness$ 変数 (i) に記憶される。同じことが非同期待ち行列にも当てはまる。すなわち、サービスを受けている待ち行列が空ならば、たとえ前に計算したサービス時間がいまだ完全には経過していないても、サーバーは先に進んで次のものにアクセスする。

【0019】

後に説明する擬似コードは、 N_a 個の非同期フローと N_s 個の同期フロー (N_a と N_s は負でない整数) とのスケジューリングを提案している本発明にて与えられるシステムについてその挙動を分析的に記述する。各々の同期フロー h ($h = 1 \dots N_s$) が出力チャネルの容量の f_h 倍 ($0 \leq f_h \leq 1$) に等しいサービスレートを必要とすること、及び同期フローにより要求されるサービスレートの合計がチャネル自体の容量を超えないこと、すなわち

【数3】

$$\left(\sum_{h=1}^{N_s} f_h \leq 1 \right)$$

が仮定される。

【0020】

【数4】

Initialisation

```
fetch_parameters (Ns, f1...fNs, NA, TTRT);
select_parameters (H1...HNs);
for (i=1 to NA) {lateness(i) = 0; last_token_time(i)
= 0 ; }
current_time = 0 ;
Start_Cycle;
Visit to a generic synchronous queue h, with h =
1...Ns;
Transmit_for_a_Time (Hh);
Next_Visit;
Visit to a generic asynchronous queue i, with i =
1...NA;
t = current_time;
temp = TTRT - lateness(i) - (t -
last_token_time(i));
if (temp >0)
{ Transmit_for_a_Time (temp);
lateness(i)=0 ; }
else
lateness(i) = - temp;
last_token_time(i) = t;
Next_Visit;
```

【0021】

要求されるサービスレート以上の最小サービスレートを同期フローが受けることを保証できるかは、同期容量 H_h ($h = 1 \dots N_s$) が正しく選択されたか否かに依存する。本発明で与えられるシステムでは、 H_h ($h = 1 \dots N_s$) は、予想される巡回時間TTRTの値に比例して選択される。

$$H_h = TTRT \cdot C_h$$

【0022】

比例定数 C_h の値は、次の2つの案の一つにより選択し得る。

- ローカル案: $C_h = f_h$
- グローバル案:

【数5】

$$C_h = \frac{N_A \cdot f_h}{N_A + 1 - \sum_{j=1}^{N_s} f_j}$$

【0023】

もちろん、グローバル案の適用可能性は、少なくとも1つの非同期フローの存在に関係する。

【0024】

上述した案の一つに従って H_h を計算すると、各々の同期フローは、チャネルの容量の r_h 倍と同じだけのレートにてサービスを受ける。この r_h は、次式により与えられる。

【数6】

$$r_h = \frac{[N_A + 1] \cdot C_h}{N_A + \sum_{j=1}^{N_s} C_j} \geq f_h$$

また、一般的な同期待ち行列 h が絶対に空ではない時間範囲 $[t_1, t_2)$ が与えられると、 $[t_1, t_2)$ において h 待ち行列が受けたサービス時間 $W_h(t_1, t_2)$ は、次の不等式が成り立つ。

$$0 < r_h \cdot (t_1 - t_2) - W_h(t_1, t_2) \leq \Delta_h < \infty, \\ \forall t_2 \geq t_1, h = 1 \dots N_s \quad (1)$$

ここで、

$$\Delta_h = C_h \cdot TTRT \cdot (2 - r_h) < \min(2H_h, TTRT)$$

である。

【0025】

上記関係(1)により、本発明で与えられるシステムにより同期フローに提供されるサービスは、同じフローが本発明で与えられるスケジューラにより扱われるチャネルの容量の r_h 倍に等しい容量を有するプライベートな伝送チャネルの唯一の所有者であるならば経験するであろうサービスとは Δ_h 以上異なる。従って、 Δ_h は、理想的な状況に対して最大のサービス遅延を表す。 Δ_h は TTRT に比例するので、TTRT は最大サービス遅延を制限するように選択され得る。

【0026】

グローバル案は、同一の動作条件下ではより低容量を同期フローに割当て、帯域のより大きな部分を非同期フロー伝送のために利用できるようにするという点で、ローカル案に対してチャネルの伝送容量をより上手に使用することを保証する。

【0027】

一方、グローバル案の使用により、システム中の（同期又は非同期）フローの数が変化する毎にすべての H_h パラメータが再計算されることが予想される。しかしながら、ローカル案の使用は、システム中に存在するフロー数とは独立に H_h が設定され得ることを意味する。

【0028】

最小サービスレートの保証により、最大バッファ占有（バックログ(backlog)）についての保証、及び入力トラフィックを条件付ける適当なメカニズムが用いられるなら同期トラフィックに対する最大待合せ遅延についての保証が可能となる。

【0029】

複合的なリーキーバケット (leaky bucket) が、カスケード状の $n \geq 1$ のリーキーバケットから成るトラフィック条件付けメカニズムとして用いられると仮定し、かつ各リーキーバケットが一对のパラメータ (b_j, t_j) , $j = 1 \dots n$ により特徴付けられるると [ここで、 b_j はリーキーバケットの大きさであり（時間の単位で表される）、 $1/t_j$ はリーキーバケットの充填速度である]、次の量を定めることが可能となる。

【数7】

$$T_j = \frac{b_j - b_{j+1}}{t_j - t_{j+1}} t_j t_{j+1}$$

$$B_j = \frac{b_j t_j - b_{j+1} t_{j+1}}{t_j - t_{j+1}}$$

ここで、 $b_{n+1} = 0$ と $t_{n+1} = 0$ は記述を容易にするために導入されている。(一般性を失うことなく) 次の不等式が成り立つと考え得る。

$$t_j > t_{j+1}, \quad b_j > b_{j+1}, \quad T_j > T_{j+1} \quad (j = 1 \dots n-1)$$

【0030】

一般的な同期フロー k により送られるトラフィックがパラメータ (b_j, t_j) , $j = 1 \dots n$ により記述される n 段の複合リーキーバケットにより制限される場合に、一般的な同期フロー k が r_k に等しいレートを保証したとすると、次の保証が表式化できる。

【0031】

$r_k \geq 1/t_1$ ならば、バックログと待合せ遅延の両方とも上限を有する。加えて、単一のリーキーバケットが指標 i により表されるならば、 $1/t_i \leq r_k < 1/t_{i+1}$, $i = 1 \dots n$ である。すなわち、

— 待合せ遅延は、上部にて

$$d_k = (\Delta_k + B_i) / r_k - T_i$$

により制限され、

— $\Delta_k / r_k \leq T_i$ ならば、バックログが上部にて

$$q_k = \Delta_k + B_i - r_k \cdot T_i$$

により制限され、

$\Delta_k / r_k > T_i$ ならば、バックログは上部にて

【数8】

$$q_k = \frac{\Delta_k}{t_h \cdot r_k} + b_h$$

により制限され、ここで、 h は、不等式 $T_h \leq \Delta_k / r_k < T_{h-1}$, $h = 1 \dots i^1$ を調べる (checks) リーキーバケットである。

【0032】

上述の説明では記述を簡単にするために、 $T_0 = \infty$ を使用した。

【0033】

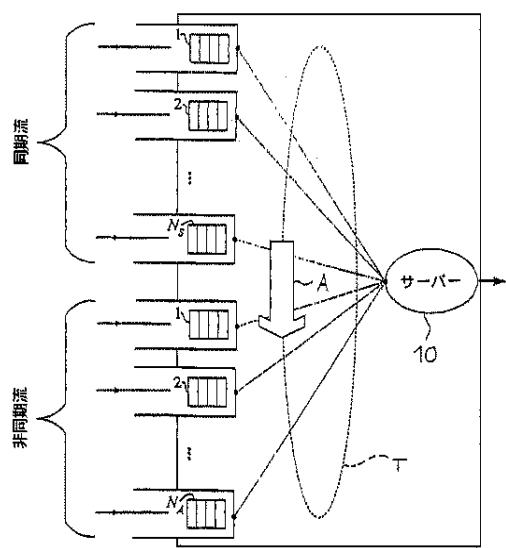
しかしながら、本発明の思想から離れることなく、いかにして実行するかの詳細については、これまで記載してきたことに対して変更し得ることは明らかである。

【図面の簡単な説明】

【図1】 本発明によるシステムの稼働における動作基準を示すブロック図である。

【符号の説明】

【図1】



(72)発明者 エンゾ・ミンゴッティ
イタリア国 アイ-10148 トリノ ヴィア ジー. レイス ロモリ 274、テレコム・
イタリア・エッセ・ピー・アー気付

(72)発明者 エンリコ・スカッローネ
イタリア国 アイ-10148 トリノ ヴィア ジー. レイス ロモリ 274、テレコム・
イタリア・エッセ・ピー・アー気付

(72)発明者 ジョヴァンニ・ステア
イタリア国 アイ-10148 トリノ ヴィア ジー. レイス ロモリ 274、テレコム・
イタリア・エッセ・ピー・アー気付

審査官 清水 稔

- (56)参考文献 W. L. Genter and K. S. Vastola, Delay analysis of the FDDI synchronous data class, Proceedings of Ninth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communication Societies(INFOCOM '90), 'The Multiple Facets of Integration', 1990年 6月 3日, Vol. 2, pp.766-773
- M. N. O. Sadiku and G. L. Dempo, Performance comparison of FDDI models, Southeastcon '97, 'Engineering new NEW Century', Proceedings, IEEE, 1997年 4月 12日, pp.135-137
- Ching-Chih Han et al., On non-existence of optimal local synchronous bandwidth allocation schemes for the Time-Token MAC protocol, Computers and Communications, 1995, Conference Proceedings of the 1995 IEEE Fourteenth Annual International Phenix Conference, 1995年 3月 28日, pp.191-197
- 米田健, 松下温, 分散モードチェンジ方式を用いた統合サービストーカンリングLAN, 情報処理学会論文誌, 1993年 6月 15日, 第34卷, 第6号, pp.1417-1425
- Biao Chen et al., Optimal synchronous capacity allocation for hard real-time communications with the timed token protocol, Real-Time Systems Symposium, 1992, IEEE, 1992年 12月 2日, pp.198-207
- L. Lenzini et al., A unifying service discipline for providing rate-based guaranteed and fair queuing services based on the Timed Token protocol, IEEE Transactions on Computers, 2002年 9月, Vol.51, No.9, pp.1011-1025

(58)調査した分野(Int.C1., DB名)

H04L 12/56