ネーミング（２）

分散システム

2013年2月5日

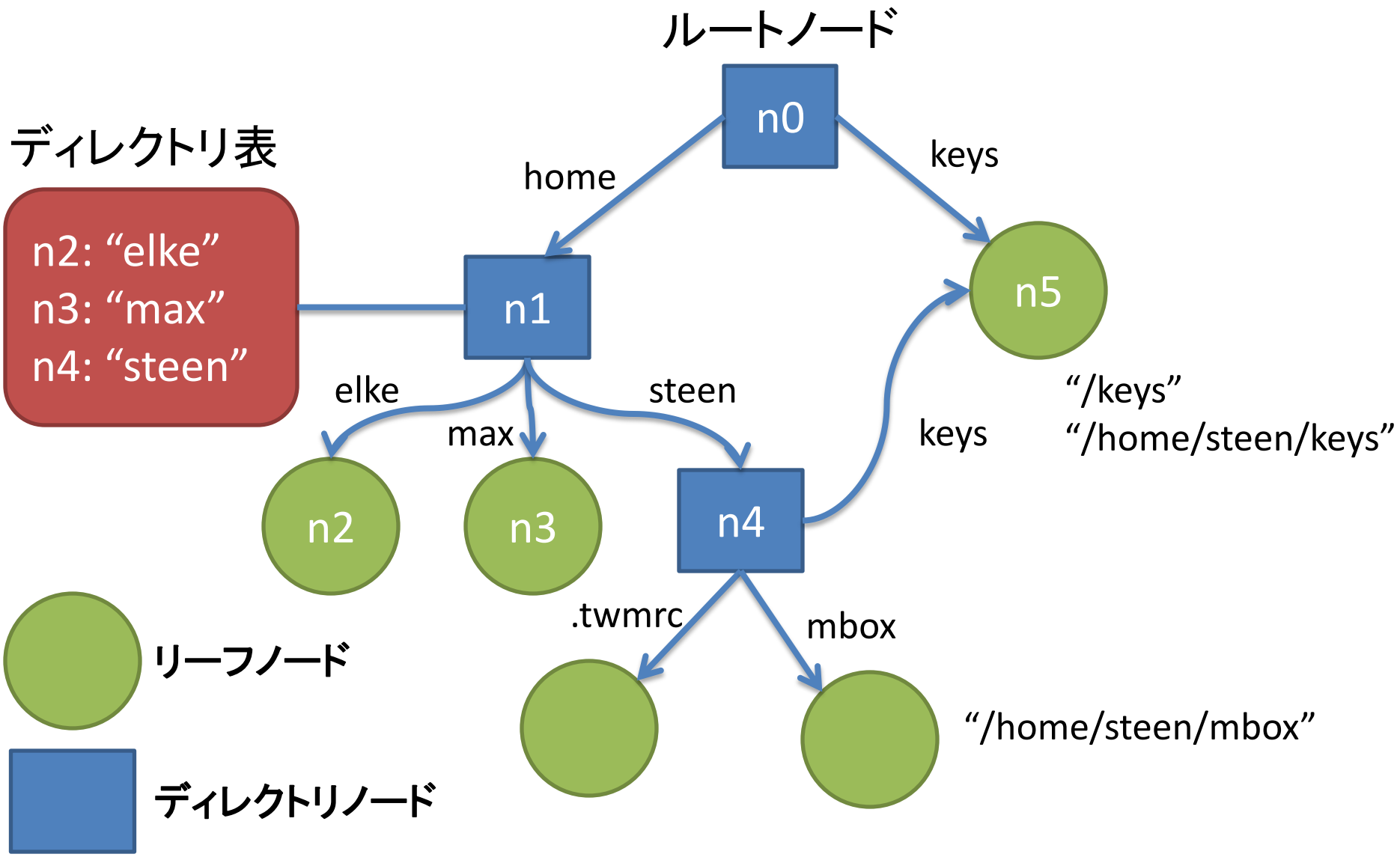
建部修見

構造化ネーミング（structured naming）

- フラットネーミングは計算機のため
- 構造化ネーミングは人のため
  - ファイルの名前付け
  - ホスト名の名前付け
- 構造化された名前の名前空間（name space）は
  - **ラベル**付けされた**有向グラフ**（DAG）＝名前グラフ（naming graph）
    - **リーフノード**＝出て行く枝（outgoing edge）がない
    - **ディレクトリノード**

  で表される

単一ルートノードの名前グラフ



パス名

- 名前グラフのパスはノードから枝のラベルの列で表現できる
  - *N*: <$label_1$, $label_2$, …, $label_n$>
  - *N*はパスの先頭ノード
  - **絶対パス名**＝先頭ノードがルートノード
  - **相対パス名**
- 名前は名前空間により構成される
  - 必ずディレクトリノードからの相対名で定義
- グローバル名＝必ず同じ実体を指す
- ローカル名＝状況に依存

ファイルシステムのパス名

- リーフノードはファイル、ディレクトリノードはディレクトリを表す
- ルートディレクトリがある
  - ルートノードで名前グラフは表現される
- ラベルを"/"で区切る
- "/"で始まると絶対パス
  - *n0: <home, steen, mbox>→/home/steen/mbox*
- 同一ノードが複数のパス名で表現されることも
  - *n5*は*/keys*と*/home/steen/keys*で表される
- ブートブロック＝自動的にメモリにロードされOSをロード、スーパブロック＝FS全体の情報、インデックスノード（inode）、ファイルデータブロック
  - ディレクトリはInodeのインデックス番号と名前の対応を保持
  - Inodeのインデックス番号はノードの識別子

ブートブロック　スーパブロック　インデックスノード　ファイルデータブロック

ファイルシステムのディスクブロックでの表現

名前解決（name resolution）

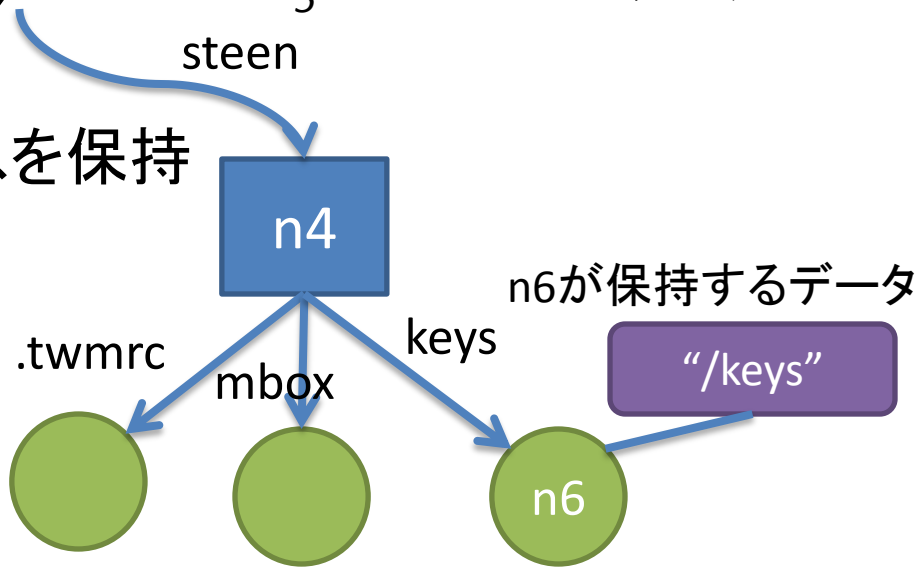
- 名前空間により、名前で情報にアクセスできるようになる
- 名前解決＝パス名によりノードに格納された情報を検索（look up）
  - *N:* $<label_1, label_2, \ldots, label_n>$
  - ノード*N*から開始
  - ディレクトリ表の$label_1$を検索、ノードの識別子を返す
  - そのノードのディレクトリ表で$label_2$を検索、. . .
  - $label_n$が参照するノードの内容を返して終了

クロージャ（closure）

- 名前解決には始点が必要
- 始点を知ること＝クロージャメカニズム
  - 暗黙に定義されることも、システムによりさまざま
- 例
  - ファイルシステムのルートディレクトリはスーパブロックにハードコード（インデックス番号2）
  - 00312044784
  - HOME環境変数

リンク

- エイリアス（alias）＝同一エントリに対する別名
  - ハードリンク
    - 複数の絶対パス名で同一ノードを表現
    - */keys*と*/home/steen/keys*はノードn_5へのハードリンク
  - シンボリックリンク
    - リーフノードで絶対パスを保持



マウント

- 異なる名前空間を透明にマージ
  - 名前空間のマウント
- 例：ファイルシステムのマウント
- マウントポイント＝異なる名前空間（外部名前空間）のディレクトリノードの識別子を保持
  - アクセスプロトコル
  - サーバ名
  - 外部名前空間のディレクトリノード（マウンティングポイント）
- それぞれの名前は解決できる必要がある
  - URLでの表現
  - nfs://flits.cs.vu.nl//home/steen

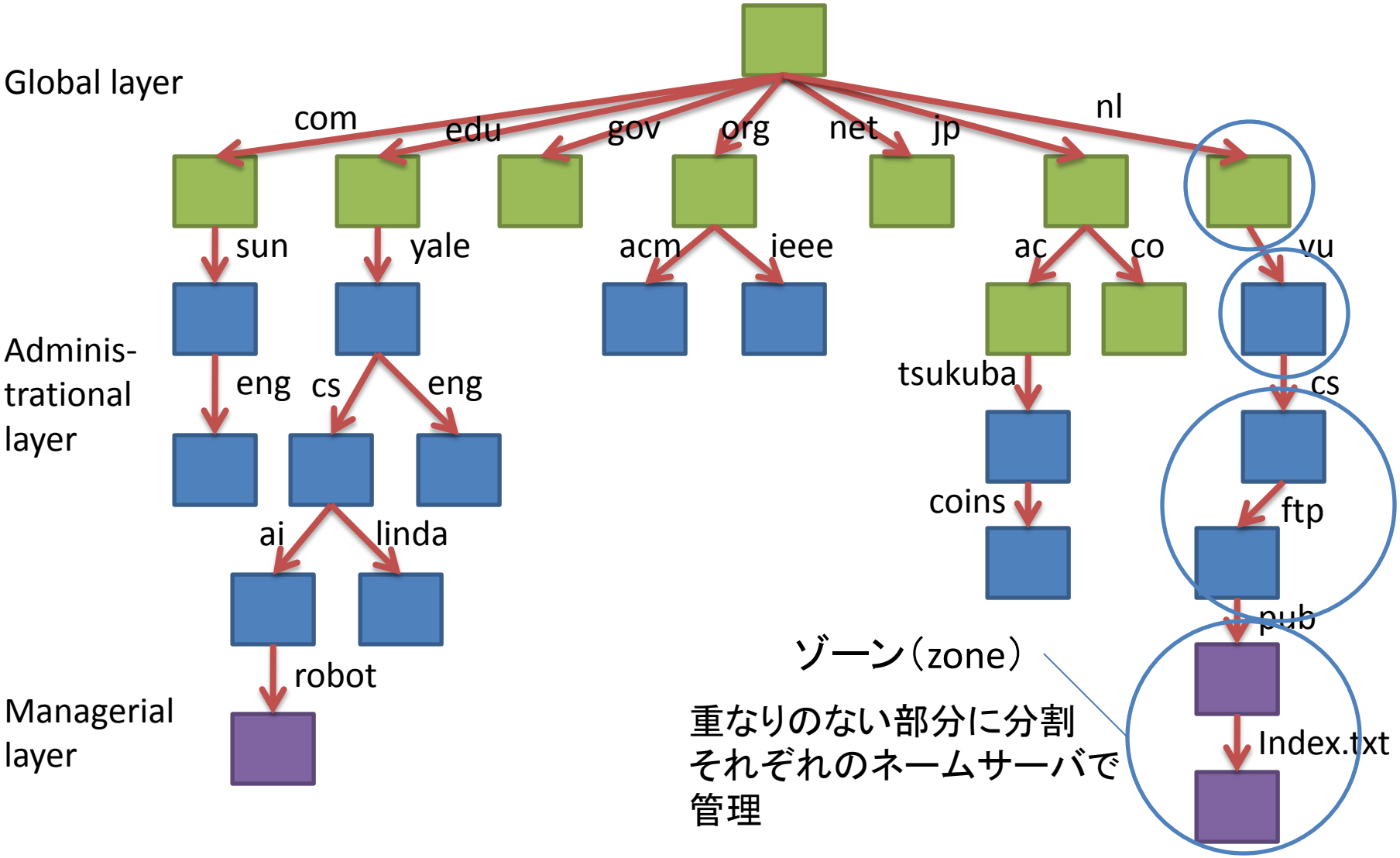
名前空間の実装

- ネーミングサービス＝名前の追加、消去、検索（look up）を行う
- ネームサーバ（name server）
  - 単一ネームサーバ
  - 分散ネームサーバ

名前空間の分散

- 大規模（世界規模）で分散するシステムの名前空間はしばしば階層構造となる
- 単一ルートノードを仮定
- 三種類のレイヤに分類される
  - グローバルレイヤ（global layer）
    - ルートノードとその子ノード。滅多に変わらない
  - アドミニストレーションレイヤ（administrational layer）
    - 組織や管理ユニット。比較的変わらない
  - マネージャレイヤ（managerial layer）
    - ホスト、共有ファイル
    - よく変わる。管理者だけではなく利用者も変更

DNS名前空間の分割例



性能と可用性

- グローバルレイヤ
  - 高可用性が必須
  - ほとんど変更されないため、複製、クライアントキャッシュが有効
  - 応答時間よりスループットが重要
  - 変更は直ちに有効にならなくてもよい
- アドミニストレーションレイヤ
  - その組織にとってのみ重要
  - 複製、クライアントキャッシュが有効
  - 応答時間（数ミリ秒）が重要
  - 更新もそれなりに早いことが期待される
- マネージャレイヤ
  - 可用性より性能が重要

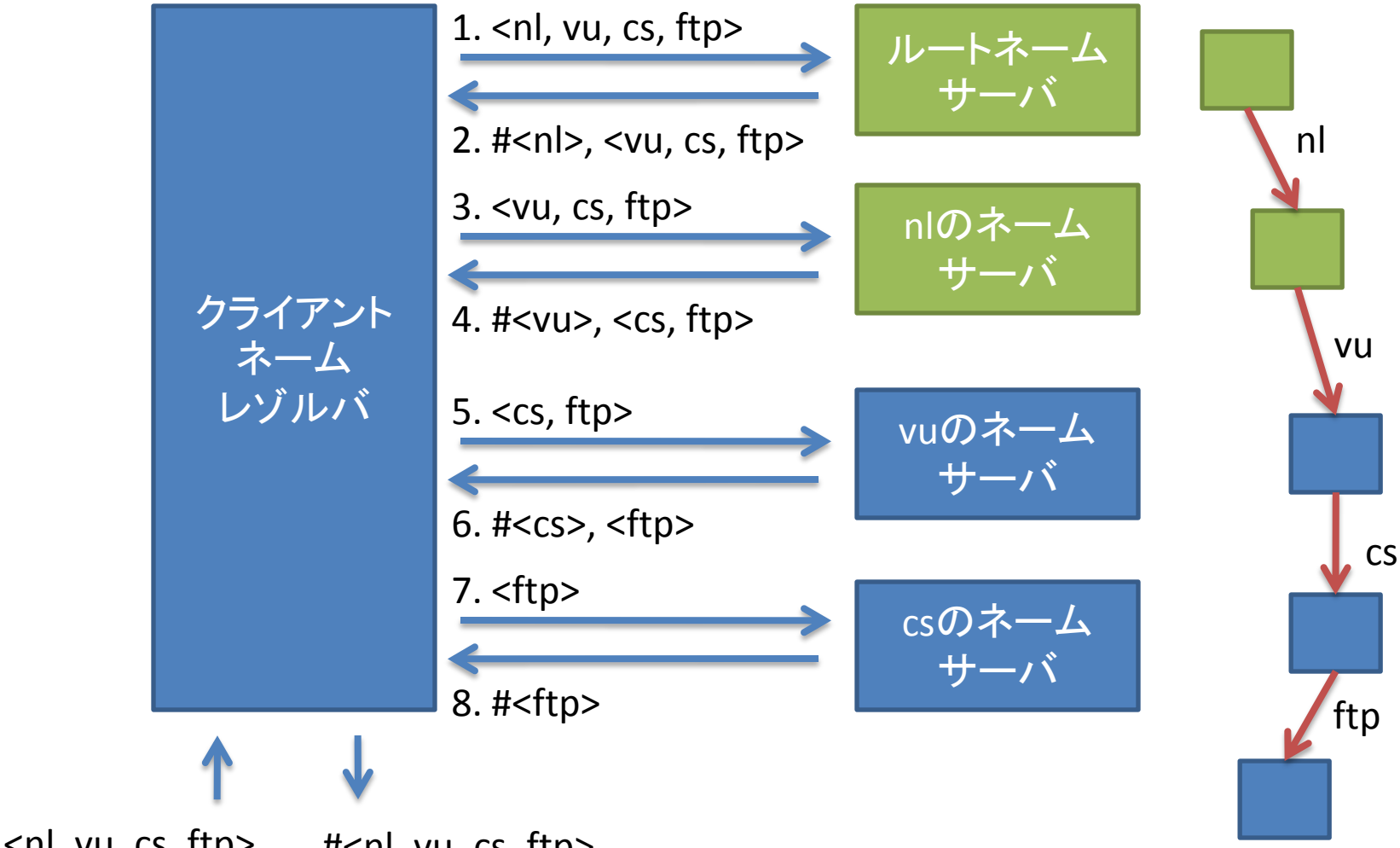
レイヤ別名前サーバの比較

要件	グローバル	アドミニストレーション	マネージャ
ネットワークの広がり	世界規模	組織規模	学部規模
総ノード数	少数	多数	膨大
Look upの応答時間	秒	ミリ秒	直ちに
更新の伝搬	遅延可（lazy）	直ちに	直ちに
複製サーバ数	多数	なしor少数	なし
クライアントキャッシュ	有効	有効	しばしば有効

名前解決の実装

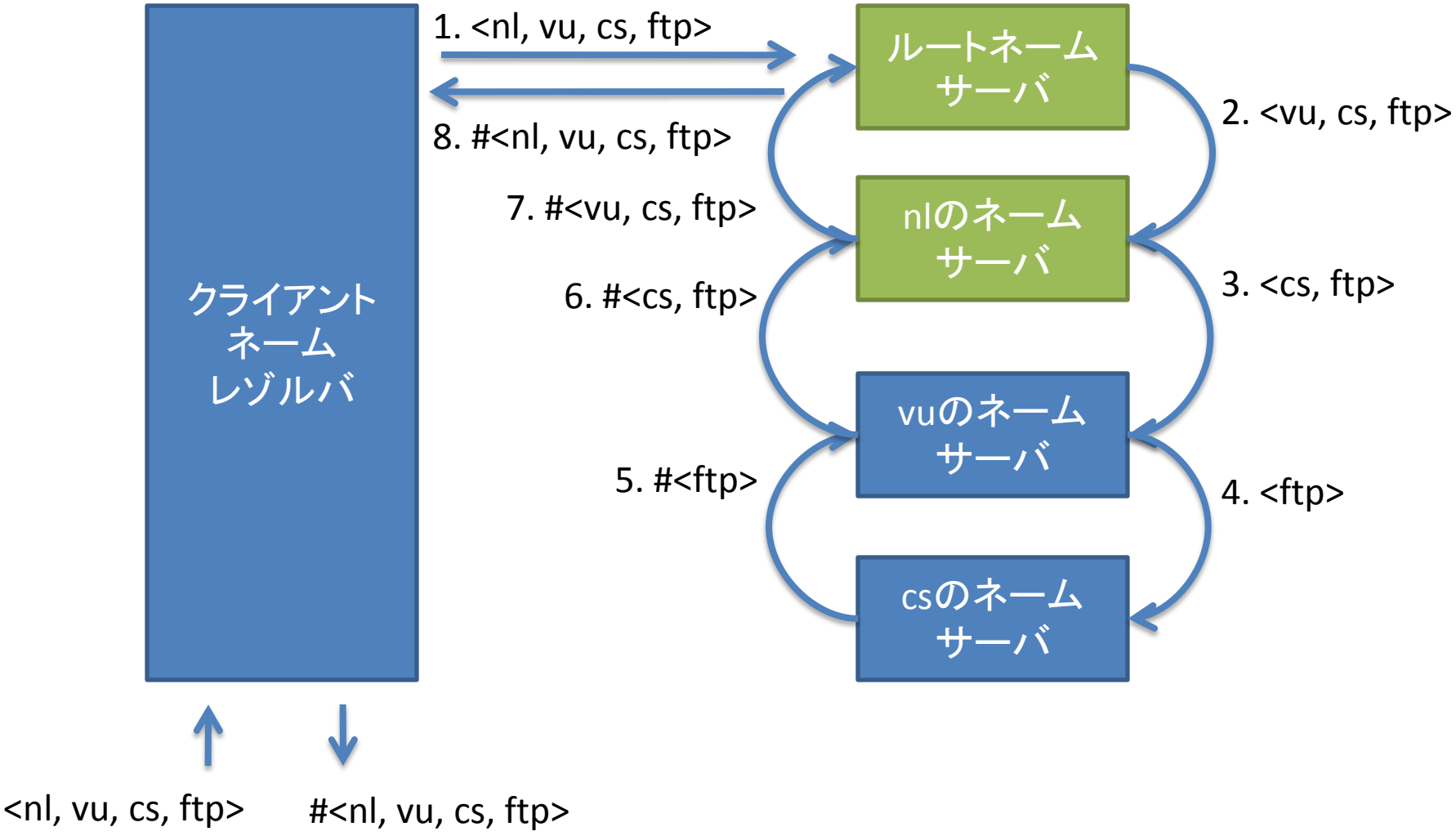
- 名前空間は複数のネームサーバに分散
- 簡単のため、複製、クライアントキャッシュは考えない
- クライアントはローカルのネームレゾルバ（name resolver）にアクセス
  - 反復名前解決（iterative name resolution）
  - 再帰名前解決（recursive name resolution）

反復名前解決



#<name>はnameのネームサーバのアドレス

再帰名前解決


クライアント
ネーム
レゾルバ
1. <nl, vu, cs, ftp>
8. #<nl, vu, cs, ftp>
7. #<vu, cs, ftp>
6. #<cs, ftp>
5. #<ftp>
ルートネーム
サーバ
nlのネーム
サーバ
vuのネーム
サーバ
csのネーム
サーバ
2. <vu, cs, ftp>
3. <cs, ftp>
4. <ftp>
<nl, vu, cs, ftp>
#<nl, vu, cs, ftp>

再帰名前解決について

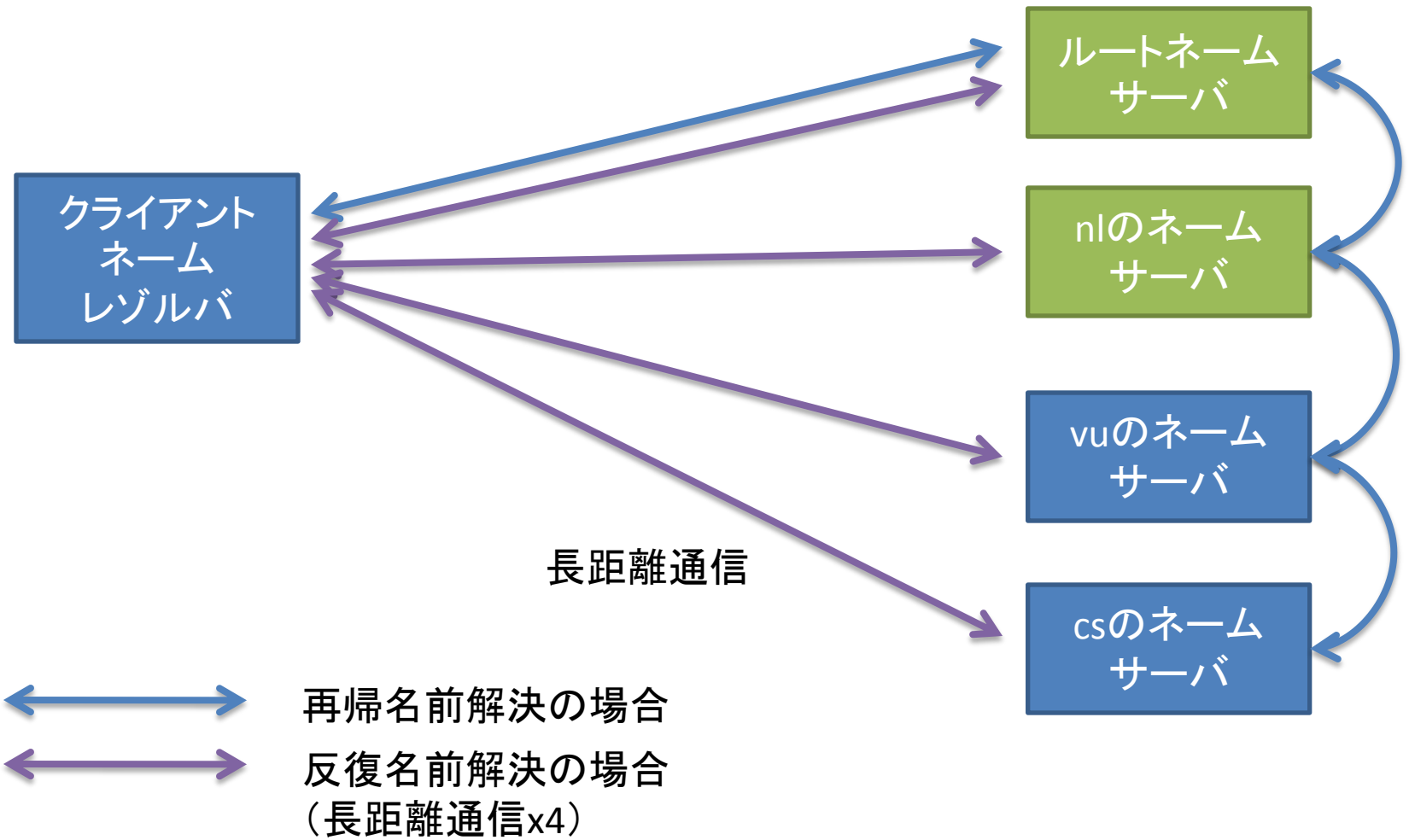
- 欠点
  - より性能要件が厳しくなる
  - グローバルレイヤでは高負荷になりすぎる
- 利点
  - キャッシュの効果が大きい
  - 通信コストを下げられる

再帰的名前解決におけるキャッシュ

サーバ	解決する名前	検索対象	子サーバに渡す	受取る、キャッシュする	応答
cs	<ftp>	#<ftp>	-	-	#<ftp>
vu	<cs, ftp>	#<cs>	<ftp>	#<ftp>	#<cs> #<cs, ftp>
nl	<vu, cs, ftp>	#<vu>	<cs, ftp>	#<cs> #<cs, ftp>	#<vu> #<vu, cs> #<vu, cs, ftp>
root	<nl, vu, cs, ftp>	#<nl>	<vu, cs, ftp>	#<vu> #<vu, cs> #<vu, cs, ftp>	#<nl> #<nl, vu> #<nl, vu, cs> #<nl, vu, cs, ftp>

反復名前解決ではクライアントごとにキャッシュ（効率悪い）
ローカルな中間ネームサーバでキャッシュし、共有する

通信コストの減少


クライアント
ネーム
レゾルバ
ルートネーム
サーバ
nlのネーム
サーバ
vuのネーム
サーバ
csのネーム
サーバ
長距離通信
再帰名前解決の場合
反復名前解決の場合
（長距離通信x4）

まとめ

- 構造化された名前は名前空間で構成される
  - 名前グラフで表現
  - ディレクトリノードとリーフノード
  - 枝にはラベルが付けられる
  - しばしば単一ルートのDAG
- パス名で表現
- 名前解決は名前グラフを走査
- 分散サーバ構成では反復名前解決と再帰名前解決