Синхронизация в распределенных системах

Основные свойства распределенных алгоритмов

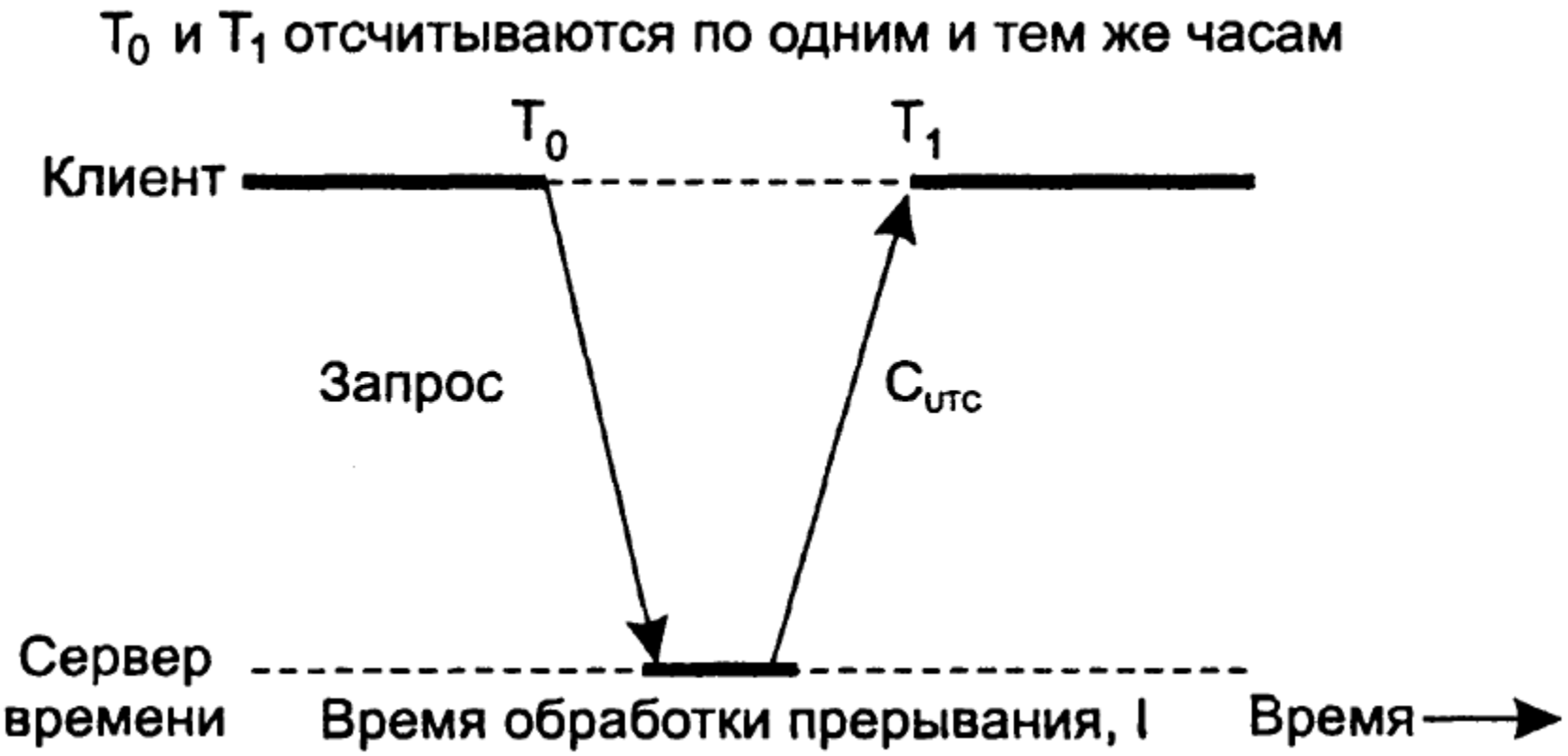
Обычно децентрализованные алгоритмы имеют следующие свойства:

- Относящаяся к делу информация распределена среди множества ЭВМ.
- Процессы принимают решение на основе только локальной информации.
- Не должно быть единственной критической точки, выход из строя которой приводил бы к краху алгоритма.
- Не существует общих часов или другого источника точного глобального времени.

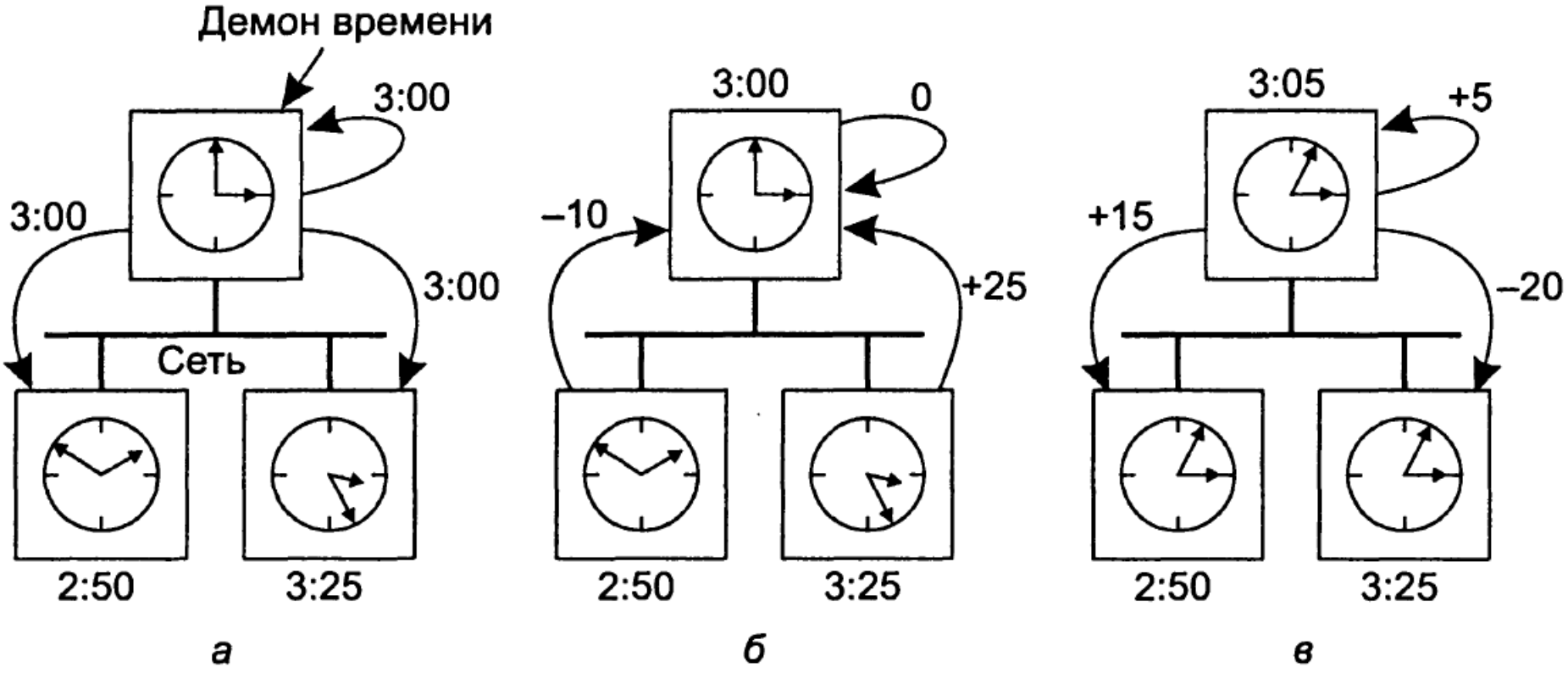
Первые три пункта все говорят о недопустимости сбора всей информации для принятия решения в одно место. Обеспечение синхронизации без централизации требует подходов, отличных от используемых в традиционных ОС.

Последний пункт также очень важен - в распределенных системах достигнуть согласия относительно времени совсем непросто.

Синхронизация времени. Алгоритм Кристиана



Синхронизация времени. Алгоритм Беркли



Логические часы. Lamport

Для синхронизации логических часов Lamport определил отношение «произошло до». Выражение a-->b читается как «a произошло до b» и означает, что все процессы согласны, что сначала произошло событие «a», а затем «b». Это отношение может в двух случаях быть очевидным:

1) Если оба события произошли в одном процессе.
2) Если событие «a» есть операция SEND в одном процессе, а событие «b» - прием этого сообщения другим процессом.

Отношение --> является транзитивным.

Если два события «x» и «y» случились в различных процессах, которые не обмениваются сообщениями, то отношения x-->y и y-->x являются неверными, а эти события называют одновременными.

Логические часы. Lamport

Введем логическое время C таким образом, что

если a-->b, то C(a) < C(b)

Алгоритм:

1) Часы Ci увеличивают свое значение с каждым событием в процессе Pi:

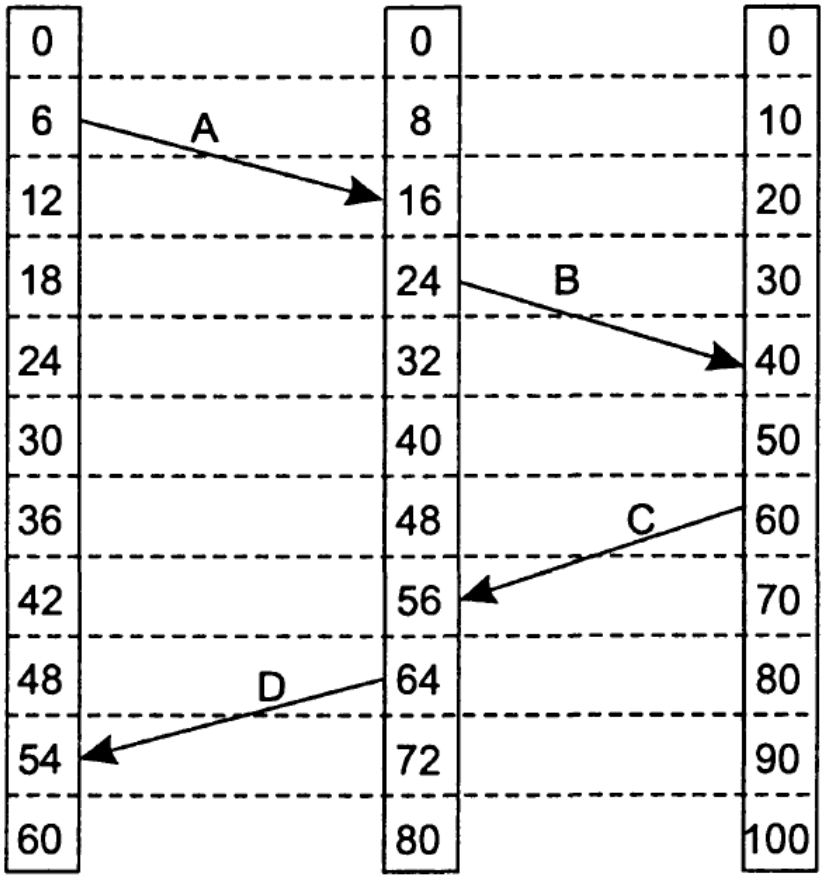
   Ci = Ci + d (d > 0, обычно равно 1)

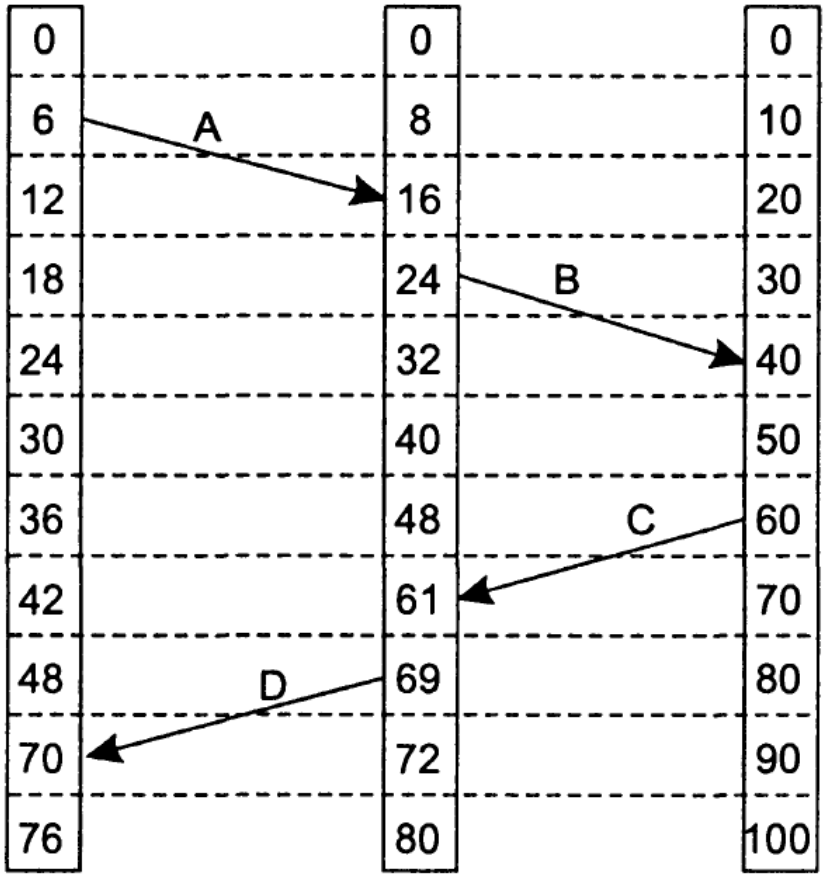
2) Если событие «a» есть посылка сообщения «m» процессом Pi, тогда в это сообщение вписывается временная метка tm=Ci(a).

   В момент получения этого сообщения процессом Pj его время корректируется следующим образом:

   Cj = max(Cj,tm+d)

Логические часы. Lamport

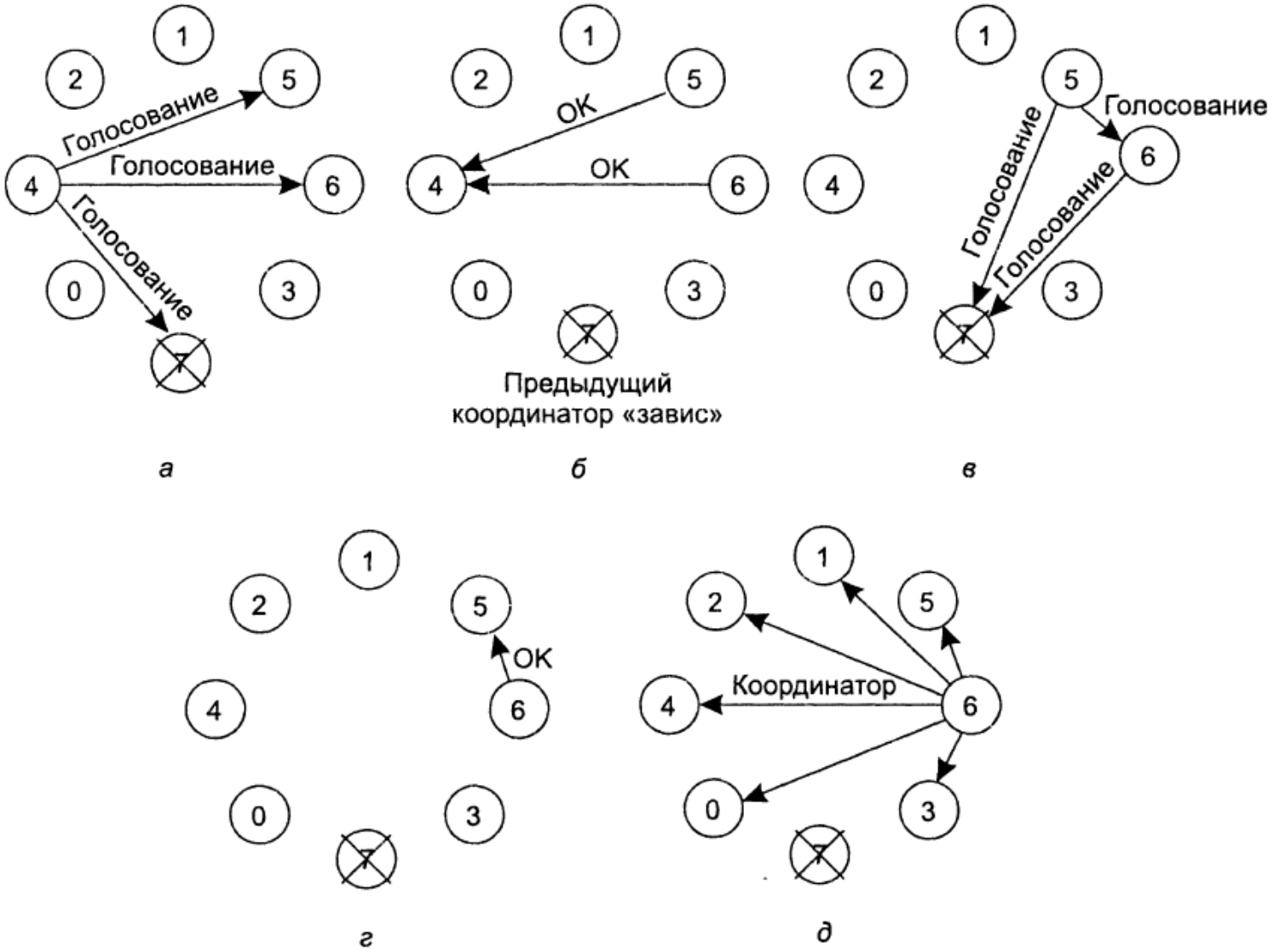




Выборы координатора. Алгоритм задиры

- Если процесс обнаружит, что координатор очень долго не отвечает, то инициирует выборы. Процесс P проводит выборы следующим образом:
- P посылает сообщение «ВЫБОРЫ» всем процессам с большими чем у него номерами.
- Если нет ни одного ответа, то P считается победителем и становится координатором.
- Если один из процессов с большим номером ответит, то он берет на себя проведение выборов. Участие процесса P в выборах заканчивается.
- В любой момент процесс может получить сообщение «ВЫБОРЫ» от одного из коллег с меньшим номером. В этом случае он посылает ответ «ОК», чтобы сообщить, что он жив и берет проведение выборов на себя, а затем начинает выборы (если к этому моменту он уже их не вел). Следовательно, все процессы прекратят выборы, кроме одного - нового координатора. Он извещает всех о своей победе и вступлении в должность сообщением «КООРДИНАТОР».
- Если процесс выключился из работы, а затем захотел восстановить свое участие, то он проводит выборы (отсюда и название алгоритма).

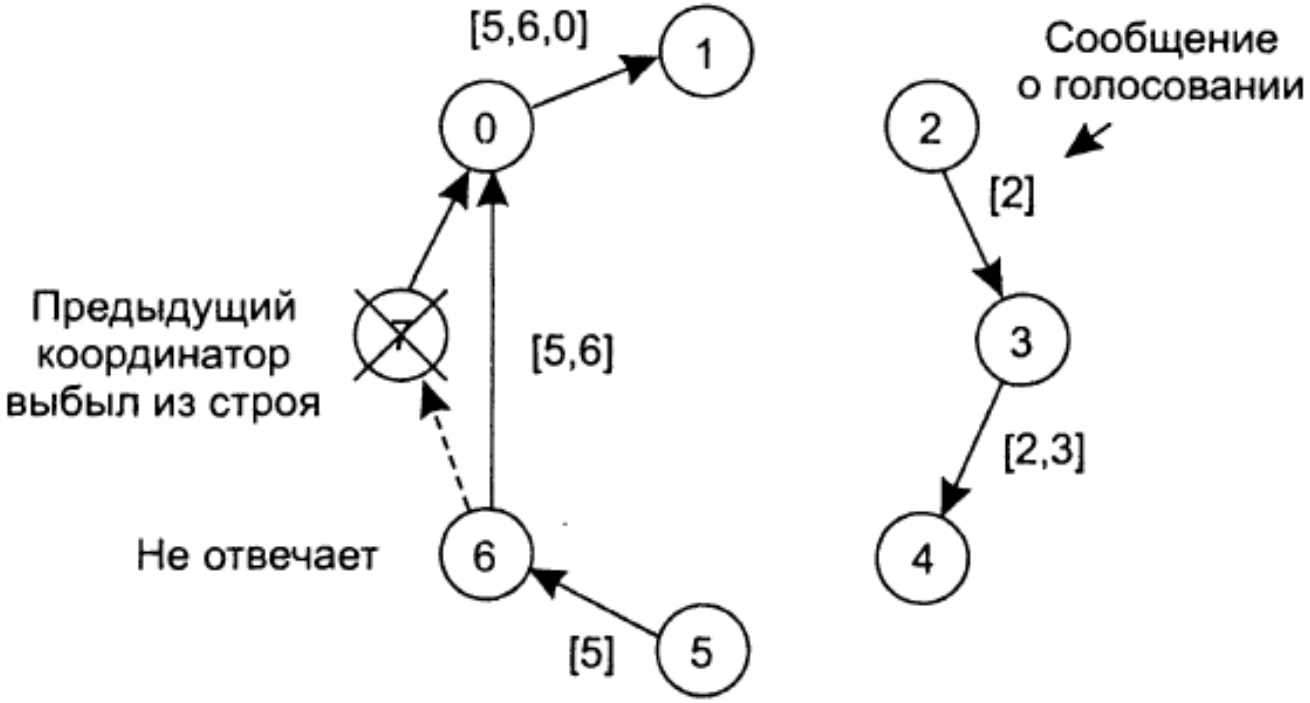
Выборы координатора. Алгоритм задиры



Выборы координатора. Круговой алгоритм

- Алгоритм основан на использовании кольца (физического или логического).
- Каждый процесс знает следующего за ним в круговом списке. Когда процесс обнаруживает отсутствие координатора, он посылает следующему за ним процессу сообщение «ВЫБОРЫ» со своим номером. Если следующий процесс не отвечает, то сообщение посылается процессу, следующему за ним, и т.д., пока не найдется работающий процесс. Каждый работающий процесс добавляет в список работающих свой номер и переправляет сообщение дальше по кругу.
- Когда процесс обнаружит в списке свой собственный номер (круг пройден), он меняет тип сообщения на «КООРДИНАТОР» и оно проходит по кругу, извещая всех о списке работающих и координаторе (процессе с наибольшим номером в списке).
- После прохождения круга сообщение удаляется.

Выборы координатора. Круговой алгоритм



Взаимное исключение. Централизованный алгоритм

- Все процессы запрашивают у координатора разрешение на вход в критическую секцию и ждут этого разрешения. Координатор обслуживает запросы в порядке поступления.
- Получив разрешение процесс входит в критическую секцию. При выходе из нее он сообщает об этом координатору.
- Количество сообщений на одно прохождение критической секции - 3.
- Недостатки алгоритма - обычные недостатки централизованного алгоритма (крах координатора или его перегрузка сообщениями).

Децентрализованный алгоритм на основе временных меток

Вход в критическую секцию

- Когда процесс желает войти в критическую секцию, он посылает всем процессам сообщение-запрос, содержащее имя критической секции, номер процесса и текущее время.
- После посылки запроса процесс ждет, пока все дадут ему разрешение. После получения от всех разрешения, он входит в критическую секцию.

Поведение процесса при приеме запроса

- Когда процесс получает сообщение-запрос, в зависимости от своего состояния по отношению к указанной критической секции он действует одним из следующих способов.
- Если получатель не находится внутри критической секции и не запрашивал разрешение на вход в нее, то он посылает отправителю сообщение «ОК».
- Если получатель находится внутри критической секции, то он не отвечает, а запоминает запрос.
- Если получатель выдал запрос на вхождение в эту секцию, но еще не вошел в нее, то он сравнивает временные метки своего запроса и чужого. Побеждает тот, чья метка меньше. Если чужой запрос победил, то процесс посылает сообщение «ОК». Если у чужого запроса метка больше, то ответ не посылается, а чужой запрос запоминается.

Децентрализованный алгоритм на основе временных меток

Выход из критической секции

- После выхода из секции он посылает сообщение «OK» всем процессам, запросы от которых он запомнил, а затем стирает все запомненные запросы.

- Количество сообщений на одно прохождение секции - 2(n-1), где n - число процессов.
- Кроме того, одна критическая точка заменилась на n точек (если какой-то процесс перестанет функционировать, то отсутствие разрешения от него всех остановит).
- И, наконец, если в централизованном алгоритме есть опасность перегрузки координатора, то в этом алгоритме перегрузка любого процесса приведет к тем же последствиям.
- Некоторые улучшения алгоритма (например, ждать разрешения не от всех, а от большинства) требуют наличия неделимых широковещательных рассылок сообщений.

Алгоритм носит имя Ricart-Agrawala. Требуется глобальное упорядочение всех событий в системе по времени.

Алгоритм с круговым маркером

Все процессы составляют логическое кольцо, когда каждый знает, кто следует за ним.

По кольцу циркулирует маркер, дающий право на вход в критическую секцию.

Получив маркер (посредством сообщения точка-точка) процесс либо входит в критическую секцию (если он ждал разрешения) либо переправляет маркер дальше.

После выхода из критической секции маркер переправляется дальше, повторный вход в секцию при том же маркере не разрешается.

Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)

Маркер содержит:

- очередь запросов;
- массив LN[1...N] с номерами последних удовлетворенных запросов.

Вход в критическую секцию

- Если процесс Pk, запрашивающий критическую секцию, не имеет маркера, то он увеличивает порядковый номер своих запросов RNk[k] и посылает широковещательно сообщение «ЗАПРОС», содержащее номер процесса (k) и номер запроса (Sn = RNk[k]).
- Процесс Pk выполняет критическую секцию, если имеет (или когда получит) маркер.

Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)

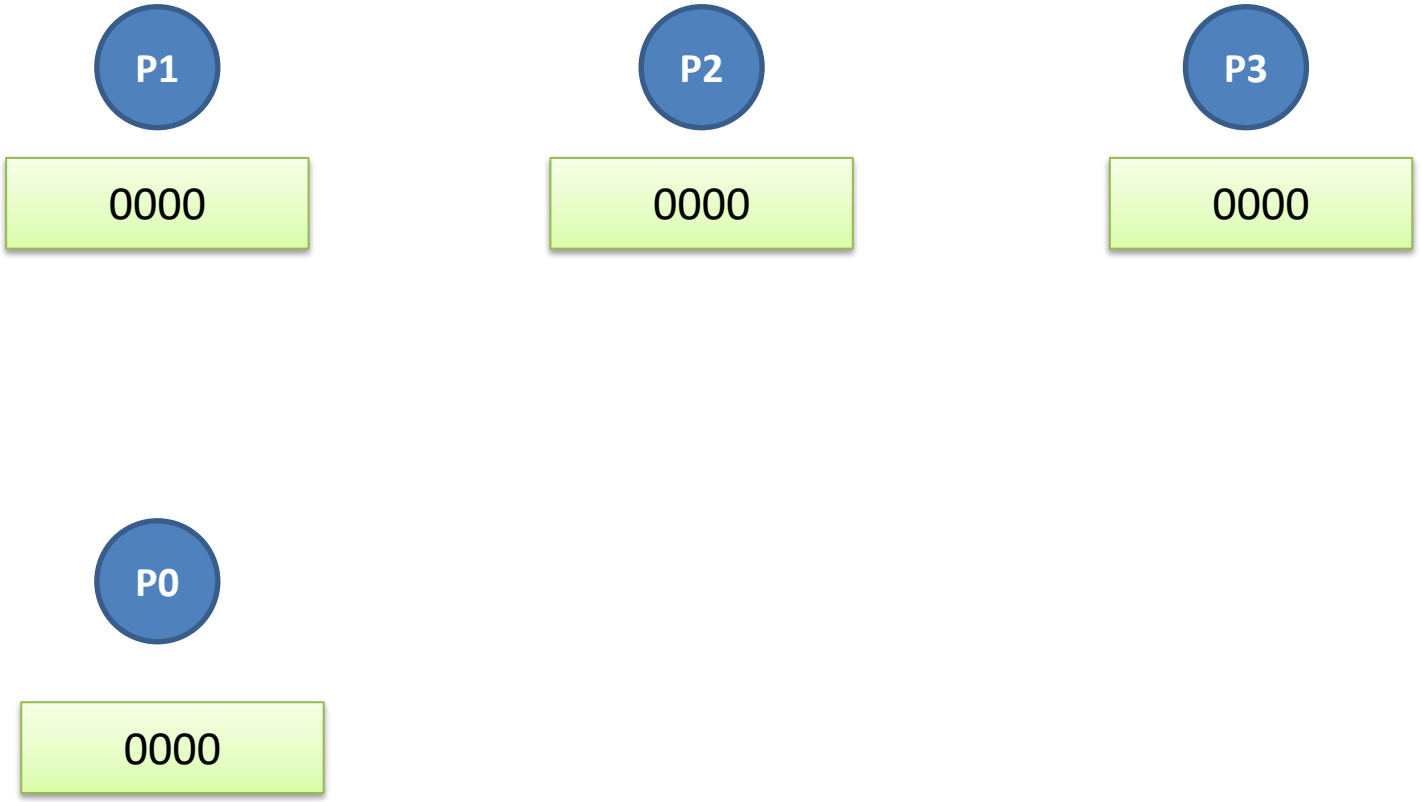
Поведение процесса при приеме запроса

- Когда процесс Pj получит сообщение-запрос от процесса Pk, он устанавливает RNj[k]=max(RNj[k],Sn).
- Если Pj имеет свободный маркер, то он его посылает Pk только в том случае, когда RNj[k]==LN[k]+1 (запрос не старый).

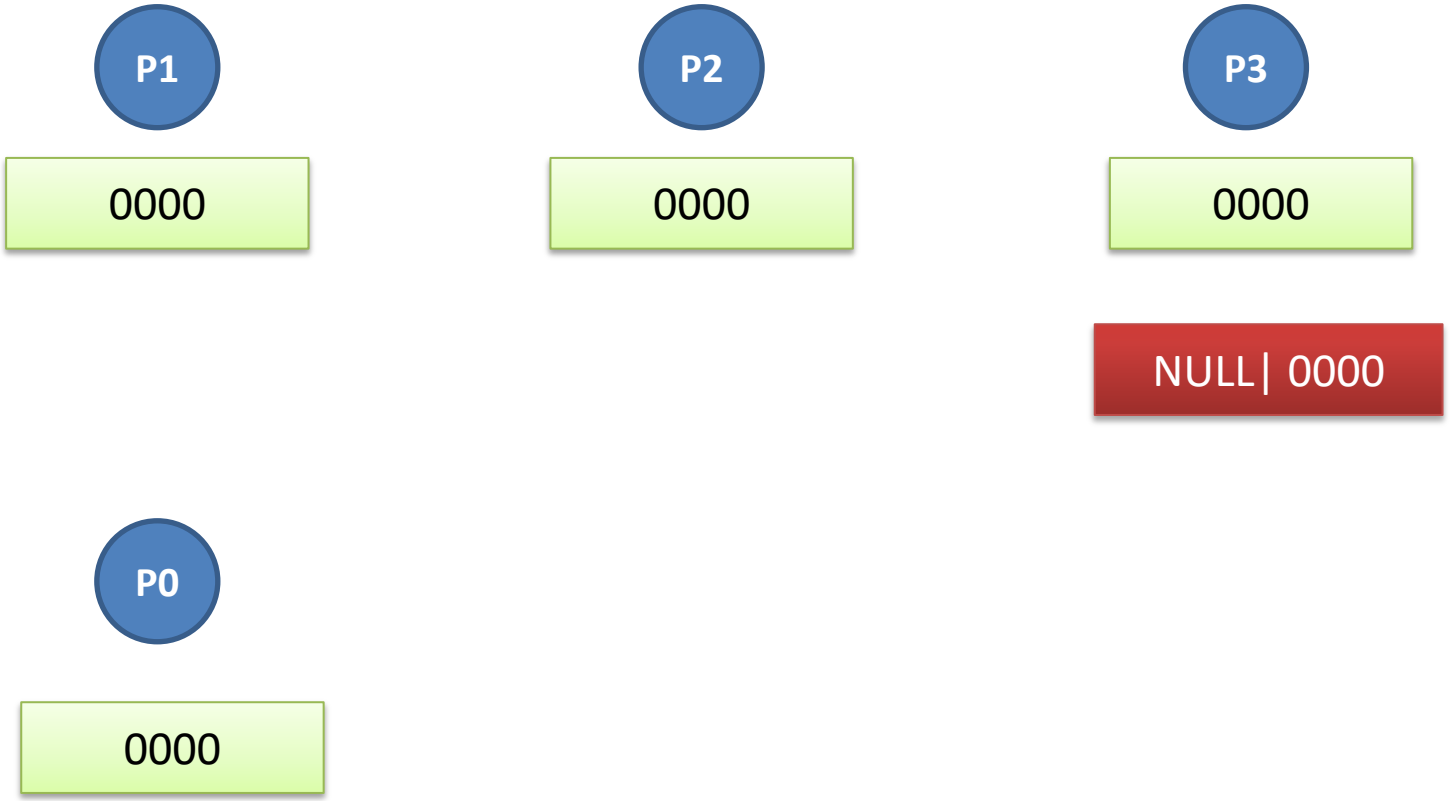
Выход из критической секции процесса Pk.

- Устанавливает LN[k] в маркере равным RNk[k].
- Для каждого Pj, для которого RNk[j]=LN[j]+1, он добавляет его идентификатор в маркерную очередь запросов (если там его еще нет).
- Если маркерная очередь запросов не пуста, то из нее удаляется первый элемент, а маркер посылается соответствующему процессу (запрос которого был первым в очереди).

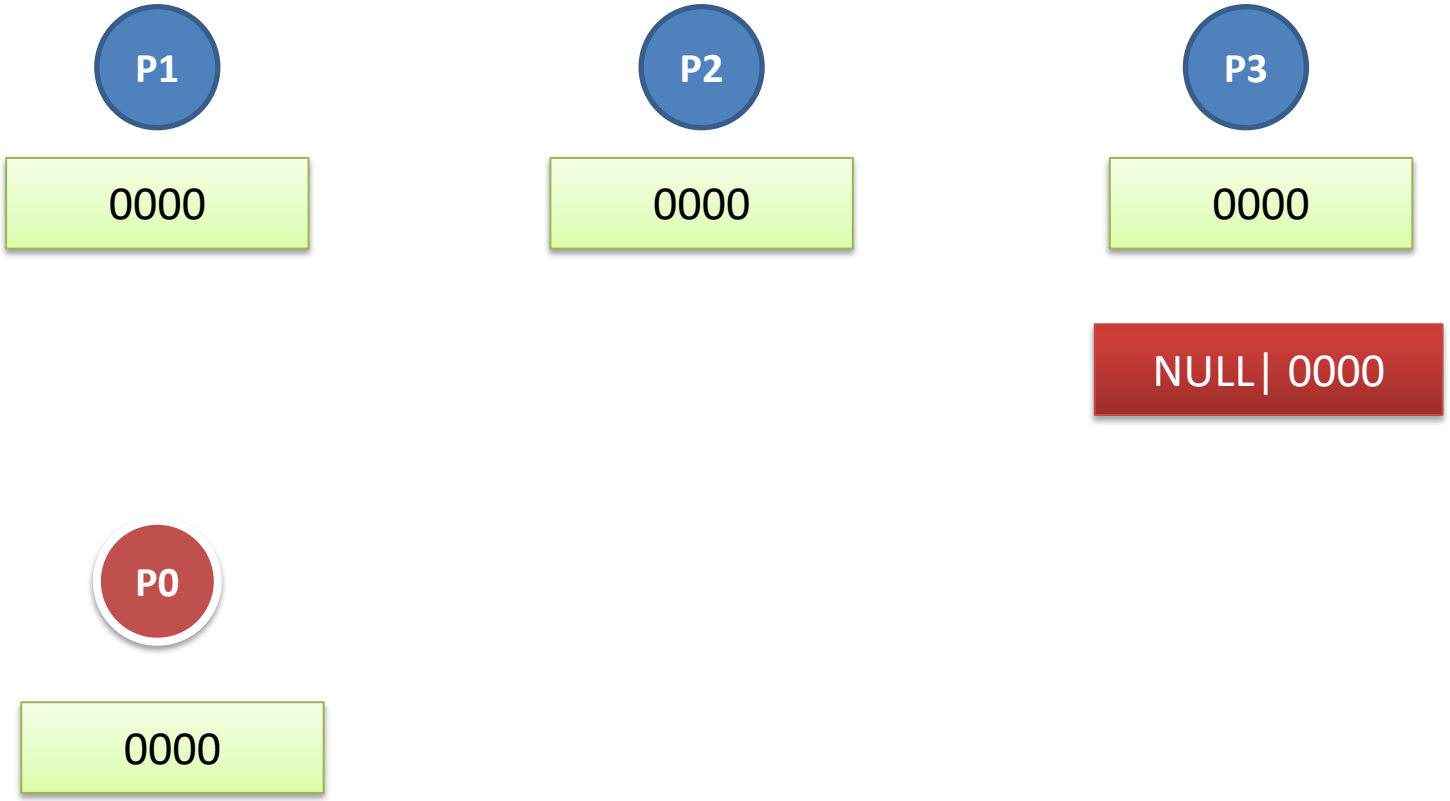
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



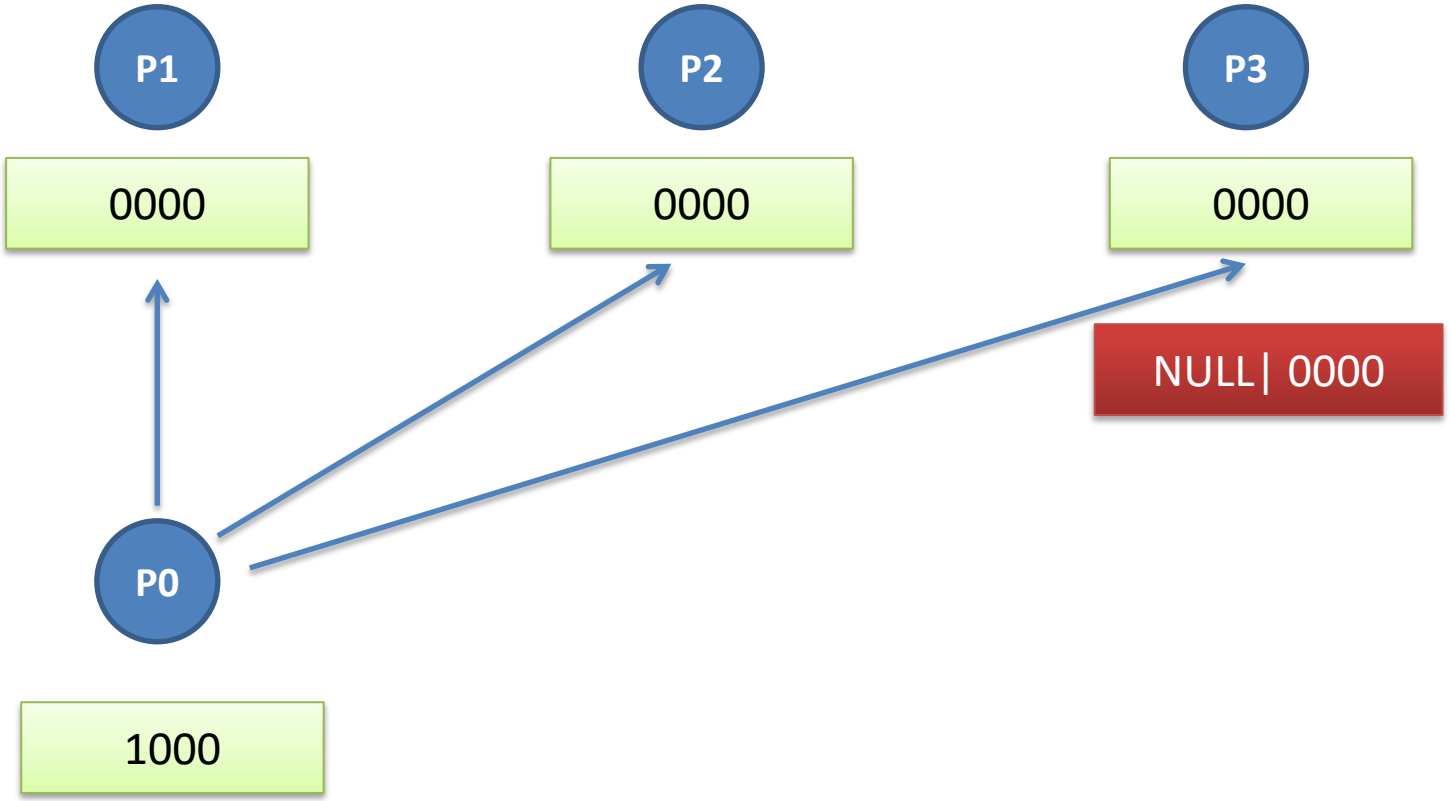
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



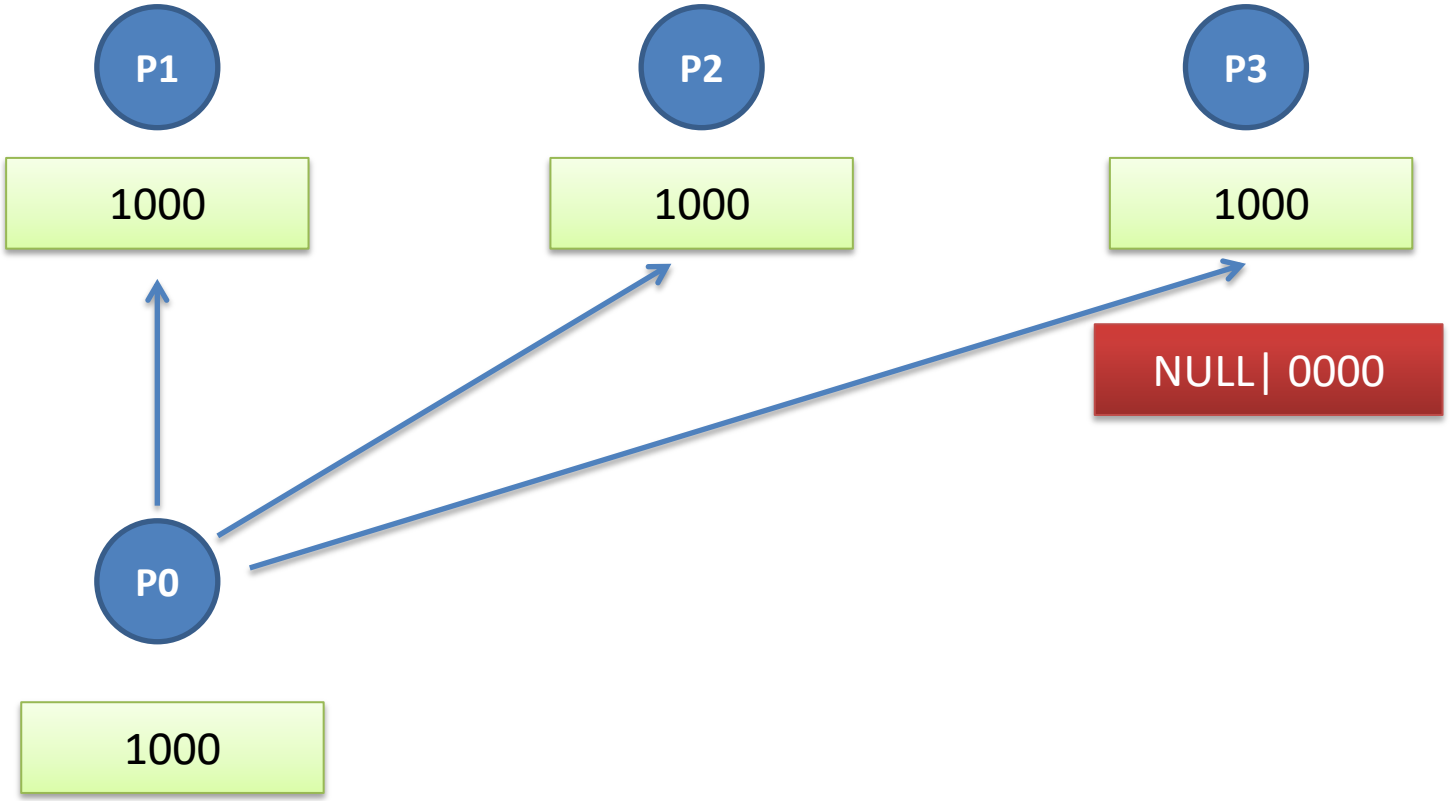
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



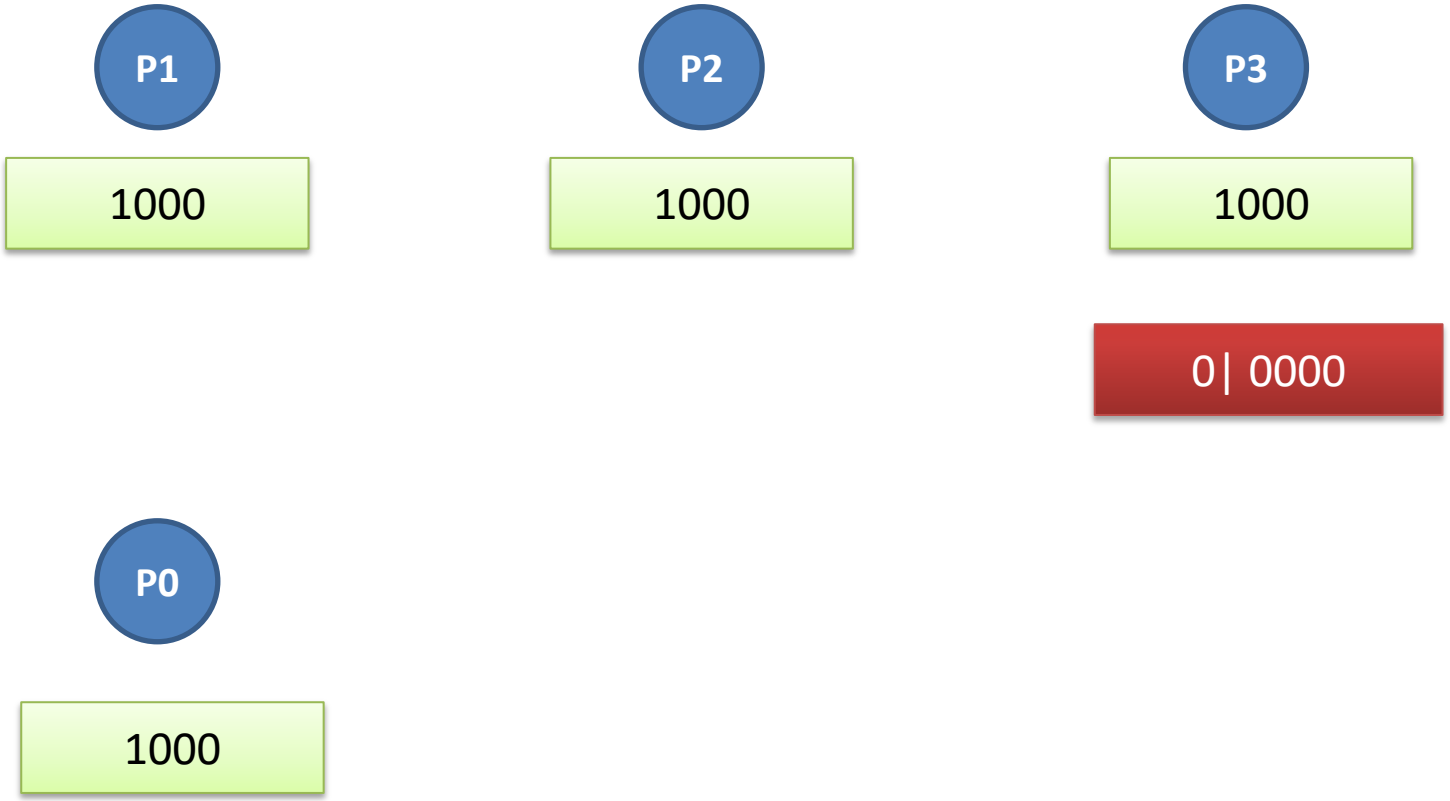
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



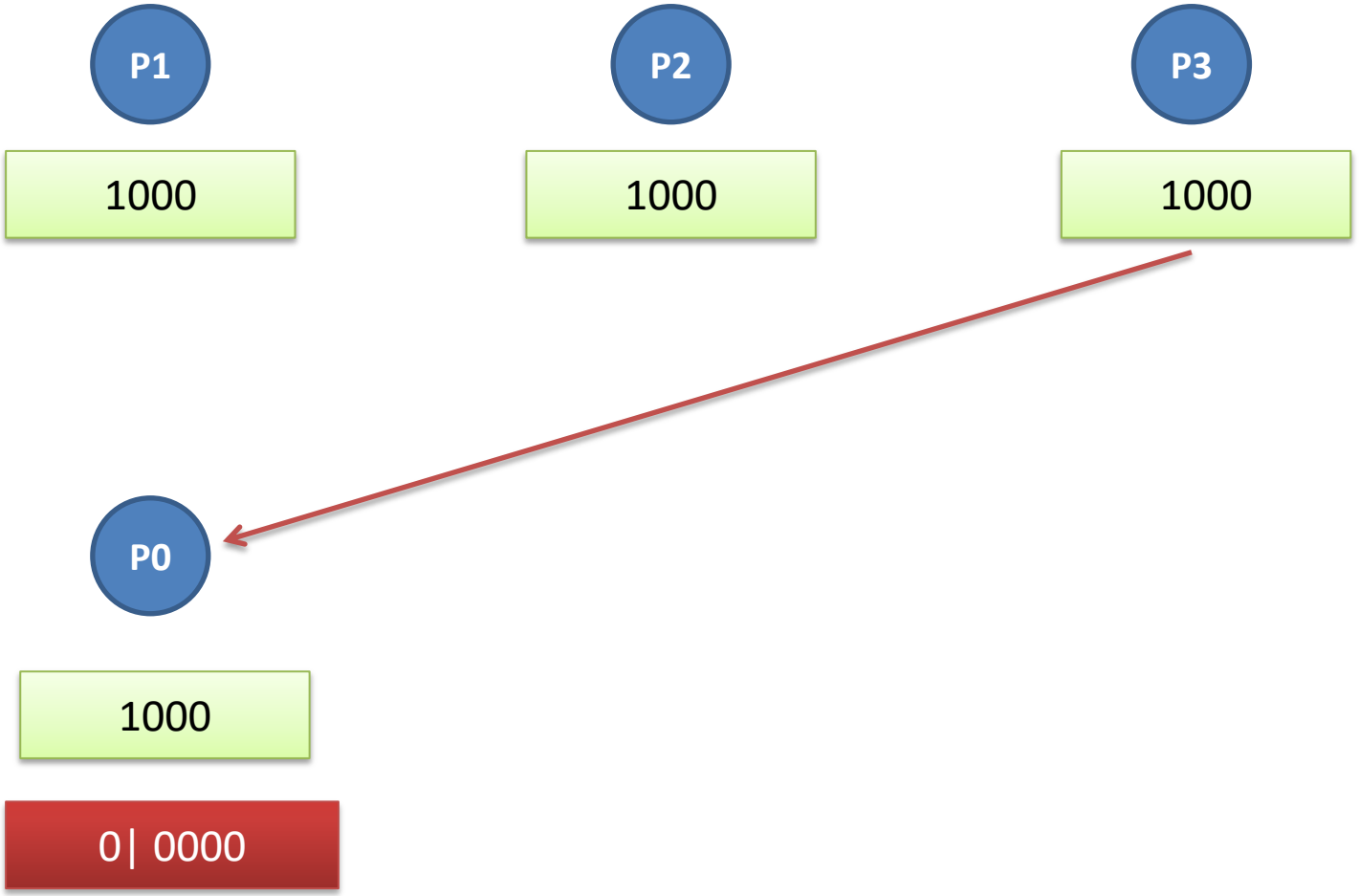
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



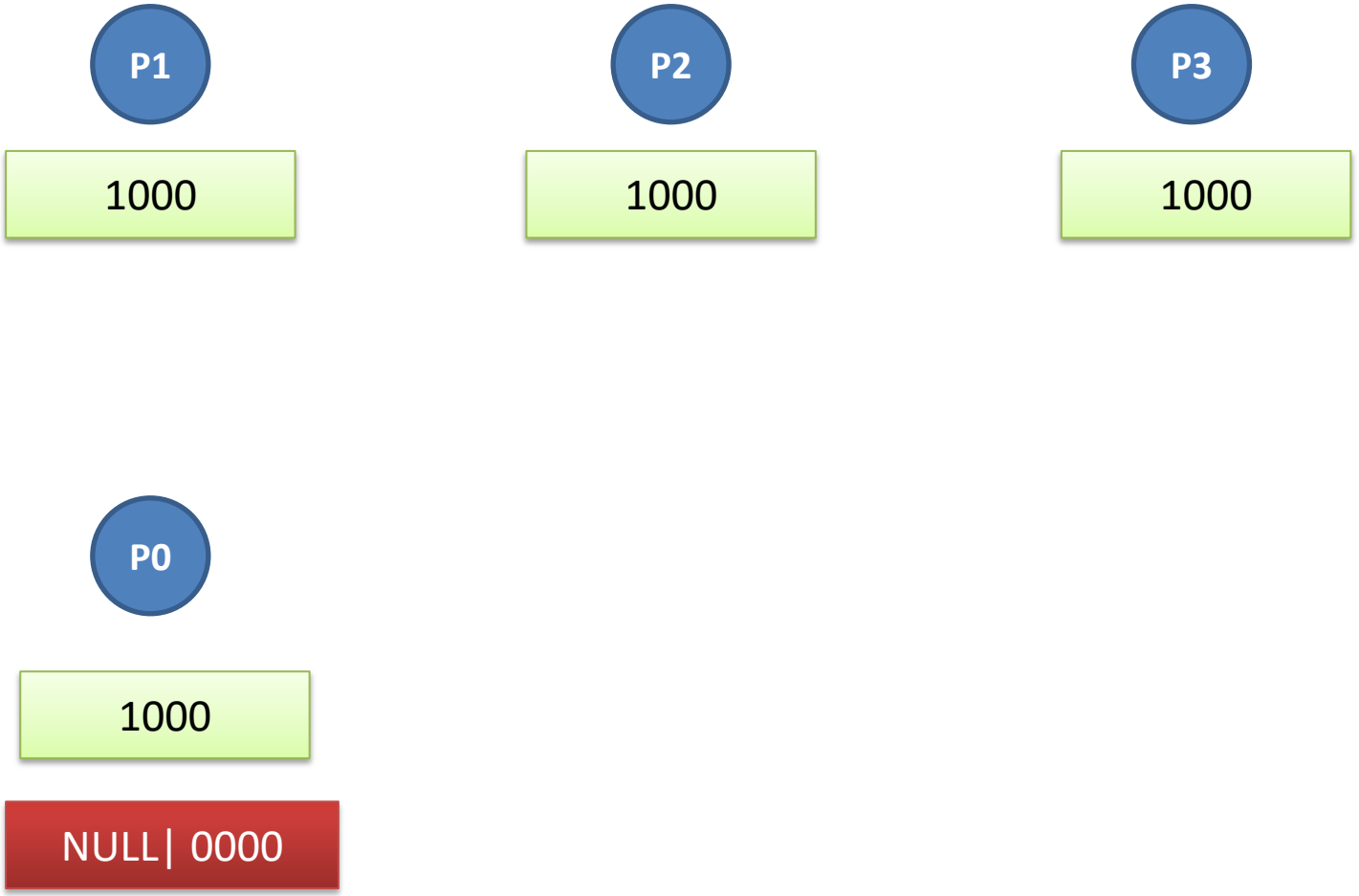
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



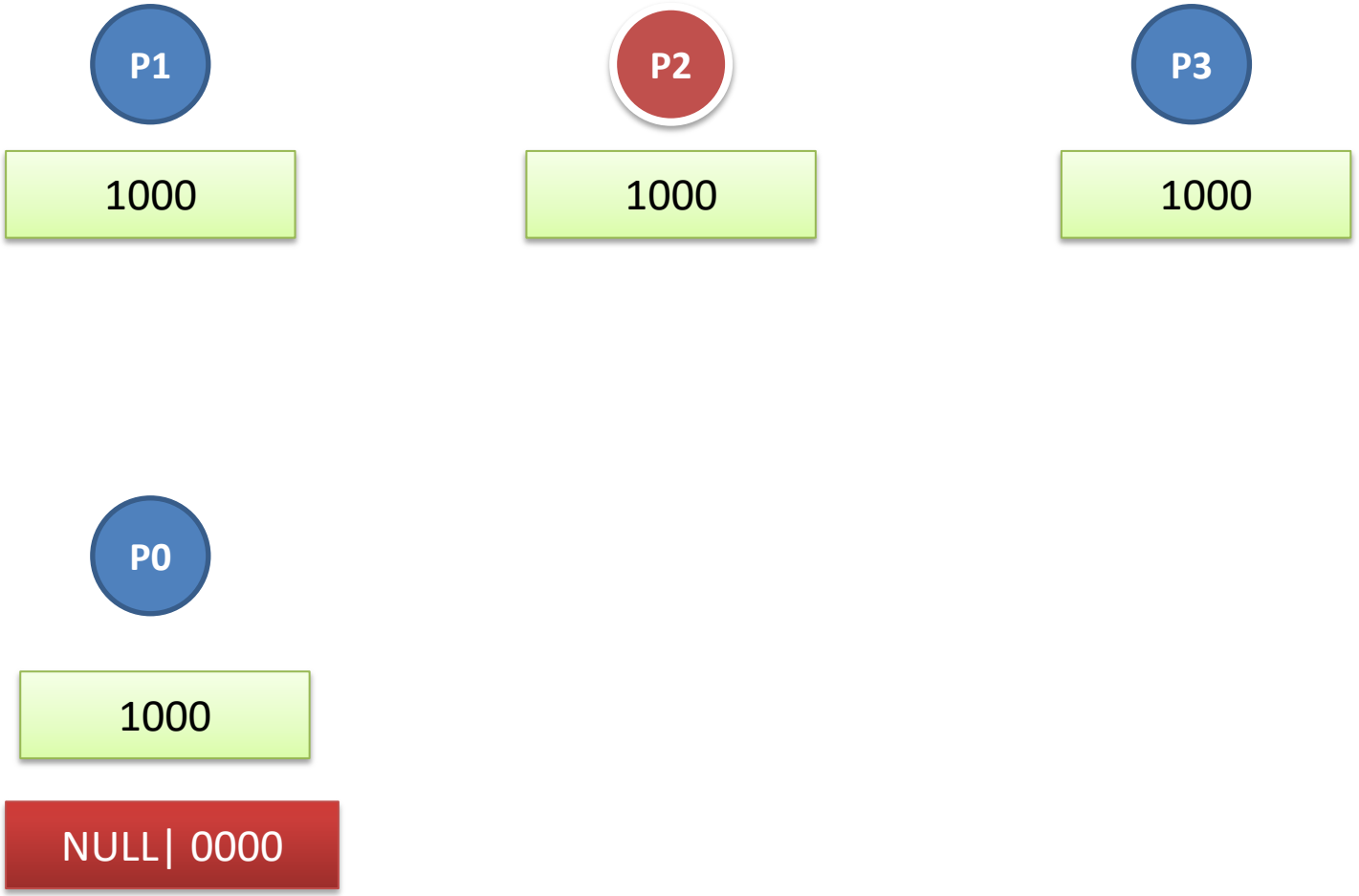
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



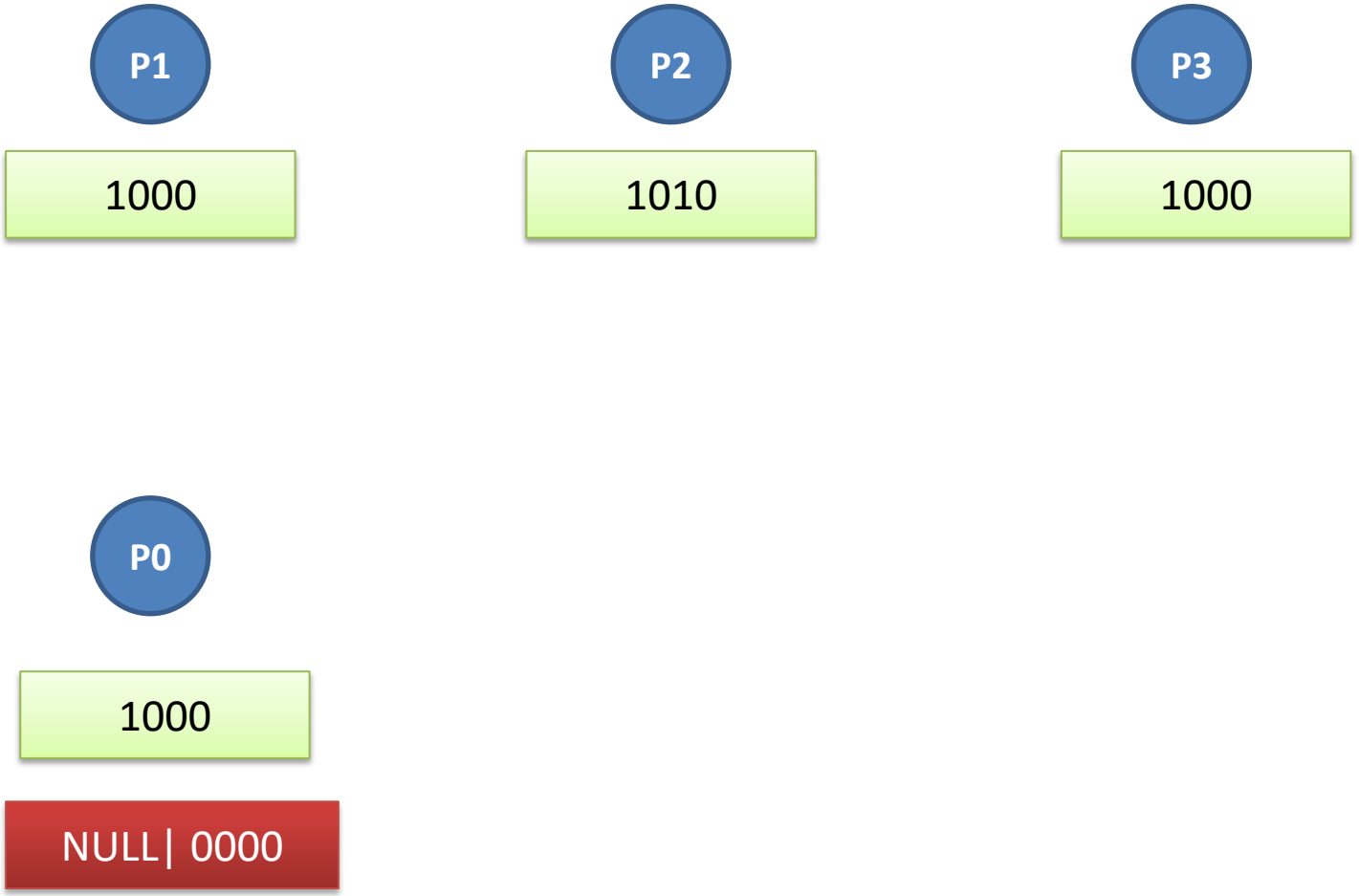
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



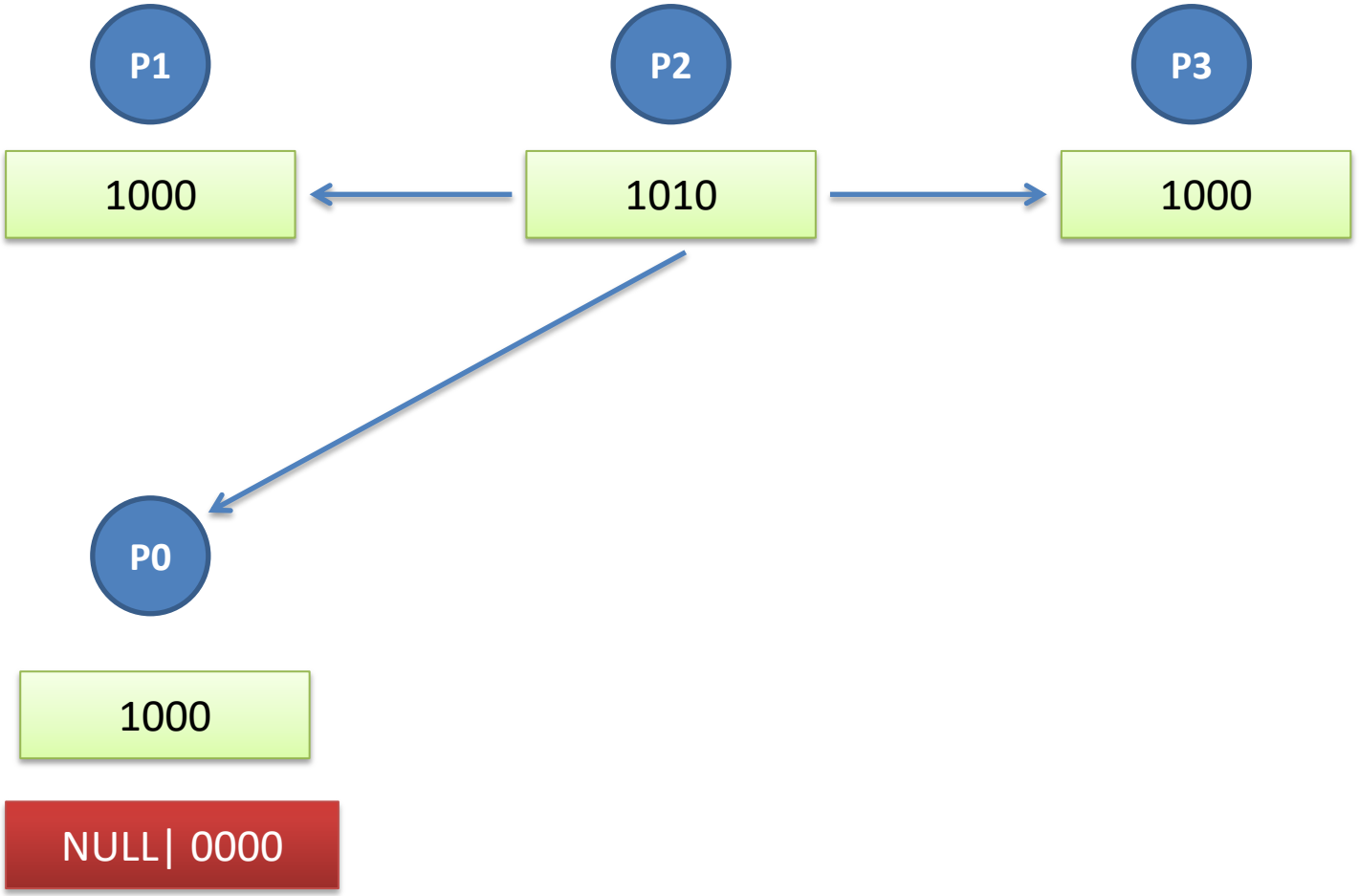
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



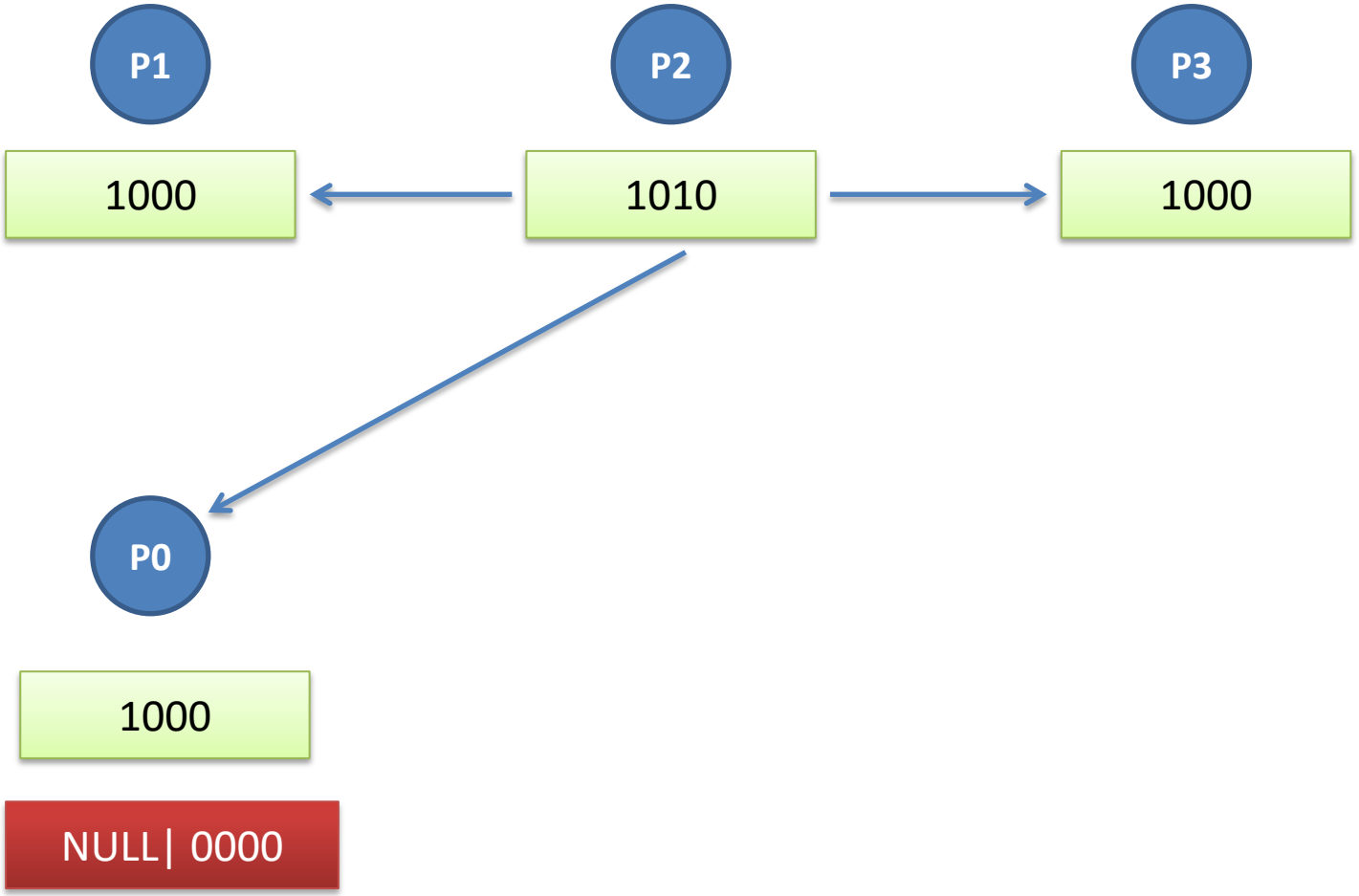
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



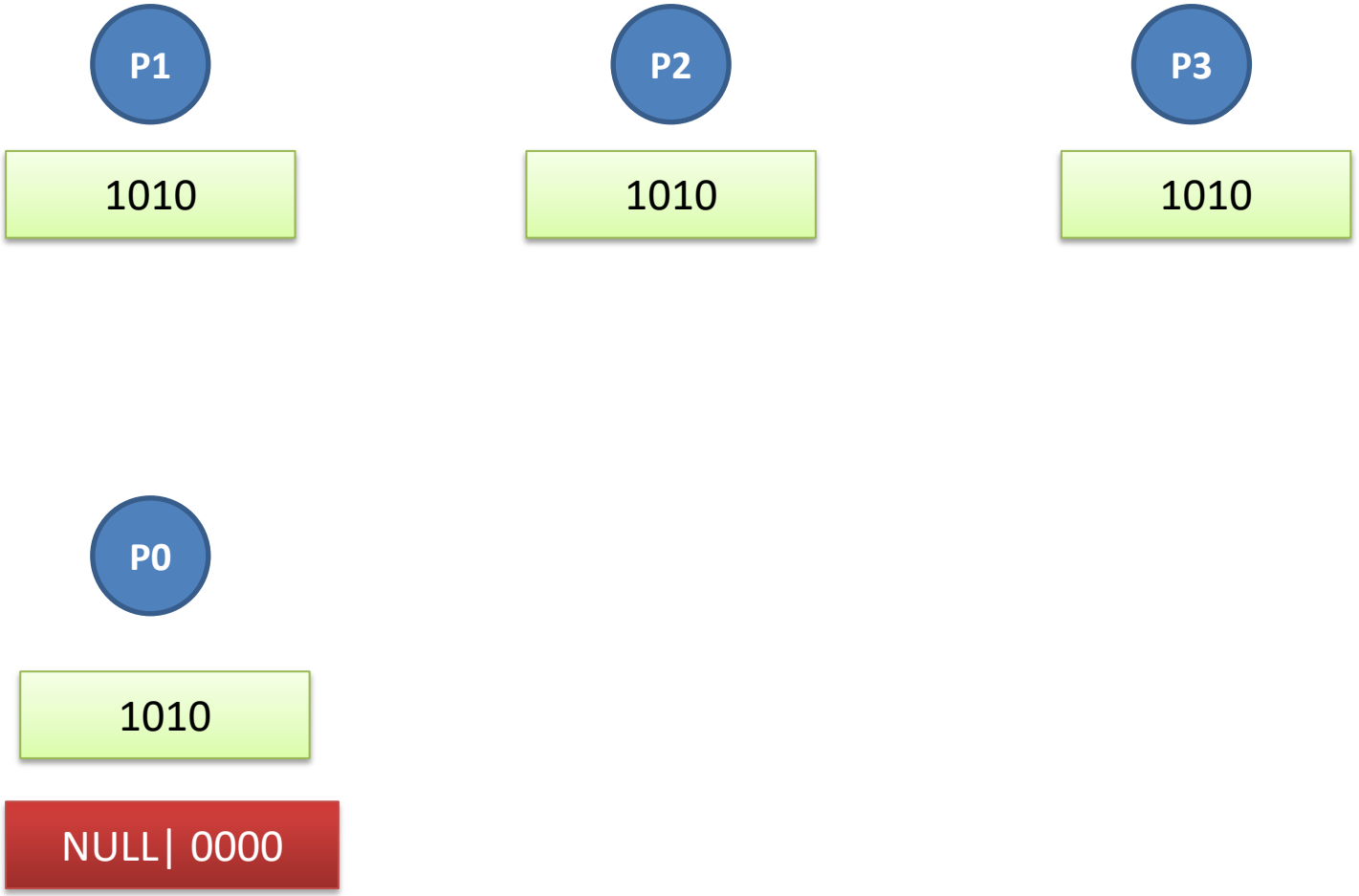
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



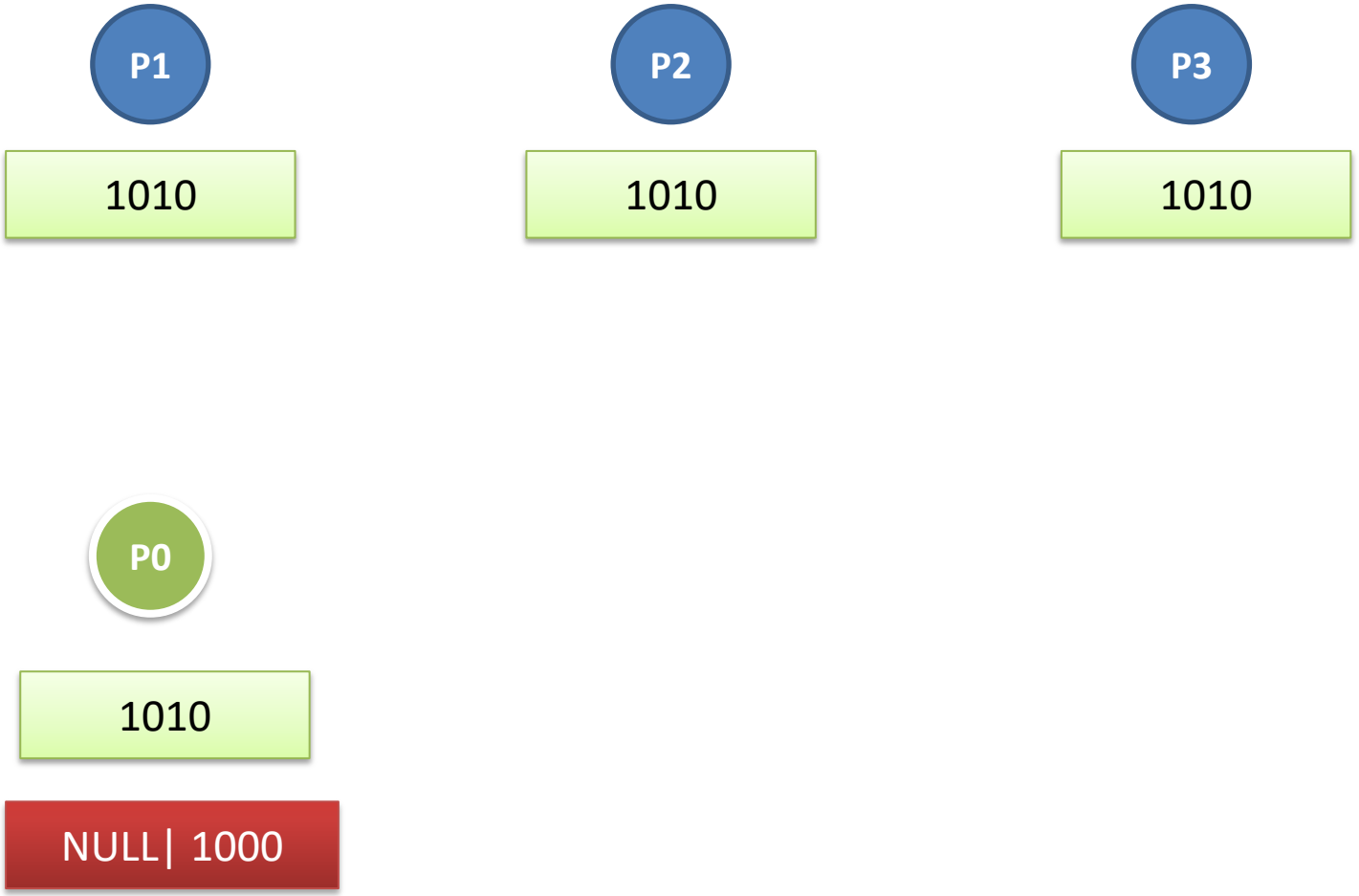
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



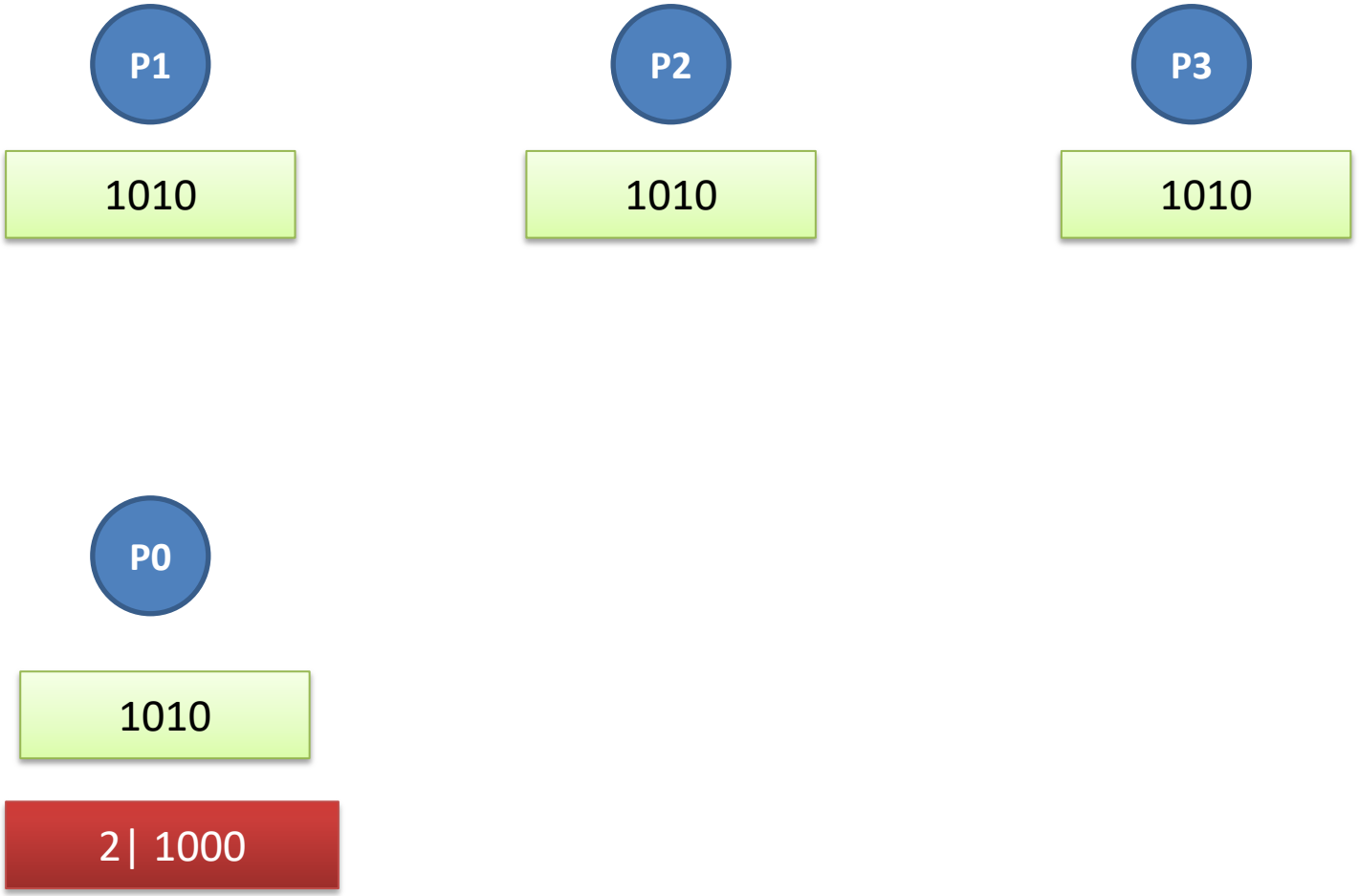
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



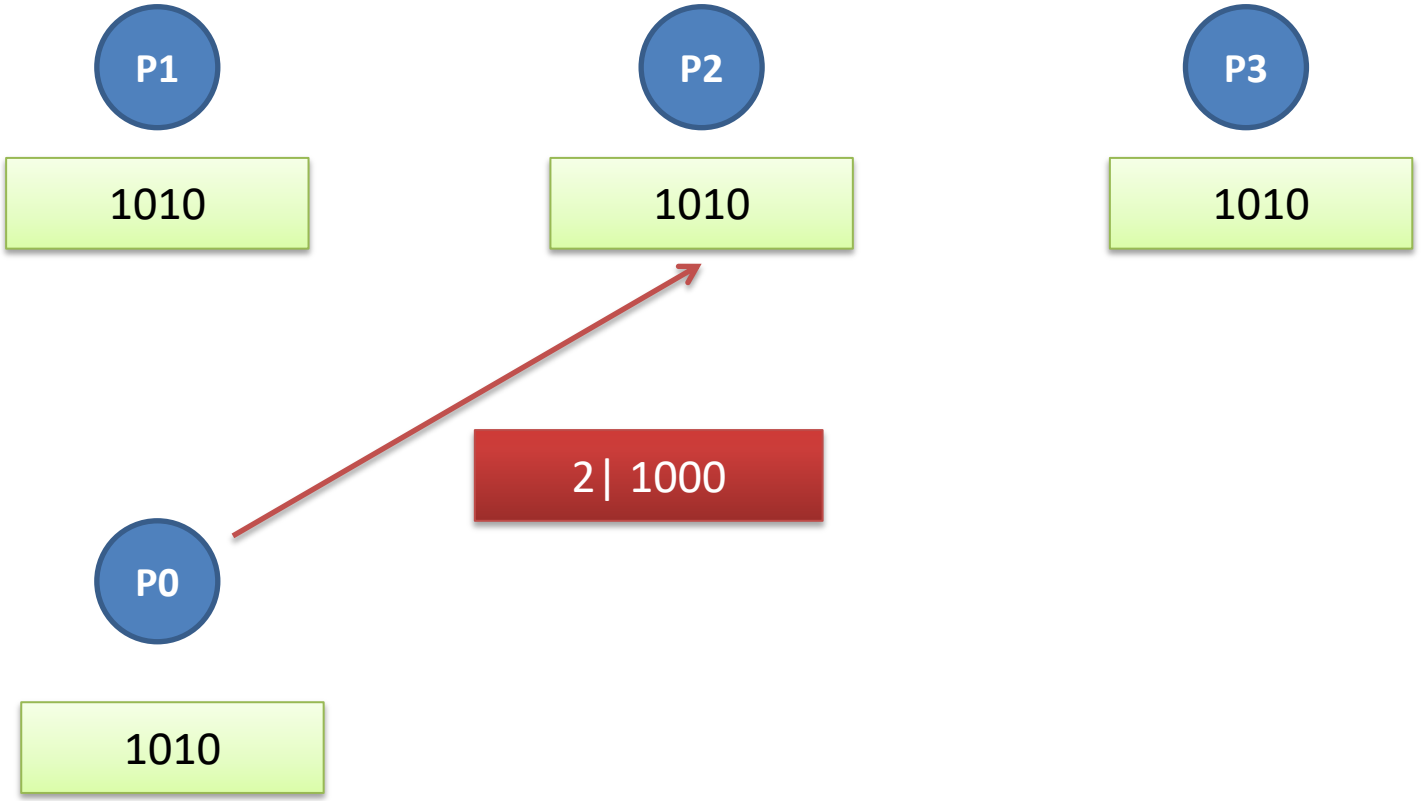
Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



Алгоритм широковещательный маркерный (Suzuki-Kasami)



Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)

Все процессы представлены в виде сбалансированного двоичного дерева. Каждый процесс имеет очередь запросов от себя и соседних процессов (1-го, 2-х или 3-х) и указатель в направлении владельца маркера.

Вход в критическую секцию

- Если есть маркер, то процесс выполняет КС.
- Если нет маркера, то процесс:

1) помещает свой запрос в очередь запросов;
2) посылает сообщение «ЗАПРОС» в направлении владельца маркера и ждет сообщений.

Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)

Поведение процесса при приеме сообщений

Процесс, не находящийся внутри КС должен реагировать на сообщения двух видов -«МАРКЕР» и «ЗАПРОС».

А) Пришло сообщение «МАРКЕР»:

- М1. Взять 1-ый запрос из очереди и послать маркер его автору (концептуально, возможно себе).
- М2. Поменять значение указателя в сторону маркера.
- М3. Исключить запрос из очереди.
- М4. Если в очереди остались запросы, то послать сообщение «ЗАПРОС» в сторону маркера.

Б) Пришло сообщение «ЗАПРОС»:

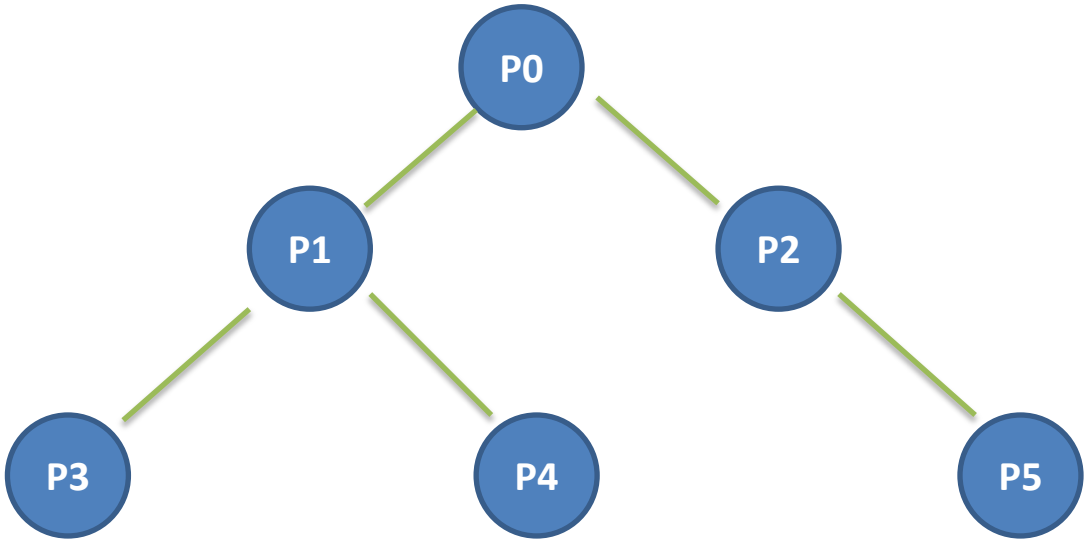
- Поместить запрос в очередь.
- Если нет маркера, то послать сообщение «ЗАПРОС» в сторону маркера, иначе (если есть маркер) - перейти на пункт М1.

Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)

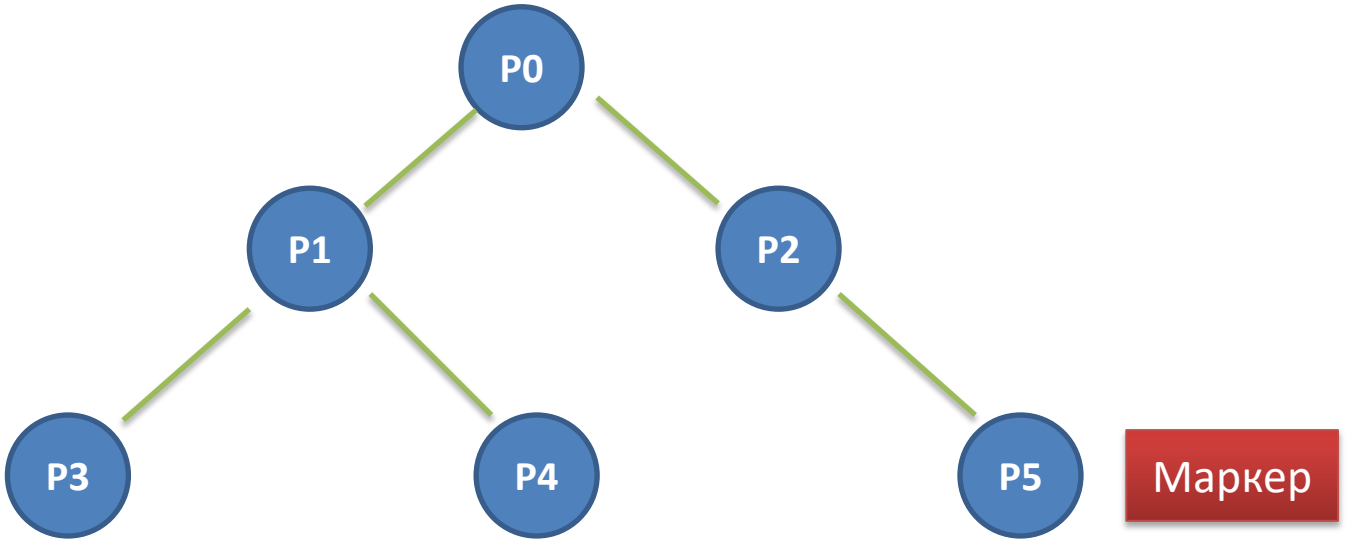
Выход из критической секции

- Если очередь запросов пуста, то при выходе ничего не делается, иначе - перейти к пункту М1.

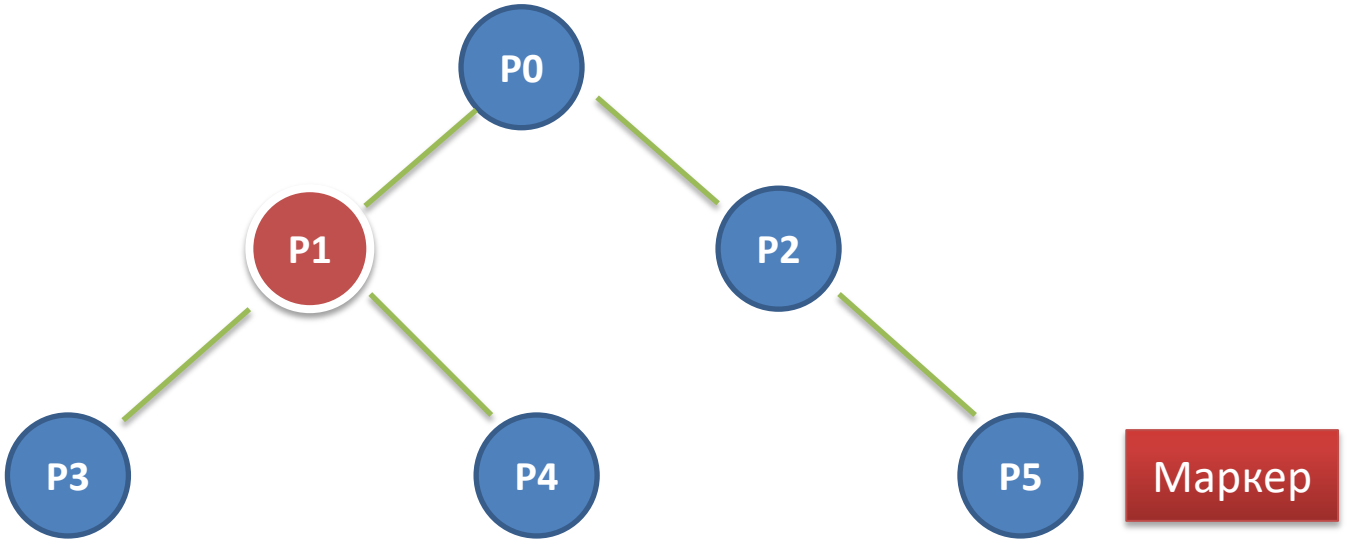
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



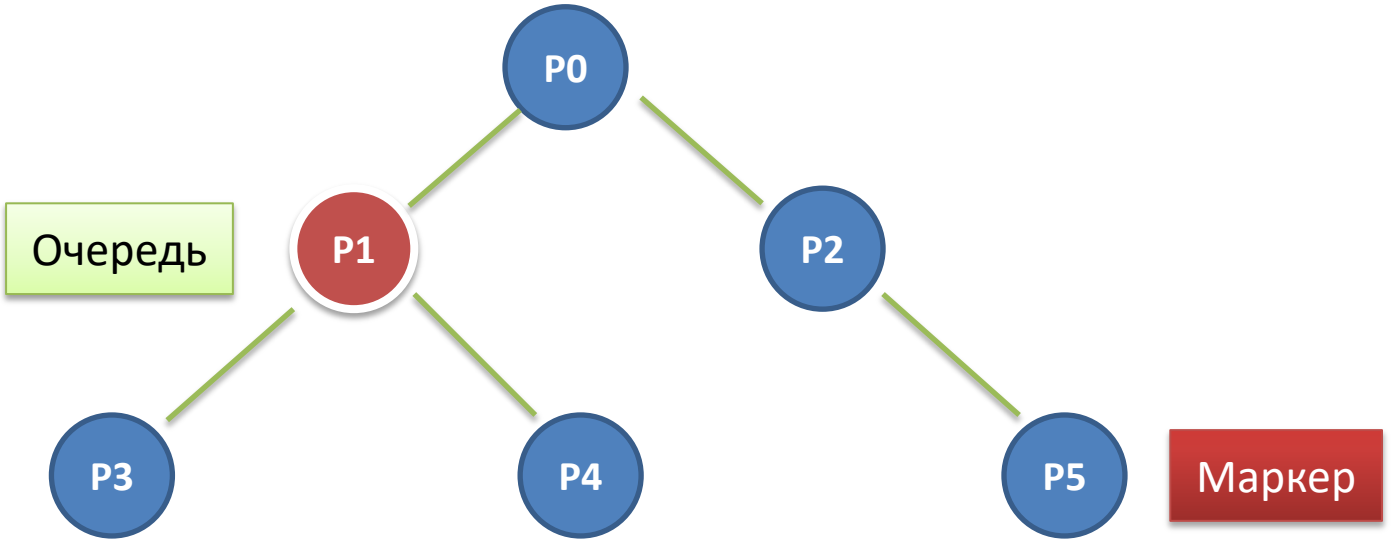
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



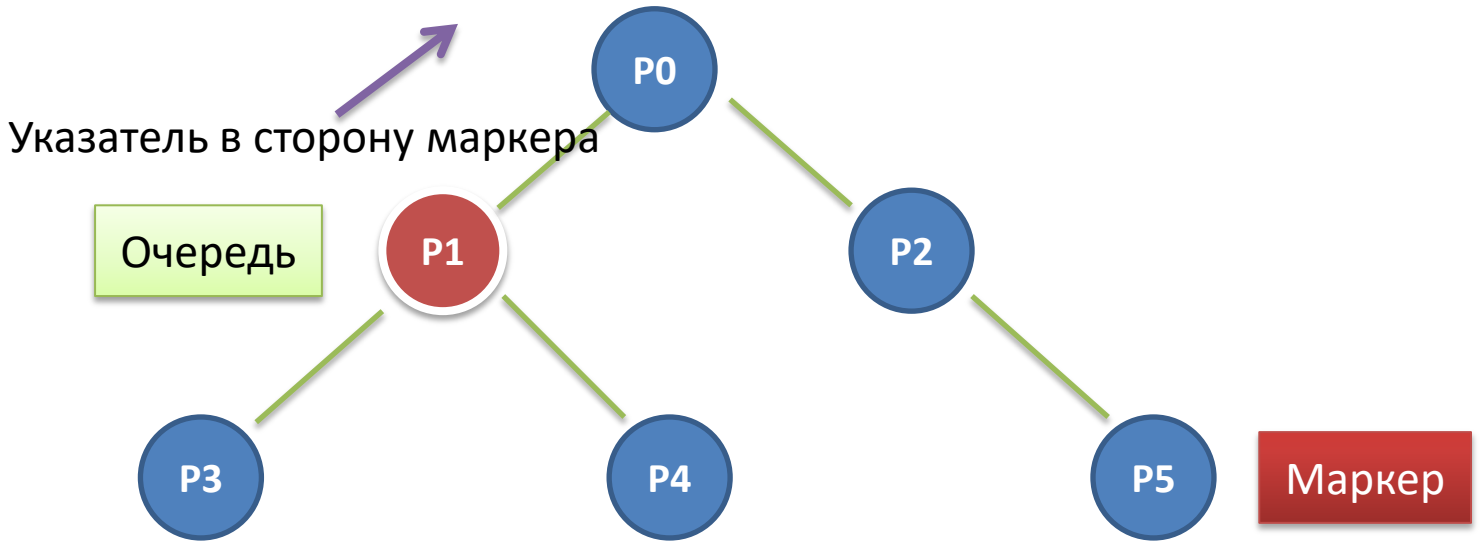
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



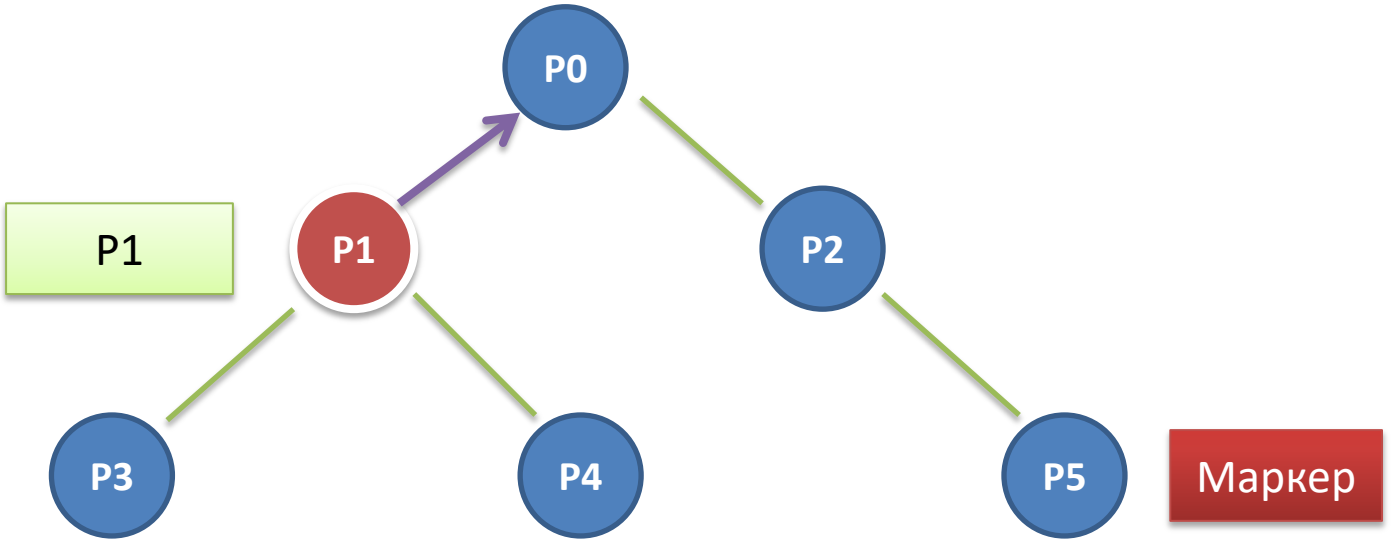
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



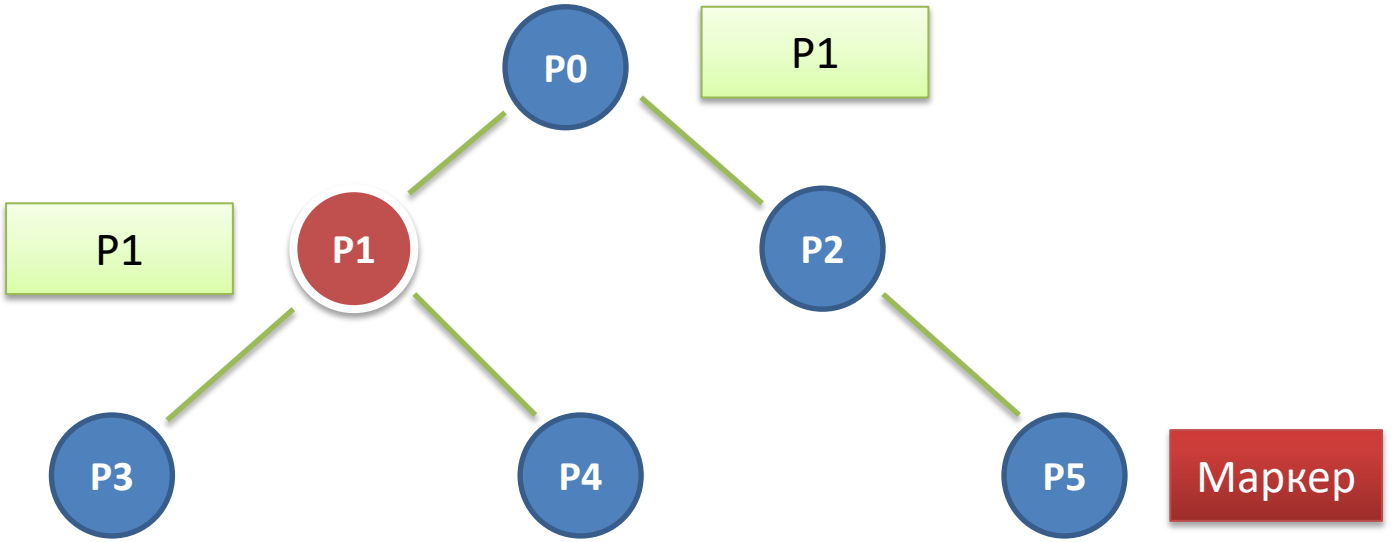
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



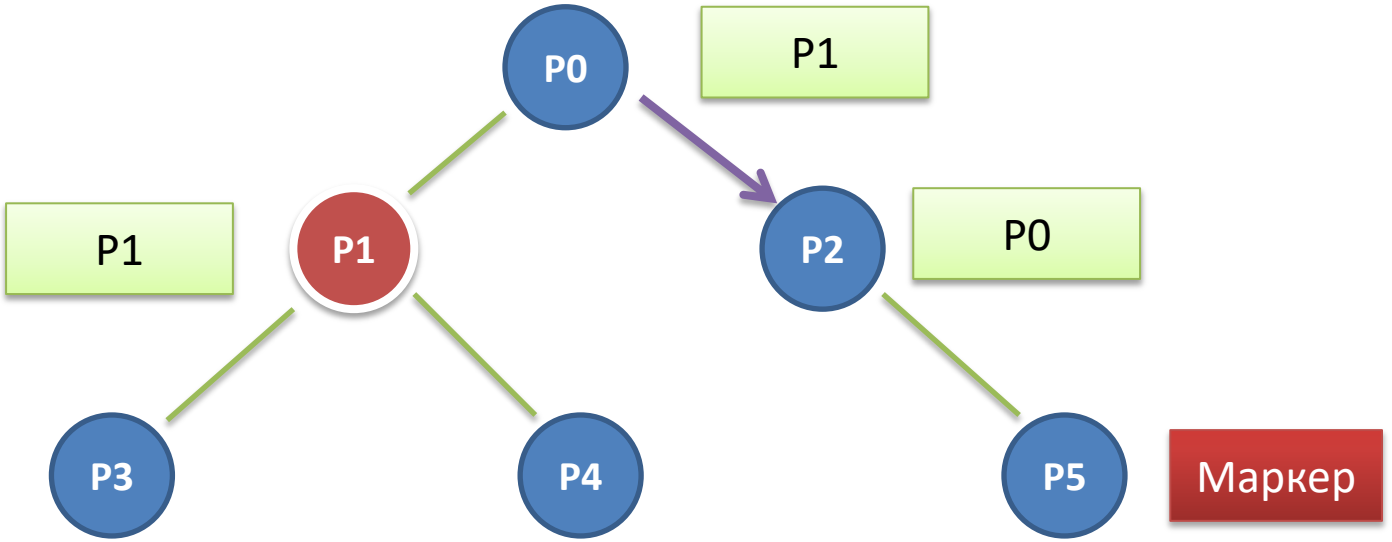
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



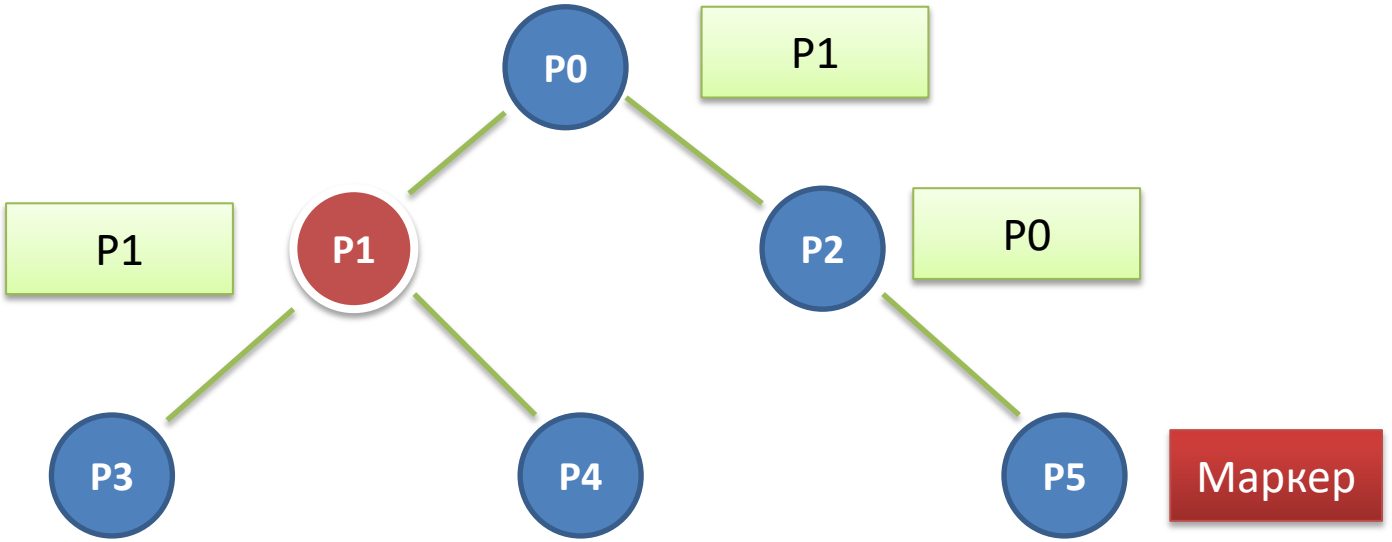
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



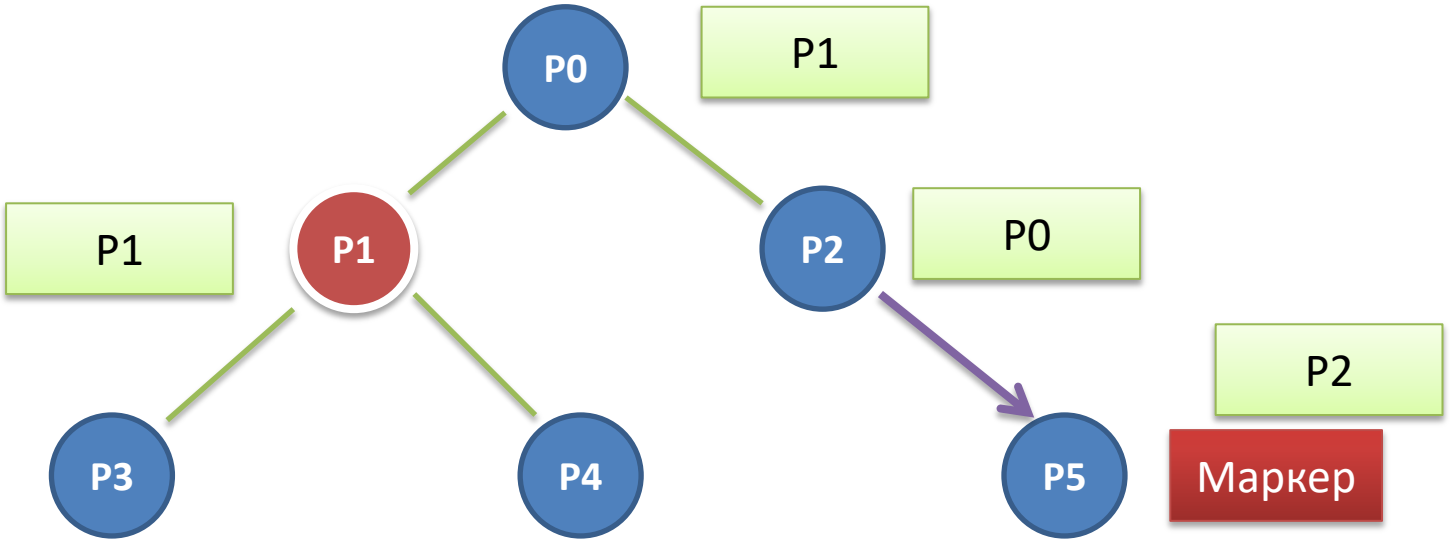
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



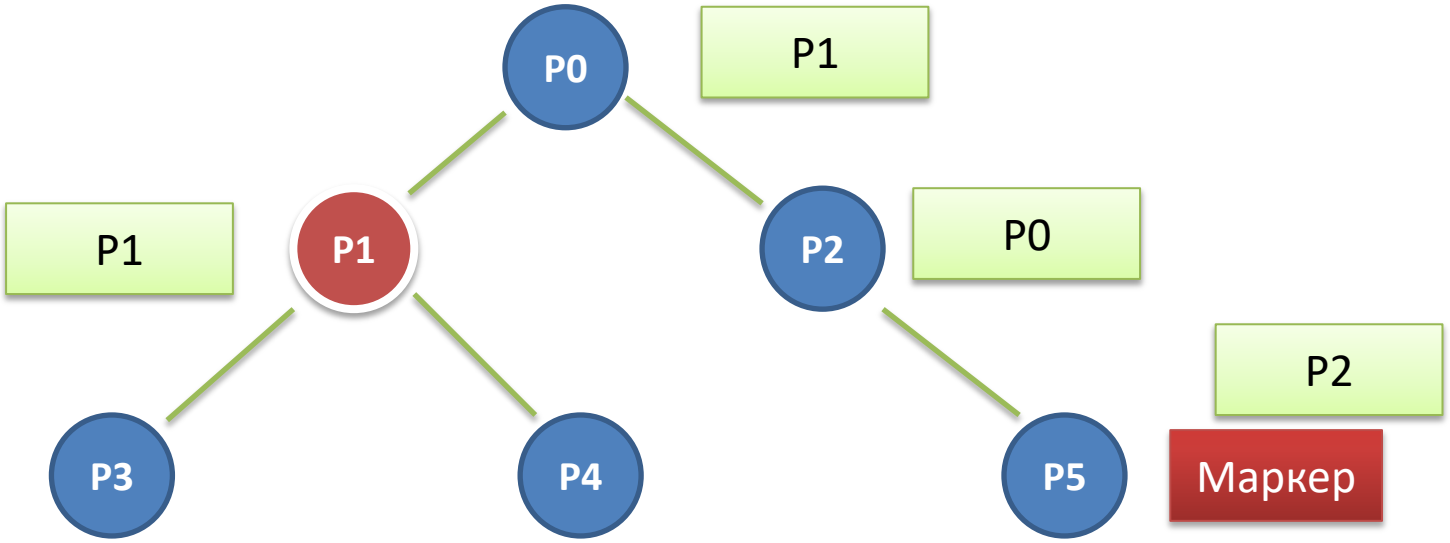
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



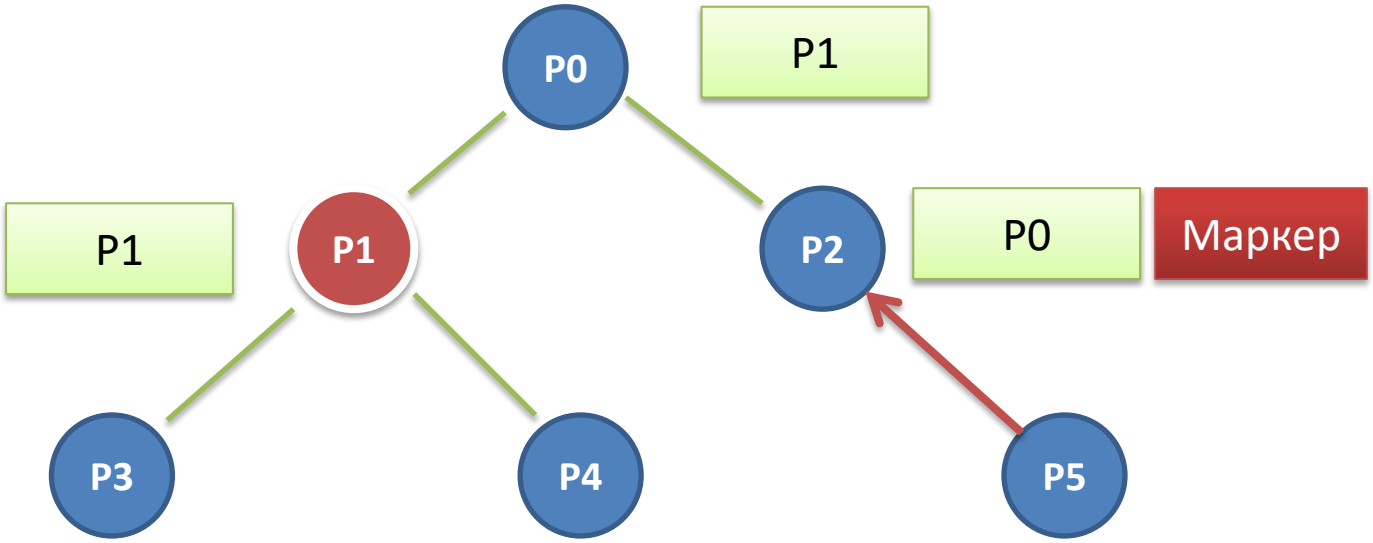
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



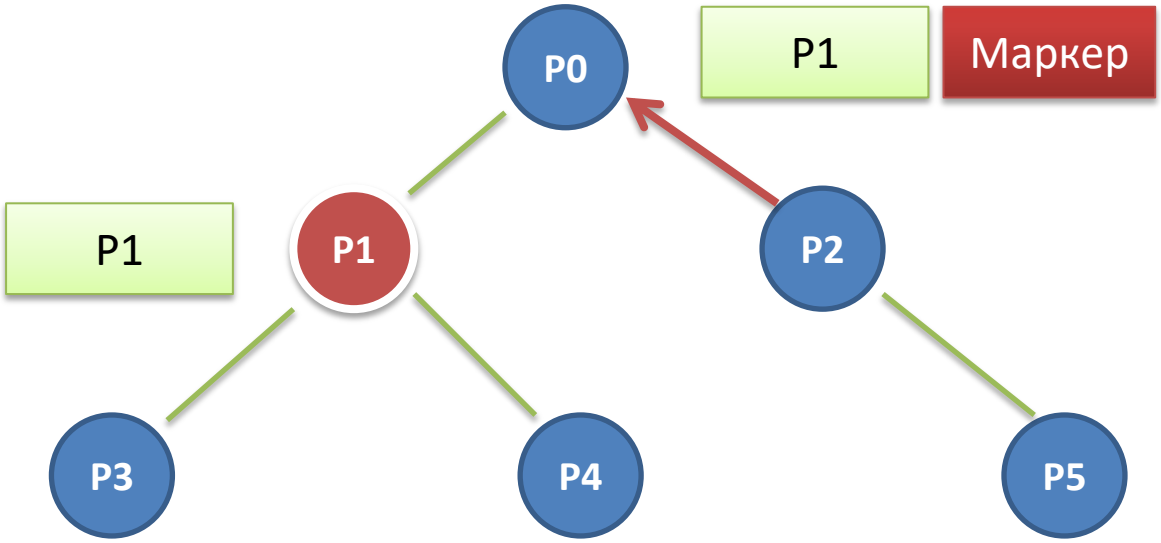
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



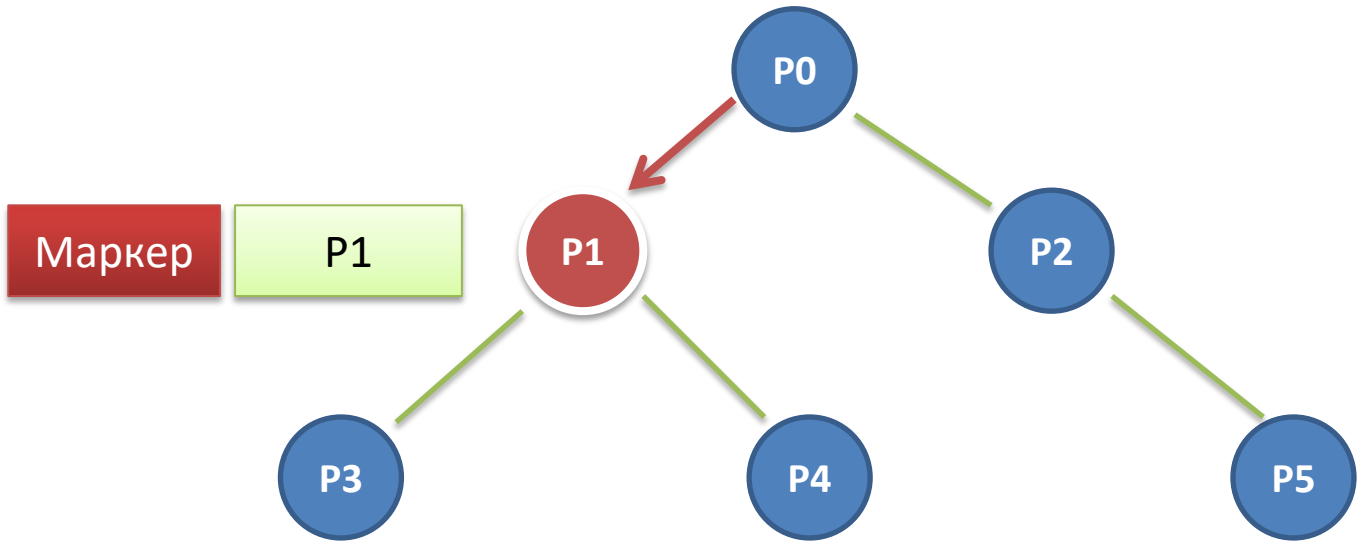
Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)



Алгоритм древовидный маркерный (Raymond)

Маркер