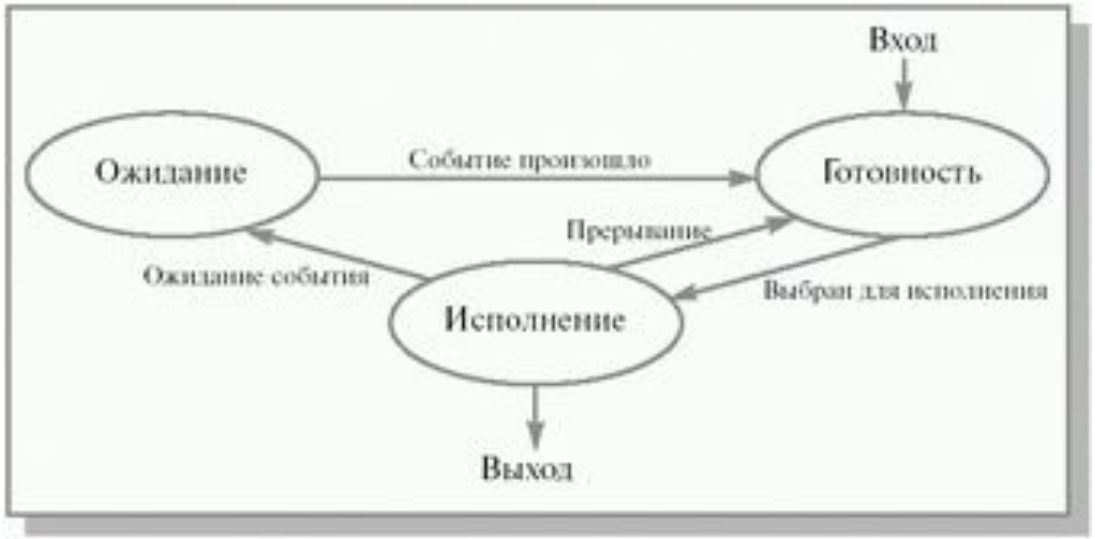
Процессы


Выбран для исполнения
Вход
Процесс не исполняется
Процесс исполняется
Выход
Приостановка

Процессы


Вход
Ожидание
Событие произошло
Готовность
Прерывание
Ожидание события
Выбран для исполнения
Исполнение
Выход

Процессы


Рождение
Допуск к планированию
Ожидание
Событие произошло
Готовность
Прерывание
Ожидание события
Выбран для исполнения
Исполнение
Завершение работы
Закончил исполнение

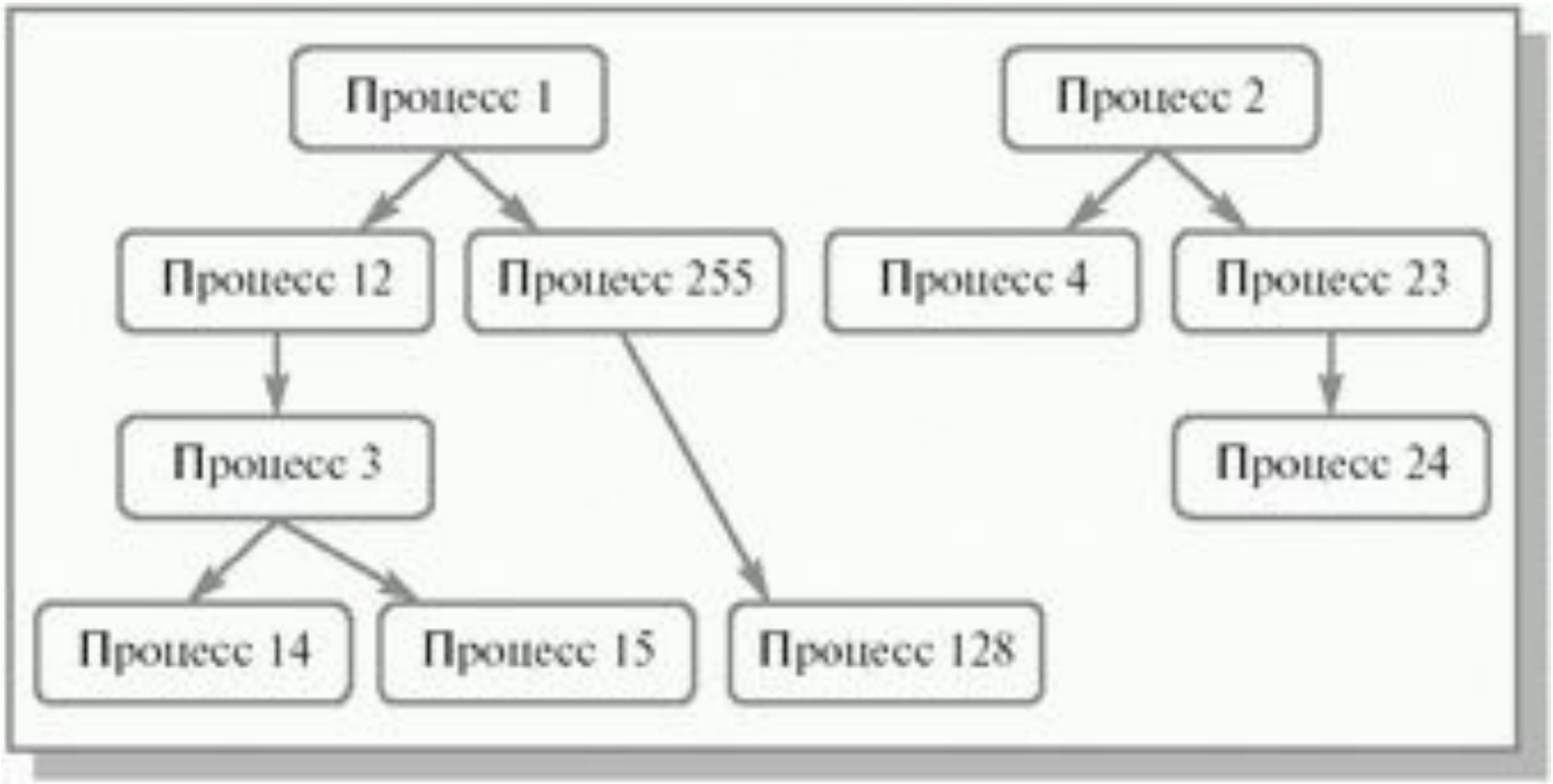
Процессы. Пары состояний процесса

- создание процесса – завершение процесса ;
- приостановка процесса (перевод из состояния исполнение в состояние готовность) – запуск процесса (перевод из состояния готовность в состояние исполнение);
- блокирование процесса (перевод из состояния исполнение в состояние ожидание) – разблокирование процесса (перевод из состояния ожидание в состояние готовность).

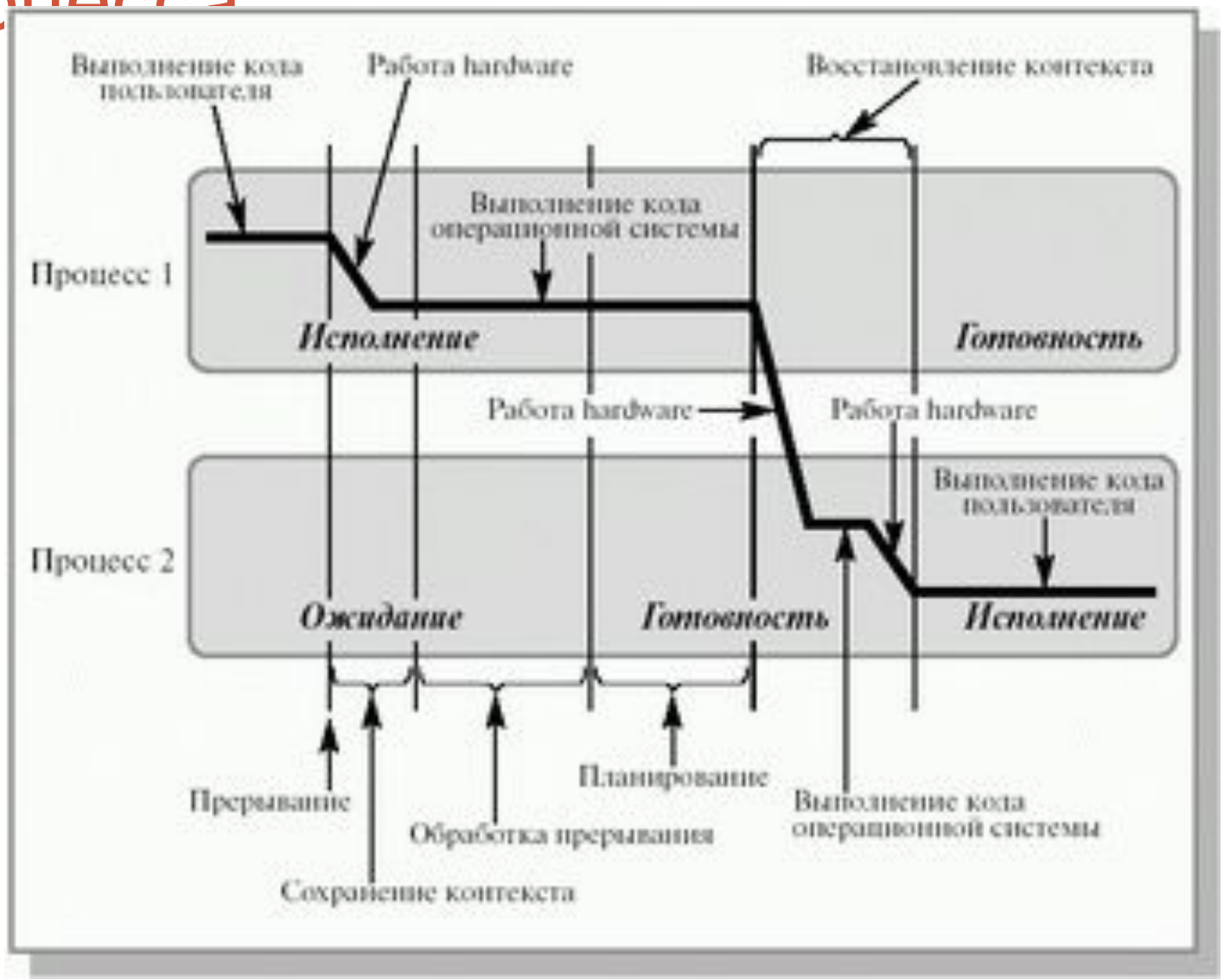
Процессы. Process Control Block

- состояние, в котором находится процесс ;
- программный счетчик процесса или, другими словами, адрес команды, которая должна быть выполнена для него следующей;
- содержимое регистров процессора;
- данные, необходимые для планирования использования процессора и управления памятью (приоритет процесса, размер и расположение адресного пространства и т. д.);
- учетные данные (идентификационный номер процесса, какой пользователь инициировал его работу, общее время использования процессора данным процессом и т. д.);
- сведения об устройствах ввода-вывода, связанных с процессом (например, какие устройства закреплены за процессом, таблицу открытых файлов).

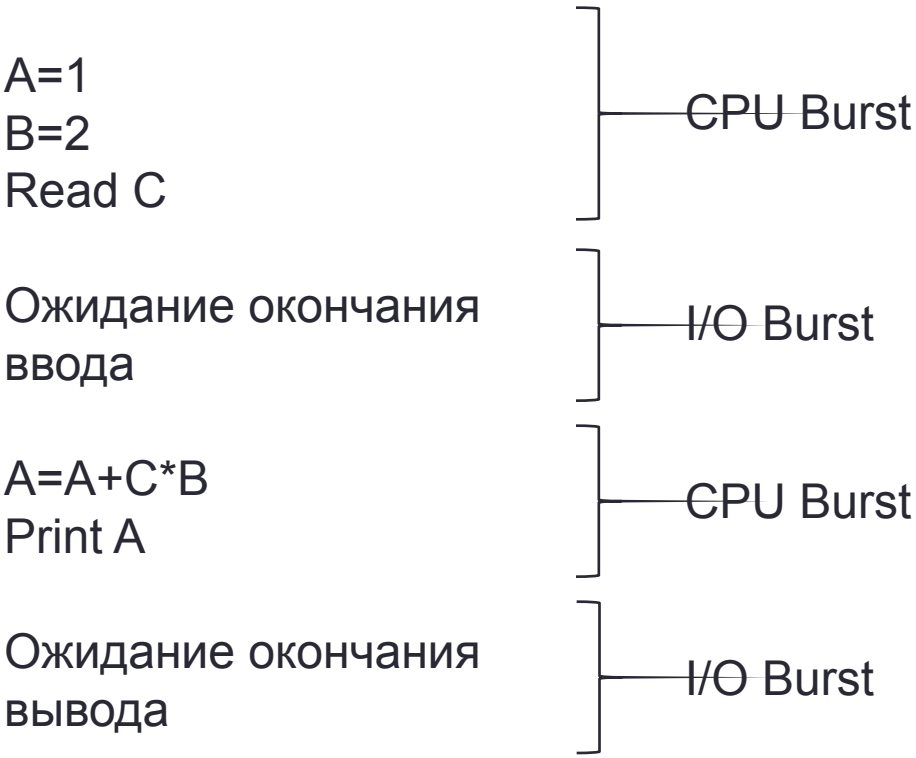
Процессы. Генеалогический лес.



Процессы. Разблокирование процесса



Процессы. Деятельность процесса



Процессы. Случаи выбора нового процесса

- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние закончил исполнение.
- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние ожидание.
- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние готовность (например, после прерывания от таймера).
- Когда процесс переводится из состояния ожидание в состояние готовность (завершилась операция ввода-вывода или произошло другое событие).

Процессы. Случаи выбора нового процесса

- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние закончил исполнение.
- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние ожидание.
- Когда процесс переводится из состояния исполнение в состояние готовность (например, после прерывания от таймера).
- Когда процесс переводится из состояния ожидание в состояние готовность (завершилась операция ввода-вывода или произошло другое событие).

Алгоритмы планирования

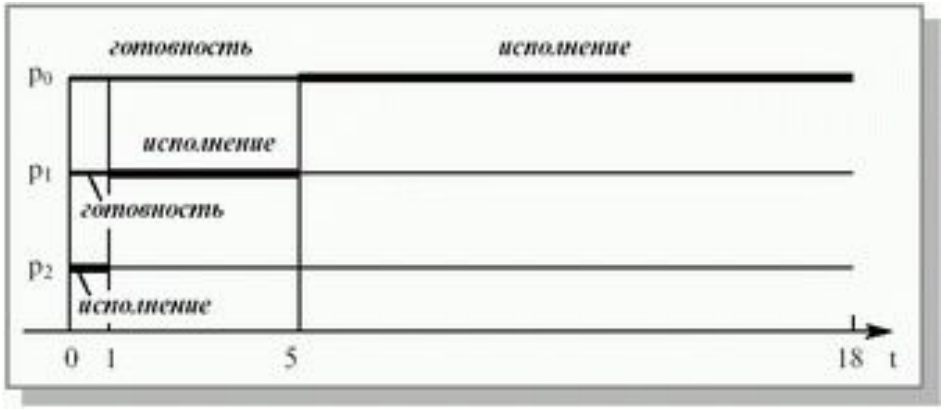
First-Come, First-Served (FCFS)

Таблица 3.1.

Процесс	p_0	p_1	p_2
Продолжительность очередного *CPU burst*	13	4	1

Если процессы расположены в очереди процессов, готовых к исполнению, в порядке p_0, p_1, p_2, то картина их выполнения выглядит так, как показано на рисунке. Первым для выполнения выбирается процесс p_0, который получает процессор на все время своего *CPU burst* , т. е. на 13 единиц времени. После его окончания в состояние исполнение переводится процесс p_1, он занимает процессор на 4 единицы времени. И, наконец, возможность работать получает процесс p_2. Время ожидания для процесса p_0 составляет 0 единиц времени, для процесса p_1 – 13 единиц, для процесса p_2 – 13 + 4 = 17 единиц. Таким образом, среднее время ожидания в этом случае – (0 + 13 + 17)/3 = 10 единиц времени. Полное время выполнения для процесса p_0 составляет 13 единиц времени, для процесса p_1 – 13 + 4 = 17 единиц, для процесса p_2 – 13 + 4 + 1 = 18 единиц. Среднее полное время выполнения оказывается равным (13 + 17 + 18)/3 = 16 единицам времени.

Алгоритмы планирования



Если те же самые процессы расположены в порядке p_2, p_1, p_0, то картина их выполнения будет соответствовать рисунку. Время ожидания для процесса p_0 равняется 5 единицам времени, для процесса p_1 – 1 единице, для процесса p_2 – 0 единиц. Среднее время ожидания составит (5 + 1 + 0)/3 = 2 единицы времени. Это в 5 (!) раз меньше, чем в предыдущем случае. Полное время выполнения для процесса p_0 получается равным 18 единицам времени, для процесса p_1 – 5 единицам, для процесса p_2 – 1 единице. Среднее полное время выполнения составляет (18 + 5 + 1)/3 = 8 единиц времени, что почти в 2 раза меньше, чем при первой расстановке процессов.

Алгоритмы планирования

Round Robin

Таблица 3.2.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18
p_0	И	И	И	И	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И	И	И	И
p_1	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И										
p_2	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И									

Рассмотрим предыдущий пример с порядком процессов p_0, p_1, p_2 и величиной *кванта времени* равной 4. Выполнение этих процессов иллюстрируется таблицей. Обозначение "И" используется в ней для процесса, находящегося в состоянии исполнение, обозначение "Г" – для процессов в состоянии готовность, пустые ячейки соответствуют завершившимся процессам. Состояния процессов показаны на протяжении соответствующей единицы времени, т. е. колонка с номером 1 соответствует промежутку времени от 0 до 1.

Алгоритмы планирования. Round Robin

Таблица 3.2.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18
p_0	И	И	И	И	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И	И	И	И
p_1	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И										
p_2	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И									

Первым для исполнения выбирается процесс p_0. Продолжительность его *CPU burst* больше, чем величина *кванта времени*, и поэтому процесс исполняется до истечения *кванта*, т. е. в течение 4 единиц времени. После этого он помещается в конец очереди готовых к исполнению процессов, которая принимает вид p_1, p_2, p_0. Следующим начинает выполняться процесс p_1. Время его исполнения совпадает с величиной выделенного *кванта*, поэтому процесс работает до своего завершения. Теперь очередь процессов в состоянии готовность состоит из двух процессов, p_2 и p_0. Процессор выделяется процессу p_2. Он завершается до истечения отпущенного ему процессорного времени, и очередные *кванты* отмеряются процессу p_0 – единственному не закончившему к этому моменту свою работу. Время ожидания для процесса p_0 (количество символов "Г" в соответствующей строке) составляет 5 единиц времени, для процесса p_1 – 4 единицы времени, для процесса p_2 – 8 единиц времени. Таким образом, среднее время ожидания для этого алгоритма получается равным (5 + 4 + 8)/3 = 5,6(6) единицы времени. Полное время выполнения для процесса p_0 (количество непустых столбцов в соответствующей строке) составляет 18 единиц времени, для процесса p_1 – 8 единиц, для процесса p_2 – 9 единиц. Среднее полное время выполнения оказывается равным (18 + 8 + 9)/3 = 11,6(6) единицы времени.

Легко увидеть, что среднее время ожидания и среднее полное время выполнения для обратного порядка процессов не отличаются от соответствующих времен для *алгоритма FCFS* и составляют 2 и 8 единиц времени соответственно.

Алгоритмы планирования. Round Robin

Таблица 3.3.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18
p_0	И	Г	Г	И	Г	И	Г	И	Г	И	И	И	И	И	И	И	И	И
p_1	Г	И	Г	Г	И	Г	И	Г	И									
p_2	Г	Г	И															

На производительность *алгоритма RR* сильно влияет величина *кванта времени*. Рассмотрим тот же самый пример с порядком процессов p_0, p_1, p_2 для величины *кванта времени*, равной 1 (табл. 3.3). Время ожидания для процесса p_0 составит 5 единиц времени, для процесса p_1 – тоже 5 единиц, для процесса p_2 – 2 единицы. В этом случае среднее время ожидания получается равным (5 + 5 + 2)/3 = 4 единицам времени. Среднее полное время исполнения составит (18 + 9 + 3)/3 = 10 единиц времени

При очень больших величинах *кванта времени*, когда каждый процесс успевает завершить свой *CPU burst* до возникновения прерывания по времени, *алгоритм RR* вырождается в *алгоритм FCFS*. При очень малых величинах создается иллюзия того, что каждый из n процессов работает на собственном виртуальном процессоре с производительностью ~ 1/n от производительности реального процессора. Правда, это справедливо лишь при теоретическом анализе при условии пренебрежения временами переключения *контекста процессов*. В реальных условиях при слишком малой величине *кванта времени* и, соответственно, слишком частом переключении контекста накладные расходы на переключение резко снижают производительность системы.

Алгоритмы планирования. Shortest Job First (SJF)

SJF-алгоритм краткосрочного планирования может быть как вытесняющим, так и невытесняющим. При невытесняющем SJF - планировании процессор предоставляется избранному процессу на все необходимое ему время, независимо от событий, происходящих в вычислительной системе. При вытесняющем SJF - планировании учитывается появление новых процессов в очереди готовых к исполнению (из числа вновь родившихся или разблокированных) во время работы выбранного процесса. Если CPU burst нового процесса меньше, чем остаток CPU burst у исполняющегося, то исполняющийся процесс вытесняется новым.

Алгоритмы планирования. Не вытесняющий SJF

Таблица 3.4.

Процесс	P_0	P_1	P_2	P_3
Продолжительность очередного *CPU burst*	5	3	7	1

При использовании невытесняющего алгоритма SJF первым для исполнения будет выбран процесс p3, имеющий наименьшее значение продолжительности очередного CPU burst. После его завершения для исполнения выбирается процесс p1, затем p0 и, наконец, p2. Эта картина отражена в таблице 3.5.

Таблица 3.5.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
P_0	г	г	г	г	и	и	и	и	и							
P_1	г	и	и	и												
P_2	г	г	г	г	г	г	г	г	г	и	и	и	и	и	и	и
P_3	и															

Среднее время ожидания для алгоритма SJF составляет (4 + 1 + 9 + 0)/4 = 3,5 единицы времени. Легко посчитать, что для алгоритма FCFS при порядке процессов p0, p1, p2, p3 эта величина будет равняться (0 + 5 + 8 + 15)/4 = 7 единицам времени, т. е. будет в два раза больше, чем для алгоритма SJF. Можно показать, что для заданного набора процессов (если в очереди не появляются новые процессы) алгоритм SJF является оптимальным с точки зрения минимизации среднего времени ожидания среди класса невытесняющих алгоритмов.

Алгоритмы планирования. Вытесняющий SJF

Таблица 3.6.

Процесс	Время появления в очереди очередного *CPU burst*	Продолжительность
P_0	0	6
P_1	2	2
P_2	6	7
P_3	0	5

Таблица 3.7.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
P_0	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И							
P_1			И	И																
P_2							Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И	И
P_3	И	И	Г	Г	И	И	И													

Алгоритмы планирования. Гарантированное планирование

При интерактивной работе N пользователей в вычислительной системе можно применить алгоритм *планирования*, который гарантирует, что каждый из пользователей будет иметь в своем распоряжении ~1/N часть процессорного времени. Пронумеруем всех пользователей от 1 до N. Для каждого пользователя с номером i введем две величины: T_i – время нахождения пользователя в системе или, другими словами, длительность сеанса его общения с машиной и τ_i – суммарное процессорное время уже, выделенное всем его процессам в течение сеанса. Справедливым для пользователя было бы получение T_i/N процессорного времени. Если

$$\tau_i << T_i/N$$

то i -й пользователь несправедливо обделен процессорным временем. Если же

$$\tau_i >> T_i/N$$

то система явно благоволит к пользователю с номером i. Вычислим для процессов каждого пользователя значение коэффициента справедливости

$$\tau_i N/T_i$$

и будем предоставлять очередной *квант времени* готовому процессу с наименьшей величиной этого отношения. Предложенный алгоритм называют алгоритмом *гарантированного планирования*. К недостаткам этого алгоритма можно отнести невозможность предугадать поведение пользователей. Если некоторый пользователь отправится на пару часов пообедать и поспать, не прерывая сеанса работы, то по возвращении его процессы будут получать неоправданно много процессорного времени.

Алгоритмы планирования. Приоритетное планирование

Невытесняющее

Таблица 3.8.

Процесс	Время появления в очереди	Продолжительность очередного *CPU burst*	*Приоритет*
p_0	0	6	4
p_1	2	2	3
p_2	6	7	2
p_3	0	5	1

Таблица 3.9.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
p_0	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И
p_1			Г	Г	Г	И	И													
p_2							Г	И	И	И	И	И	И	И						
p_3	И	И	И	И	И															

Вытесняющее

Таблица 3.10.

Время	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
p_0	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И	И	И	И	И	И
p_1			Г	Г	Г	И	Г	Г	Г	Г	Г	Г	Г	И						
p_2							И	И	И	И	И	И	И							
p_3	И	И	И	И	И															

Многоуровневые очереди (Multilevel Queue)

Многоуровневые очереди с обратной связью (Multilevel Feedback Queue)